

Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение
высшего образования «Московский государственный технический университет
им. Н. Э. Баумана (национальный исследовательский университет)»
Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение
высшего образования «Калужский филиал МГТУ имени Н. Э. Баумана
(национальный исследовательский университет)»

НАУКОЕМКИЕ ТЕХНОЛОГИИ В ПРИБОРО - И МАШИНОСТРОЕНИИ И РАЗВИТИЕ ИННОВАЦИОННОЙ ДЕЯТЕЛЬНОСТИ В ВУЗЕ

**Материалы
Всероссийской научно-технической конференции**

Том 3



УДК 378:001.891
ББК 74.58:72
НЗ4

Руководители конференции

А. В. Царьков (директор КФ МГТУ им. Н. Э. Баумана);
А. А. Столяров (зам. директора по научной работе)

Оргкомитет конференции

А. А. Столяров (председатель оргкомитета);
В. В. Лебедев (ученый секретарь);
Е. Н. Мальшев; Г. В. Орлик; В. В. Андреев; А. А. Жинов;
Ю. П. Корнюшин; А. П. Коржавый; А. И. Пономарев; А. К. Рамазанов;
А. А. Анкудинов; Б. М. Логинов; В. Г. Косушкин; А. В. Мазин; А. А. Шубин;
А. К. Горбунов; Н. Е. Шубин; А. В. Максимов; В. Н. Пащенко;
М. В. Астахов; Е. Н. Сломинская; О. Л. Перерва; В. В. Ильин; В. М. Алакин

НЗ4 **Научные технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в вузе: материалы Всероссийской научно-технической конференции, 14 – 16 ноября 2017 г. Т. 3. – Калуга: Издательство МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2017. – 262 с.**

В сборнике материалов Всероссийской научно-технической конференции представлены результаты научных исследований, выполненных учеными в течение ряда лет. Систематизированы материалы различных научных школ. Результатами научных исследований являются новые методы, вносящие вклад в развитие теории, а также прикладные задачи, воплощенные в конструкции и материалы.

УДК 378:001.891
ББК 74.58:72

© Коллектив авторов, 2017
© Калужский филиал МГТУ
им. Н. Э. Баумана
© Издательство МГТУ
им. Н. Э. Баумана, 2017

СЕКЦИЯ 14.

ДИНАМИКА, ПРОЧНОСТЬ И НАДЕЖНОСТЬ ПОДЪЕМНО-ТРАНСПОРТНЫХ, СТРОИТЕЛЬНЫХ, ДОРОЖНЫХ МАШИН И ОБОРУДОВАНИЯ

Н.Д. Рейхерт, П.В. Витчук

АНАЛИЗ СПОСОБОВ РАСЧЕТА ЭЛЕКТРИЧЕСКОЙ ЭНЕРГИИ, ПОТРЕБЛЯЕМОЙ ЛИФТАМИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

На сегодняшний день лифт является самым массовым общественным транспортом. Согласно имеющимся статистическим данным [1] ежедневно лифтами осуществляется перевозка пассажиропотока в три раза большего, чем всеми остальными видами транспорта вместе взятыми. При этом на работу и обслуживание лифта затрачивается от 3 до 10% общего энергопотребления зданием. Это, несомненно, обуславливает актуальность исследования вопросов энергетической эффективности лифтов.

Поэтому при разработке конструкций лифтовых приводов и составлении их компоновочных схем является целесообразной оценка и прогнозирование их энергопотребления. Решение данной задачи затруднено, так как пассажиропоток изменяется в течение дня, и для зданий различного назначения и различной конфигурации может иметь различный характер.

Следовательно, возникает необходимость разработки методики расчета, позволяющей оценить энергопотребление лифта с учетом всех режимов работы лифта и возможных потерь в лифтовой системе.

На данный момент известно несколько способов [1-4], которые позволяют рассчитать энергопотребление лифтов.

Например, Джим Бос в своей статье [2] предлагает метод оценки реальной и идеальной затраченной энергии, основанный на показателях силы и расстояния. Необходимую для движения лифта энергию он разбивает на четыре категории: подъемная, резервная, тормозная, осветительная.

Реальную энергию рассчитывают практически по формуле *мощность × время* и задают в Ватт-часах.

Для определения эффективности использования энергии необходимо произвести расчет идеальной энергии, который основан на использовании формулы *сила × расстояние*.

В случае сбалансированности кабины лифта входная и выходная идеальная энергия будет рассчитываться по формуле:

$$\frac{MV^2}{2}. \quad (1)$$

Когда на кабину оказывает влияние несбалансированная нагрузка в условиях подъема, то расчет входной энергии производят по формуле (2), а выходной – по формуле (3).

$$\frac{MV^2}{2} + i(D - \frac{V^2}{2A} - \frac{VA}{2J} + \frac{Vi}{2JM}); \quad (2)$$

$$\frac{MV^2}{2} - i \left(\frac{V^2}{2A} + \frac{VA}{2J} - \frac{Vi}{2JM} \right), \quad (3)$$

где A = Ускорение, м/с²; D = Пройденное расстояние, м; i = Дисбаланс, кг; J = Рывок, м/с³; M = Масса движущейся системы, преимущественно вес движущейся системы, деленный на ускорение свободного падения, плюс вращающаяся масса; V = Скорость, м/с.

В условиях отсутствия регенерации энергии на электрический разъем (из-за рассеивания ее на тормозных резисторах) выходная энергия равна 0.

Сравнивая реальную и идеальную энергии, полученные данным методом, можно определить эффективность лифтов, прогнозировать необходимую для поездки энергию (для конкретных нагрузок или расстояний).

Недостатком метода является то, что расчеты проводятся по результатам измерений электроэнергии, затраченной лифтом в режиме работы, не учитывая энергопотребление в режиме ожидания.

Изложенная в ГОСТ 56420-2015 «Лифты, эскалаторы и конвейеры пассажирские. Энергетические характеристики», методика позволяет вычислить энергопотребление лифта на основе практических измерений, путем имитации соответствующих режимов работы. Отечественный стандарт базируется на положениях ISO 25745 «Energy performance of lifts, escalators and moving walks».

Данный стандарт регламентирует измерения энергопотребления лифта при его прогоне во время контрольного цикла и в режиме ожидания, получаемые практически. В контрольном цикле при прогоне пустой кабины с нижнего этажа до верхнего и обратно измеряют затраченную лифтом энергию (включая работу дверей), состоящую из четырех компонентов [3]:

- 1) энергия, затрачиваемая на перемещение с нижнего на верхний этаж;
- 2) энергия, затрачиваемая при простаивании лифта на верхнем этаже (включая потребляемую энергию на работу дверей);
- 3) энергия, затрачиваемая на перемещение с верхнего на нижний этаж;
- 4) энергия, затрачиваемая при простаивании лифта на нижнем этаже (включая потребляемую энергию на работу дверей).

Базовый цикл рассчитывается согласно формуле:

$$E_{sprun} = \frac{E_{rc}}{Q \times S_h}, \quad (4)$$

где E_{sprun} – удельная энергия, потребляемая при движении лифта для одного контрольного цикла, мВт-ч/кг; E_{rc} – энергия, потребляемая при движении лифта за один контрольный цикл, мВт-ч; Q – номинальная нагрузка в кг; S_h – двойная высота, проходимая лифтом между нижним и верхним конечными этажами, м.

Энергопотребление действующего лифта во время базового цикла выражается в мВт-ч.

Моделирование для различных установок показало, что средняя нагрузка кабины составляет 8% номинальной нагрузки. В результате, можно прийти к выводу, что метод измерения ISO позволяет получить значения энергопотребления, достаточно близкие к реальным, однако, необходима нормализация потребления энергии при движении лифта. Поэтому производят расчет удельного энергопотребления лифта в режиме движения (учитывается энергия, затрачиваемая при движении во время контрольного цикла и коэффициенты, учитывающие загрузку кабины лифта). Полученные данным способом значения позволяют сравнить различные типы лифтов и решить вопрос об их модернизации.

Применение данного способа на практике затруднено, так как в ряде случаев нельзя провести реальные измерения. Также, способ позволяет производить расчет при энергопотреблении лифта во время движения, однако, довольно большая часть лифтов длительно находится в режиме ожидания, потому их энергопотребление обуславливается затратами энергии именно в этом режиме.

Например, Ф. Селик в своей статье [1] определил, что потребление энергии в режиме ожидания лежит в диапазоне от 20% до 85%, а для жилых зданий составляет среднее значение в 70%. Автор производил расчеты стандартного энергопотребления лифта по формуле, взятой из работы Дж. Нипкова «Потребление электроэнергии и возможности энергосбережения в лифтах»:

$$E = \frac{Zk_1k_2b_{\max}P_m}{3600v}, \text{ кВт/ч/год}, \quad (5)$$

где k_1 – средний коэффициент нагрузки; k_2 – коэффициент высоты шахты; b_{\max} – максимальная высота шахты; Z – ежегодное количество циклов поездки; P_m – мощность двигателя; v – скорость лифта.

Известен способ, основанный на расчетах потенциальной и кинетической энергии на всех этапах движения лифта [4]. В соответствии с этим способом инерционные массы вне зависимости от режима работы двигателя накапливают кинетическую энергию, посредством которой производят работу. Эта энергия, с учетом КПД, в сумме с потенциальной энергией подъема определяет энергопотребление лифта. Данный способ учитывает только инерционную массу движущихся частей лифта, без учета нагрузок кабины, что является его недостатком.

Проанализировав известные способы расчета электрической энергии, потребляемой лифтами, можно сделать следующее заключение: к настоящему времени не была разработана единая методика расчета энергии, потребляемой лифтами, которая позволила бы производить расчеты на ранних стадиях создания лифтов и учитывала все виды потерь.

Список литературы

[1] Селик Ф. Потребление энергии малоиспользуемыми лифтами в режиме ожидания // Лифт. – 2010. – № 1. – С. 47–52.

[2] Бос Д. Энергия – это сила \times расстояние // Лифт. – 2010. – № 10. – С. 43–47.

[3] Барни Д. Эффективность использования энергии в лифтах - предложение по классификации с точки зрения потребления энергии // Лифт. - 2010. - №5. – С. 25-28.

[4] А. Т. Антропов и С. Рикконен. Сравнительный анализ энергозатрат лифтовых лебедок // Itech. - 2010. – №15. С. 24-30.

Витчук Павел Владимирович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zzzventor@ya.ru

Рейхерт Надежда Дмитриевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: reikhert.nadia@yandex.ru

М. В. Потапов, А. А. Шубин

ВАРИАНТЫ СОВЕРШЕНСТВОВАНИЯ КОНСТРУКЦИИ МОБИЛЬНОЙ ШПАЛОПОДБОЙКИ С ВЕРТИКАЛЬНЫМ ПРИВОДОМ ДЕБАЛАНСА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Основным и наиболее ответственным элементом железнодорожного пути является балластная призма с установленной на ней рельсошпальной решеткой. В процессе эксплуатации вертикальные нагрузки от подвижного состава через рельсошпальную решетку передаются на балластную призму, которая с течением времени, вследствие взаимного трения частиц балласта и просыпей из подвижного состава, засоряется [1]. Из-за этого снижаются дренирующие свойства балласта, которые могут привести к изменению положения пути от проектного состояния. В этом случае, для очистки или замены балласта используются тяжелые путевые машины и комплексы. Для поддержания пути в рабочем состоянии во время эксплуатации производится достаточно большой объем работ, с использованием мобильных комплексов и путевого механизированного инструмента. Анализ путевого механизированного инструмента и выполняемых ими работ позволяет сделать вывод, что одним из наименее технологичных инструментов, требующих от монтера пути значительных физических затрат, является электрошпалоподбойка (ЭШП) [2].

В настоящее время актуальны следующие работы направленные на повышение производительности и облегчения труда монтера пути:

- повышение мобильности;
- повышение производительности;
- уменьшение физических нагрузок;
- уменьшение вибраций на ручках.

В работе [2] предложена принципиально новая конструкция шпалоподбойки, которая позволяет решить поставленные выше задачи. В этой конструкции дебаланс расположен вертикально и максимально приближен к зоне уплотнения. Привод дебалансного вибратора, а также сам вибратор имеет большое количество вращающихся деталей, что снижает ресурс шпалоподбойки. В связи с этим встает задача повышения надежности и долговечности инструмента.

Одним из таких вариантов является использование пневматического вибратора роликового типа, который изображен на рис. 1.

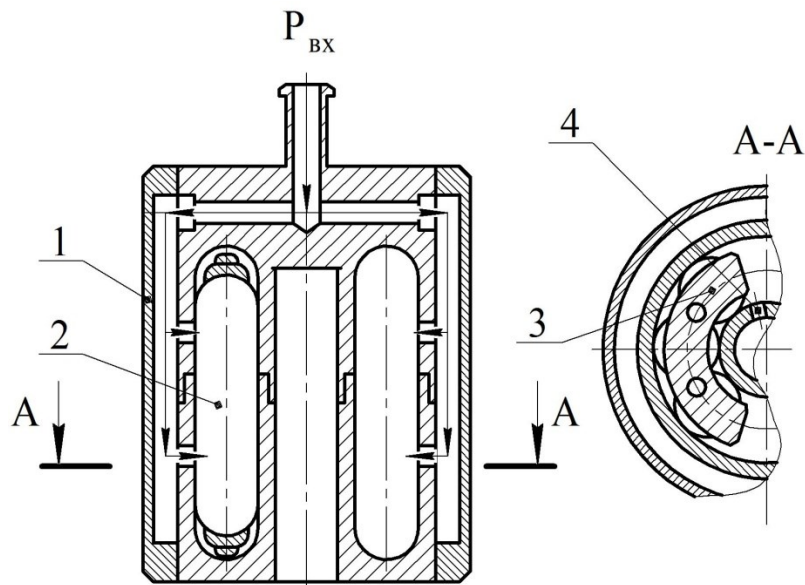


Рис. 1. Центробежный роликовый вибратор:

1 - корпус, 2 - ролик, 3 - центробежная масса, 4 - окно для выхода воздуха в атмосферу

Основным элементом данного вибратора является дебалансная масса, состоящая из трех вращающихся рядом друг с другом каждый в своем сепараторе. Кроме роликов, вращающиеся части отсутствуют. Данный вибратор необслуживаемый, и при износе обкатываемых дорожек подлежит замене.

Принцип работы состоит в следующем: сжатый воздух, поступает по каналам к обкатываемой роликами дорожке, и по тангенциально расположенным каналам, врывается в рабочую полость, разгоняя ролики, отработанный воздух, через специальные окна выходит из вибратора в атмосферу.

Преимущества использования пневмовибраторов заключаются в относительно несложном регулировании амплитуды и частоты вибрации с помощью простой дроссельной заслонки; широком диапазоне возможных частот, колеблющихся от нуля до 500Гц; широком изменении вынуждающей силы, достигающей весьма больших значений [3].

Основной недостаток конструкции – расчет динамических показателей (амплитуды, частоты вибрации, а также вынуждающего усилия) весьма сложен, простые инженерные формулы практически отсутствуют.

В качестве привода дебалансного вала шпалоподбойки можно рассмотреть вариант применения турбины (рис. 2).

На верхнюю крышку дебалансного вибратора крепится турбинный блок, имеющий входной и выходной канал для подачи воздуха или жидкости. Принцип работы состоит в следующем: при подаче воздуха или жидкости на лопастях турбины возникает крутящий момент, который приводит во вращение дебалансный вибратор.

Рассмотренные варианты приводов имеют ряд существенных недостатков - наличие трущихся деталей, а также подшипниковых узлов и неуравновешенных масс.

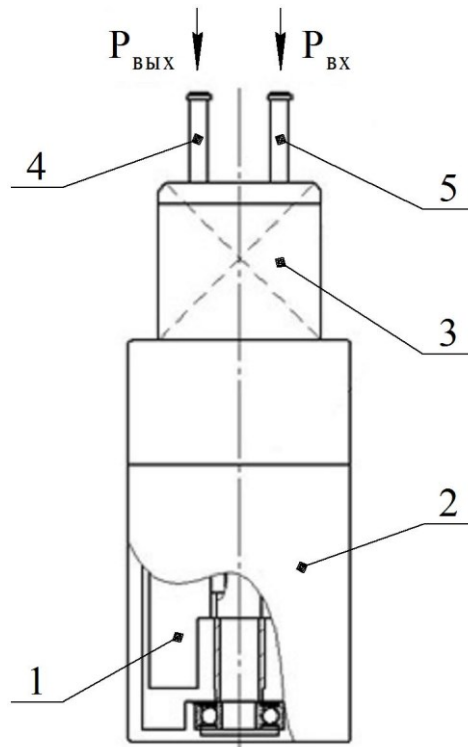


Рис. 2. Вибратор с турбинным приводом:
 1 - лопасть турбины, 2 - дебалансный вибратор, 3 - пневмо- (гидро-) турбина,
 4 - выходной канал, 5 - входной канал

Исключить выше перечисленные недостатки позволит применение в конструкции шпалоподбойки пружины Бурдона в качестве источника колебаний (рис. 3).

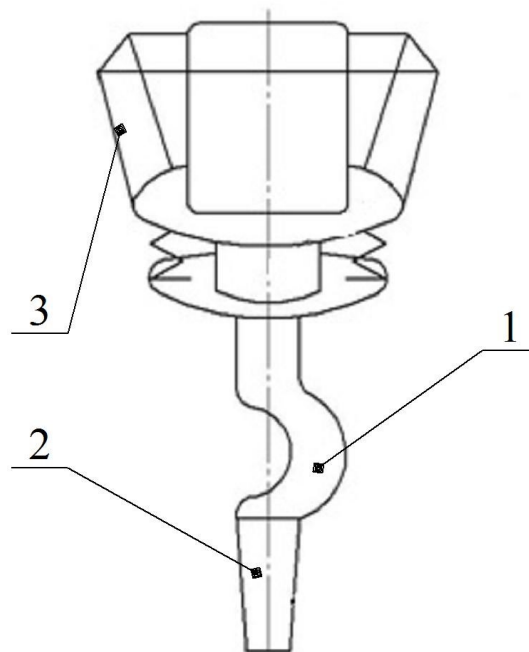


Рис. 3. Шпалоподбойка с трубчатой пружиной Бурдона:
 1 - пружина Бурдона, 2 - рабочий орган, 3 - гидравлическая станция

В пружине используется свойство полой тонкостенной трубки некругового сечения, деформирующейся под действием подводимого давления. Пружина представляет собой кривую трубку, имеющую некруглую форму поперечного сечения. Один конец пружины закрепляется в неподвижной полой трубе, а другой соединен с рабочим органом.

Под действием давления пружина разгибается, и ее свободный конец совершает перемещение. При импульсной подаче давления в полость пружины, возникают виброколебания подбивочного полотна.

Реализация в конструкции шпалоподбойки трубчатой пружины позволит исключить быстроизнашивающиеся элементы, а также управлять амплитудно-частотными характеристиками подбивочного полотна в зависимости от условий работы.

Список литературы

[1] Сухих Р. Д., Бугаенко В. М., Огарь Ю. С., Ермаков В. Д., Пиковский И. М., Пронченко А. В. Путьевые механизмы и инструменты. Сухих Р. Д.; под общей ред. Р. Д. Сухих. – М.: УМК МПС, 2002, 428 с.

[2] Шубин А.А., Фадеев В.В. Совершенствование конструкции вибрационной шпалоподбойки. *Актуальные проблемы гуманитарных и естественных наук*, 2016, №7-5, с. 91-94.

[3] Вибрационные процессы и машины // Под ред. Э.Э. Лавендела. Ред. совет: В.Н.Челомей (пред.). – М.: Машиностроение, 1981. – 509 с.: ил.

Шубин Александр Анатольевич – канд. техн. наук, заведующий кафедрой «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zzzventor@ya.ru

Потапов Михаил Витальевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: michail.potapov109@yandex.ru

Д.Г. Мокин

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ ВОЗМОЖНОСТЕЙ ПО LABVIEW ПРИ МОДЕЛИРОВАНИИ МЕХАНИЗМОВ ПТМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Любой механизм привода можно представить как объект, состоящий из нескольких блоков. Например, типовой механизм подъема состоит из электродвигателя, муфты, редуктора, дополнительной передачи, подъемный барабан. Структурная схема приведена на рисунке 1.



Рисунок 1 – Структурная схема привода

Можно реализовать создание модели механизма на основе объектного проектирования с применением LabVIEW [1]. Каждый блок модулируется с заданием соответствующих параметров в виде виртуального прибора. От блока к блоку передается поток мощности в виде кластера мощности, включающего такие параметры как обороты, сила и возможно добавление других информационных параметров. Каждый блок можно реализовать в виде экспресс виртуального прибора. Для него характерно диалоговое окно, в котором можно задавать характеристику реализуемого в блоке элемента привода. Например, на рисунке 2 приведено диалоговое окно задания параметров электродвигателя.

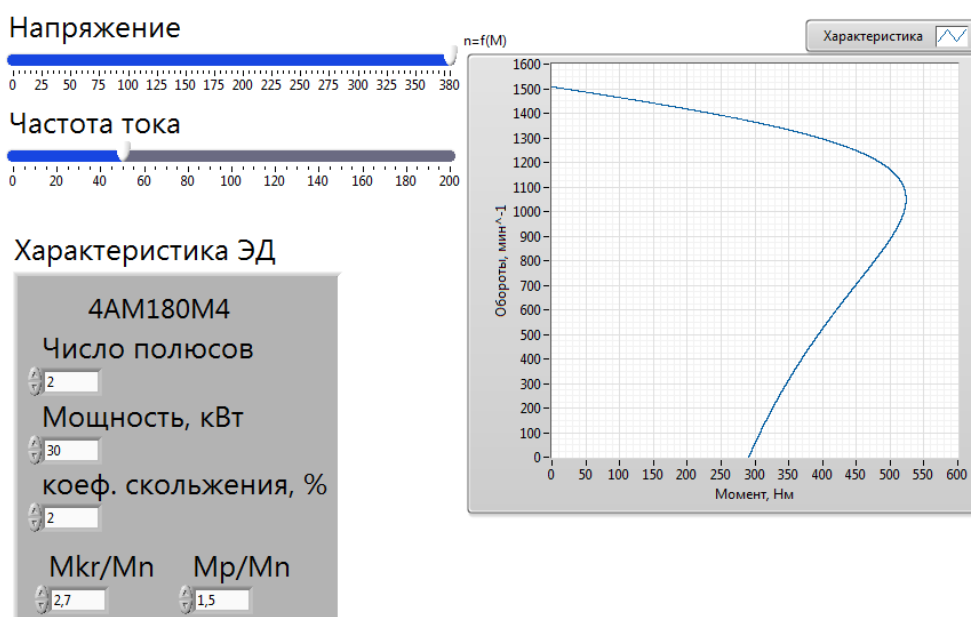


Рисунок 2 – Диалоговое окно назначения параметров электродвигателя

Рассмотрим более подробно возможность построения упрощенной модели асинхронного электродвигателя (АЭД). На входе модели электродвигателя осуществляется подача питающего напряжения заданной амплитудой и частотой. Источником этого напряжения может выступать, например, модель частотного преобразователя (ЧП) или без использования ЧП простая реализация подачи питания стандартного трех фазного напряжения 380В (двух фазного – 220В) с постоянной частотой в 50Гц через кнопку включения питания. Также на входе учитывается внешняя нагрузка на валу электродвигателя. Выходом модели может служить его механическая характеристика, представленная на рисунке 2 графиком. По полученной механической характеристике можно определять текущие обороты электродвигателя в зависимости от нагрузки на валу электродвигателя. Реализация такого получения оборотов в LabVIEW приведена на рисунке 3.

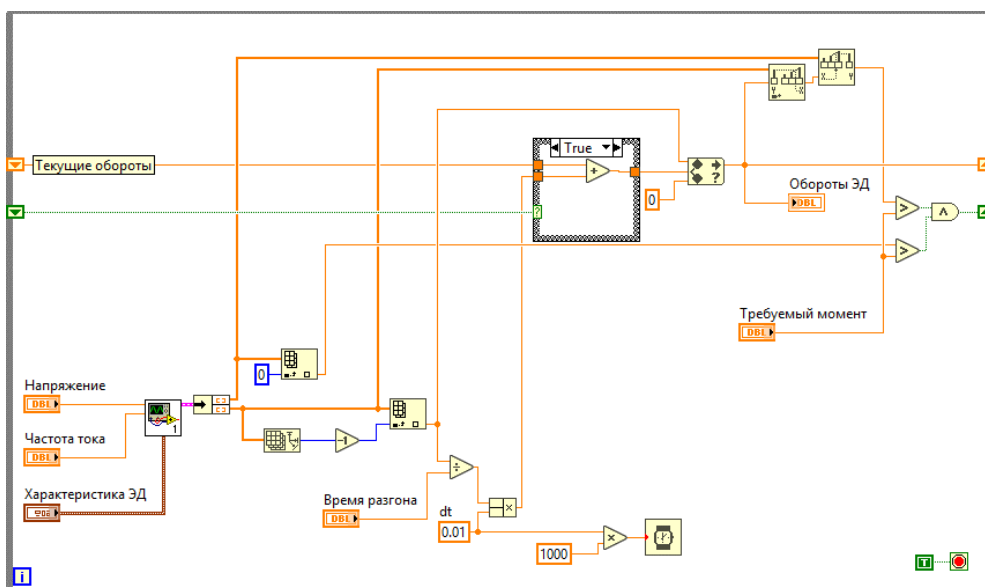


Рисунок 3 – Блок схема получение оборотов АЭД из механической характеристики

Само получение механической характеристики можно реализовать, пользуясь теорией построения ее на основе формулы Клосса [2]. Задаваясь паспортными данными приведенными на рисунке 2, как характеристика АЭД для построения механической характеристики, проводим следующие расчеты:

1. Определение синхронных оборотов электродвигателя:

$$n_1 = \frac{60 \cdot f}{p}, \quad (1)$$

где f – частота питающего напряжения; p – число пар полюсов АЭД.

2. По известному коэффициенту скольжения определяем номинальные обороты:

$$n_n = n_1 \cdot (1 - s_n), \quad (2)$$

где s_n – номинальный коэффициент скольжения.

3. Определяется номинальный момент АЭД:

$$M_n = \frac{30 \cdot P_n}{\pi \cdot n_n}, \quad (3)$$

где P_n – номинальная мощность.

4. Рассчитывается критическое скольжение s и критический момент:

$$s_{кр} = s_H \cdot (\lambda + \sqrt{\lambda^2 - 1}), \quad (4)$$

$$M_{кр} = \lambda \cdot M_H, \quad (5)$$

где λ – коэффициент перегрузки АЭД.

5. Используя упрощенную формулу Клосса можно найти пусковой момент:

$$M_{п} = \frac{2 \cdot M_{кр}}{\frac{s_{кр}}{s_{п}} + \frac{s_{п}}{s_{кр}}}, \quad (6)$$

где $s_{п} = 1$ – коэффициент скольжения при пуске АЭД.

Блок схема построения механической характеристики представлена на рисунке 4. Таким образом будет получена механическая характеристика как зависимость оборотов от момента на валу электродвигателя $n = f(M)$.

По аналогии таким же образом создаются виртуальные приборы для других узлов структурной схемы привода с заданием соответствующих характеристик этих узлов. А также можно включить в расчеты дополнительные параметры функционирования узлов вплоть до расчета их надежности. Например, для модели редуктора входными параметрами могут выступать обороты и момент, на выходе получаем соответственно выходные обороты и момент и дополнительно можно, например, заложить в расчет определение температуры нагрева масла, при моделировании во времени определять загрязнение и изменение уровня масла и т.д.

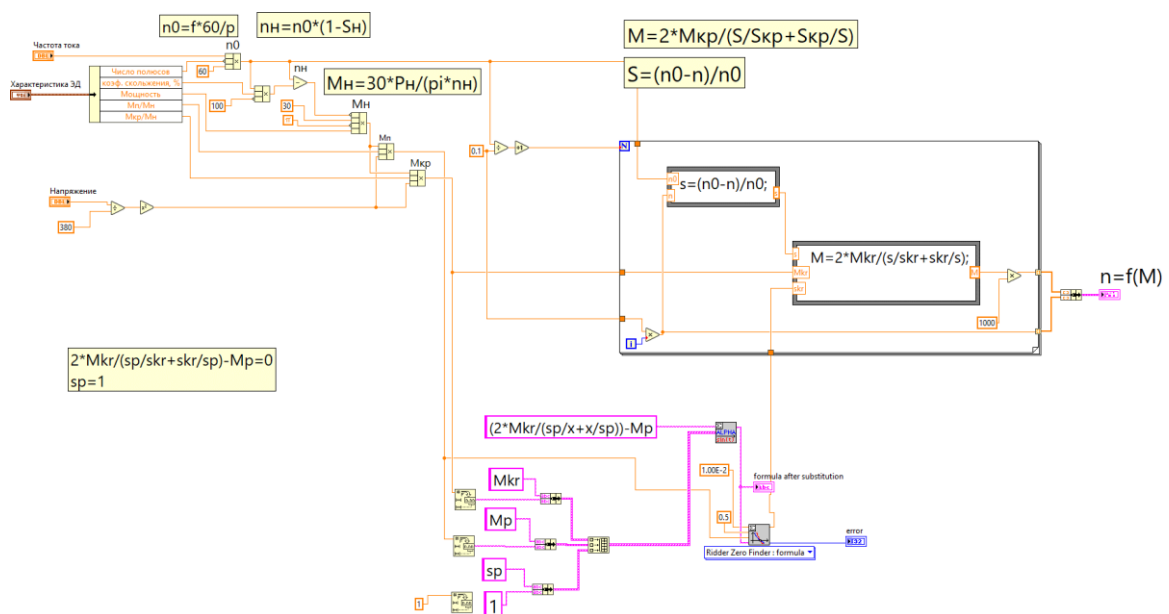


Рисунок 4 – Блок схема построения механической характеристики АЭ

В результате получается модель работы механизма с возможностью изменения параметров каждого блока, что позволяет исследовать различные варианты элементов привода.

Список литературы

[1] Д. Тревис и Д. Кринг, LabVIEW для всех, 4-е издание ред., М.: ДМК Пресс, 2015, р. 904.

[2] «Построение механической характеристики асинхронного двигателя» Электричество и Я., 2013-2017. [В Интернете]. Available: <http://electroandi.ru/elektricheskie-mashiny/postroenie-mekhanicheskoy-kharakteristiki-asinkhronnogo-dvigatelya.html> (Дата обращения: 20 10 17)

Мокин Дмитрий Геннадьевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mdg-80@yandex.ru

Н.Н. Курдюбов, Н.А. Витчук

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ МЕТОДА КВАЛИМЕТРИЧЕСКОЙ ОЦЕНКИ ДЛЯ ОБОСНОВАНИЯ ВЫБОРА ПРИВОДА ЛИФТА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В подъемно-транспортном машиностроении, как и в любой отрасли, повышение качественных и эксплуатационных характеристик машин и механизмов достигается совершенствованием технологий производства, использованием более качественных материалов и новыми конструкторскими решениями.

Процесс совершенствования объектов является трудоемким и экономически затратным процессом, основанном на выборе предложенных решений, сравнении решений с базовыми вариантами и проведении множества экспериментов на соответствие стандартам. С целью сужения круга предлагаемых решений в условиях дефицита информации возможно использование квалиметрических методов оценки.

Квалиметрия – это научная дисциплина, изучающая методологию и проблематику количественного оценивания объектов любой природы [1].

К одним из наиболее распространенных методов квалиметрии относятся экспертные методы. Экспертные методы оценивания – это методы, в рамках которых для определения значений большинства числовых характеристик объекта используются знания экспертов [1, 2].

Рассмотрим применение метода квалиметрической оценки для обоснования выбора типа привода лифта.

Для сравнения двух типов привода лифта – цепного и привода с канатом-ведущим шкивом (КВШ) были привлечены пять экспертов. Каждому эксперту был присвоен порядковый номер и выдан опросный лист. В соответствующей колонке эксперт выставляет баллы от 1 до 7 по степени важности критериев. Оценки каждого из экспертов заносятся в общую таблицу (табл. 1).

Таблица 1

Результаты опроса экспертов

Критерий	Эксперт 1	Эксперт 2	Эксперт 3	Эксперт 4	Эксперт 5
Стоимость (Q_1)	7	3	6	6	5
Шум/вибрация (Q_2)	2	4	3	4	3
Расход электроэнергии (Q_3)	1	2	1	7	1
Плавность работы (Q_4)	3	5	2	1	2
Сложность монтажа (Q_5)	4	7	5	2	6
Износ тяговых элементов (Q_6)	5	6	7	3	4
Габаритные размеры (Q_7)	6	1	4	5	7

Далее определяются суммы рангов каждого из критериев экспертной оценки [3, 4]:

$$Q_1 = 7 + 3 + 6 + 6 + 5 = 27;$$

$$Q_2 = 2 + 4 + 3 + 4 + 3 = 16;$$

$$Q_3 = 1 + 2 + 1 + 7 + 1 = 12;$$

$$Q_4 = 3 + 5 + 2 + 1 + 2 = 13;$$

$$Q_5 = 4 + 7 + 5 + 2 + 6 = 24;$$

$$Q_6 = 5 + 6 + 7 + 3 + 4 = 25;$$

$$Q_7 = 6 + 1 + 4 + 5 + 7 = 23.$$

На основании полученных сумм рангов строим обобщенный ранжированный ряд:

$$Q_3 < Q_4 < Q_2 < Q_7 < Q_5 < Q_6 < Q_1.$$

Итоговые экспертные оценки качества исследуемых критериев привода, т.е. коэффициенты их весомости, определяются по формуле [3]:

$$g_i = \frac{\sum_{i=1}^n Q_{ij}}{\sum_{i=1, j=1}^{n, m} Q_{ij}}, \quad (1)$$

где n – количество экспертов; m – число оцениваемых показателей; Q_{ij} – ранг, присвоенный экспертом критерию.

Получаем следующие значения коэффициентов весомости каждого критерия:

$$g_1 = 27/140 = 0,19;$$

$$g_2 = 16/140 = 0,11;$$

$$g_3 = 12/140 = 0,09;$$

$$g_4 = 13/140 = 0,10;$$

$$g_5 = 24/140 = 0,17;$$

$$g_6 = 25/140 = 0,18;$$

$$g_7 = 23/140 = 0,16;$$

$$\sum_{i=1}^7 g_i = 1.$$

Следующий этап экспертной оценки – определение значимости критериев [4]. Экспертам выдается опросный лист для определения значимости критериев в сравниваемых приводах, который представлен на рисунке 2.

Каждому эксперту присваивается порядковый номер и выдается опросный лист. По каждому критерию эксперт выставляет баллы от 1 до 7. В каждом приводе по разным критериям можно присваивать только одну оценку от 1 до 7.

**Бланк опросного листа для проведения экспертной
оценки на этапе анализа**

Объект анализа: _____
 ФИО эксперта: _____
 Должность: _____

Оцените важность того или иного критерия в приведенных приводах.
 На один критерий ставится только одна отметка (плюс или галочка) в
 каждом из приводов:

- 1 балл – самый незначимый критерий;
- 2 балла – незначимый критерий;
- 3 балла – значимый критерий;
- 4 балла – более значимый критерий;
- 5 баллов – наиболее значимый критерий;
- 6 баллов – очень значимый критерий;
- 7 баллов – самый значимый критерий.

Критерий	Привод с КВШ							Цепной привод						
	1	2	3	4	5	6	7	1	2	3	4	5	6	7
Стоимость														
Вибрация/шум														
Расход эл-энергии														
Плавность работы														
Сложность монтажа														
Износ тяг. элементов														
Габариты														

Дата _____ Подпись _____

Рис.2. Бланк опросного листа

Полученные оценки экспертов заносятся в общие таблицы. На их основе определяются средние значения по оцениваемым критериям (табл. 2, 3).

Таблица 2

Результаты опроса по второй форме опросного листа для привода с КВШ

Критерий	Привод с КВШ					$Q_{i\text{cp}}$
	Эксперт 1	Эксперт 2	Эксперт 3	Эксперт 4	Эксперт 5	
Стоимость	4	5	1	4	2	3,2
Шум/вибрация	5	5	6	4	5	5,0
Расход электроэнергии	4	3	5	4	4	4,0
Плавность работы	5	6	4	5	5	5,0
Сложность монтажа	3	4	2	4	3	3,2
Износ тяговых элементов	3	2	4	3	3	3,0
Габаритные размеры	3	4	3	5	3	3,6

Таблица 3

Результаты опроса по второй форме опросного листа для цепного привода

Критерий	Цепной привод					$Q_{i\text{cp}}$
	Эксперт 1	Эксперт 2	Эксперт 3	Эксперт 4	Эксперт 5	
Стоимость	7	4	7	6	5	5,8
Шум/вибрация	4	5	4	5	4	4,4
Расход электроэнергии	4	5	4	4	5	4,4
Плавность работы	5	4	5	5	5	4,8
Сложность монтажа	4	5	4	6	6	5,0
Износ тяговых элементов	7	5	6	4	7	5,8
Габаритные размеры	5	6	7	5	5	5,6

Выбор наиболее предпочтительного варианта основывается на процентном значении обобщенного показателя, определяемом по формуле[3]:

$$G = g_i \cdot Q_{i\text{cp}} \cdot 100\%, \quad (2)$$

где g_i – коэффициент весомости критерия; $Q_{i\text{cp}}$ – средняя оценка по каждому критерию, определенная по результатам опроса экспертов.

Итоговые значения предоставлены в табл. 4.

Таблица 4

Определение обобщенного показателя для сравниваемых приводов

Критерии	Привод с КВШ	Цепной привод
	$G, \%$	$G, \%$
Стоимость	8,68	15,80
Шум/вибрация	7,84	6,93
Расход электроэнергии	5,11	5,67
Плавность работы	7,14	6,86
Сложность монтажа	7,77	12,10
Износ тяговых элементов	7,70	14,90
Габаритные размеры	8,75	13,60
Обобщенный показатель, %	52,99	75,86

Из таблицы видно, что наилучшее значение обобщенного по всем критериям показателя получено у цепного привода, т.е. по мнению экспертов применение цепного привода является наиболее предпочтительным.

Таким образом, квалиметрическая оценка различных объектов может быть использована для анализа различных объектов, обоснования выбора сравниваемых объектов, для обоснования предлагаемых направлений совершенствования объектов и т.д. При отсутствии возможности получения аналитических и экспериментальных данных (например, в случае разработки нового объекта) для проведения квалиметрической оценки может быть использован экспертный метод, основанный на использовании мнений высококвалифицированных и компетентных специалистов в данной области.

Список литературы

- [1] *Азгальдов Г.Г.* Квалиметрия для всех: учебное пособие / Г.Г. Азгальдов, А.В. Костин, В.В. Садовов. – М.: ИД ИнформЗнание, 2012. – 165 с.
- [2] *Литвак Б.Г.* Экспертные оценки и принятие решений. – М.: Патент, 1996. – 56 с.
- [3] *Федюкин В.К.* Основы квалиметрии. Управление качеством продукции. – М.: Филин, 2004. – 296 с.
- [4] *Азгальдов Г.Г., Маргунина В.М.* Квалиметрическая экспертиза: Руководство по организации экспертизы и проведению квалиметрических расчетов – М.: Русский регистр, 2002. – 517 с.

Витчук Наталья Андреевна – канд. техн. наук, ассистент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: vitchuk.natalya@yandex.ru

Курдюбов Николай Николаевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: nkurdyubov@gmail.com

Д.В. Демьянов, С.Л. Заярный

ИССЛЕДОВАНИЕ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ АДАПТИВНОЙ ОПОРНО-ХОДОВОЙ СИСТЕМЫ ПУТЕВОЙ МАШИНЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Технологический процесс подъема пути состоит из вывешивания путевой решетки на необходимую высоту $H_{выв}$ (см. рис. 1, а), сдвига $S_{сдв}$ базового и возвышение $h_{воз}$ (рис. 1, б) небазового рельса относительно первоначального уровня в сечении расположения подъемного рабочего органа, подведения балластного материала в образовавшееся пространство под подошвами шпал. В результате путевая решетка поднимается на новый уровень, расположенный выше первоначального на высоту технологической подъема $h_{под}$ [1].

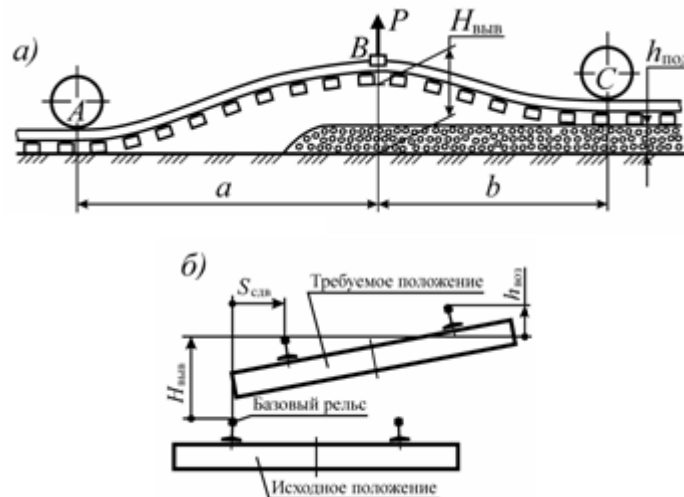


Рис. 1. Технологические операции при установке пути

Большинство путевых машин используют метод с опорой на рельс с двух сторон участка вывешивания, т.к. прижатие путевой решетки в двух точках стабилизирует ее положение во время работы с способствует более точной установке. Методы с частичной опорой на рельсы и с опорой на балласт используются реже, т.к. в этом случае положение путевой решетки на участке вывешивания недостаточно фиксируется, поэтому она ложится на балласт менее точно [1].

Параметры выправки пути определяются протяженностью участка вывешивания рельсошпальной решетки, который в свою очередь определяется базой путевой машины. Для путевых машин промышленного транспорта база машины ограничивается условиями прохождения кривых малого радиуса, что в свою очередь ограничивает возможности путевой машины при выправке пути. Для устранения указанных противоречий нами предлагается вариант путевой машины с адаптивной опорно-ходовой системой. Расчетная схема такой машины представлена на рис. 2.

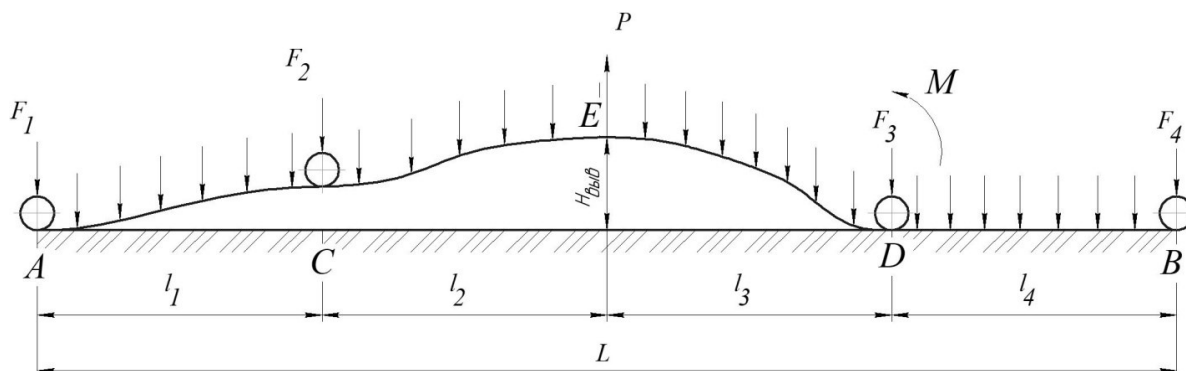


Рис. 2. Расчетная схема упругого прогиба

Путевая решетка представляется неразрезной, упругой балкой, находящейся под действием приложенных к ней статических силовых факторов. Для такой балки применим известный из курса сопротивления материалов метод начальных параметров [2].

Расчетное усилие подъема путевой решетки P, H , определяется при заданных параметрах путевой решетки и погонной нагрузки $q, H / см$ и заданной высоте вывешивания $H_{выб}$. Расположение ПРУ задано размерами $l_1, l_2, l_3, l_4, L = l_1 + l_2 + l_3 + l_4$, см (рис. 2).

Погонное сопротивление q подъему путевой решетки:

$$q = q_{np} + q_{\sigma} - k \cdot H_{выб}. \quad (1)$$

где q_{np} – погонный вес путевой решетки, Н/см; q_{σ} – погонное сопротивление балласта подъему в начальный момент на высоту до 25 см, Н/см; k – коэффициент, зависящий от объема дозировки и типа верхнего строения пути ($k = 1,96H / см$).

В результате действия погонной нагрузки q вывешенная путевая решетка провисает. Характер провисания решетки зависит от технологических параметров процесса ($H_{выб}$), весовых q и упругих характеристик путевой решетки: E – модуля упругости рельсовой стали, Н/см² ($E = 20,6 \cdot 10^6$ Н/см²), I_X – момента инерции поперечных сечений двух рельсов относительно главных горизонтальных осей, см⁴ (для рельсов Р-65 $I_X = 2 \cdot 3548 = 7096$ см⁴) и конструктивных размеров машины (l_1, l_2, l_3, l_4, L).

Уравнение углов поворота упругой линии на длине $z = l_1$:

$$-\frac{F_1 \cdot z^2}{2} - \frac{q \cdot z^3}{6} = EI_X. \quad (2)$$

Уравнение углов поворота упругой линии на длине $z = l_1 + l_2$:

$$-\frac{F_1 \cdot z^2}{2} - \frac{q \cdot z^3}{6} - \frac{F_2 \cdot (z - l_1)^2}{2} = EI_X. \quad (3)$$

Уравнение углов поворота упругой линии на длине $z = l_1 + l_2 + l_3$:

$$-\frac{F_1 \cdot z^2}{2} - \frac{q \cdot z^3}{6} - \frac{F_2 \cdot (z - l_1)^2}{2} + \frac{P \cdot (z - (l_1 + l_2))^2}{2} = EI_X. \quad (4)$$

Уравнение углов поворота упругой линии на длине $z = L$:

$$-M \cdot (z - (l_1 + l_2 + l_3)) - \frac{q \cdot z^3}{6} - \frac{F_2 \cdot (z - l_1)^2}{2} + \frac{P \cdot (z - (l_1 + l_2))^2}{2} - \frac{F_3 \cdot (z - (l_1 + l_2 + l_3))^2}{2} = EI_X. \quad (5)$$

Для нахождения недостающих силовых факторов введем расчетную схему рамы путевой машины с действующими на нее силами (рис. 3).

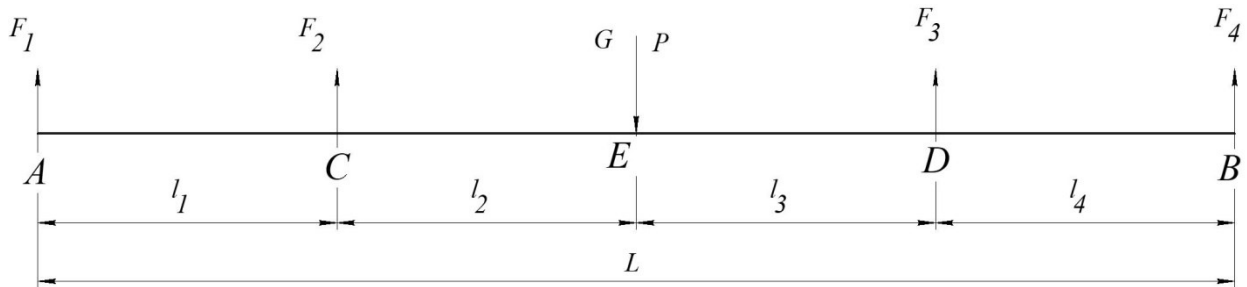


Рис. 3. Расчетная схема рамы путевой машины

Исходя из представленной схемы составим два уравнения равновесия: проекции сил на вертикальную ось и моментов относительно точки B .

$$\sum M_B : F_1 \cdot L + F_2 \cdot (L - l_1) - P \cdot (l_3 + l_4) - G \cdot (l_3 + l_4) + F_3 \cdot l_4 = 0. \quad (6)$$

$$\sum F_y : F_1 + F_2 + F_3 + F_4 - P - G = 0. \quad (7)$$

После совместного решения представленных выше уравнений можно определить все усилия, действующие на рельсошпальную решетку при подъеме, а именно F_1, F_2, F_3, F_4 и P .

В представленных материалах рассмотрена сущность проблемы, связанной с определением силовых факторов, действующих на рельсошпальную решетку при подъеме, а также была представлена схема для составления математической модели адаптивной опорно-ходовой системы путевой машины.

Список литературы

[1]. Путевые машины. Учебник для вузов ж.-д. транс. / М.В.Попович, В.М. Бугаенко, Б.Г.Волковойнов и др. Под ред. М.В.Поповича, В.М.Бугаенко. – М.: Желдориздат, 2007.

[2]. Строительная механика: В 2 кн. Кн 1. Статика упругих систем: Учеб. для вузов/В.Д. Потапов, А. В. Александров, С. Б. Косицын, Д. Б. Долотказин; Под ред. В. Д. Потапова.- М.: Высш. шк., 2007.-511 с.: ил.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Демьянов Дмитрий Владимирович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: finesven103@gmail.com

Н.И. Байко, С.Л. Заярный, Д.Г. Мокин

ИССЛЕДОВАНИЕ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ ВЫПРАВКИ ЖЕЛЕЗНОДОРОЖНОГО ПУТИ МАШИНОЙ НА КОМБИНИРОВАННОМ ХОДУ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Выправка пути – это технологический процесс перемещения рельсошпальной решетки из натурального положения, характеризуемого отклонениями от норм содержания рельсовой колеи, в другое, соответствующие проектному.

Путевая машина, оснащенная системой выправки, вместе с персоналом управления представляет собой комплексную систему «человек – машина» с прямыми и обратными каналами передачи информации. В любой работоспособной системе выправки должны содержаться следующие составные части (рис. 1).

1. Система измерения фактического положения пути в процессе выправки. Теоретическая геометрическая схема измерения стрелы изгиба пути в точке выправки относительно прямолинейной хорды длиной реализована в виде двух концевых тележек: передней 1 и задней 3. Между тележками натянут трос. В средней части хорды устанавливается измерительная тележка 2 с датчиком стрелы изгиба пути.

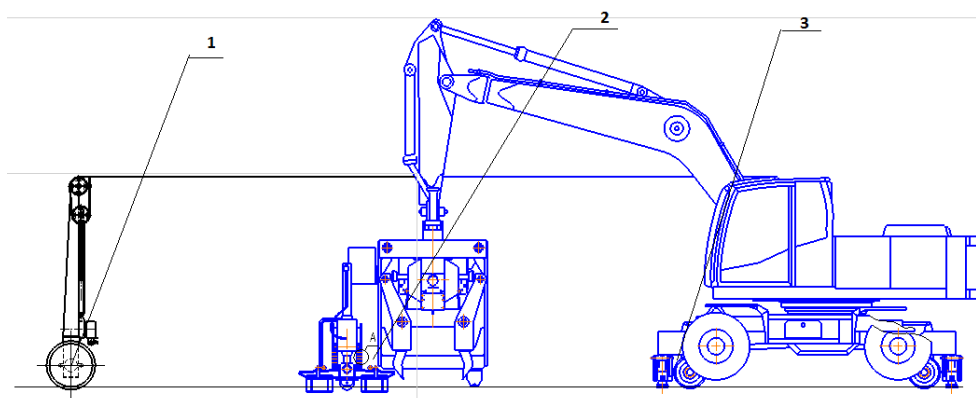


Рис. 1. Машина на комбинированном ходу оснащенная контрольно-измерительной системой

2. Система преобразования первичной информации измерения в сигналы управления подъемно-рихтовочным устройством (ПРУ), которое производит необходимые перемещения рельсошпальной решетки (РШР).

3. Исполнительный механизм (ПРУ), реализующий заданные смещения РШР.

Передняя точка контрольно – измерительной системы является направляющей. Она движется по не выправленному пути, поэтому отклоняется вправо и влево от его проектной оси. Отклонения измерительной хорды передаются в точку выправки. В результате путь устанавливается в положение с уменьшенными отклонениями от проектной оси, характеризуемое возможностями системы и условиями производства выправочных работ.

Расчетное усилие подъема путевой решетки P определяется при заданных параметрах путевой решетки и погонной нагрузки q , заданной высоте вывешивания $H_{выв}$, и технологической подъемки $h_{под}$ пути. Расположение подъемно - рихтовочного устройства задано размерами a_p, b_p, L_p . (рис.2)

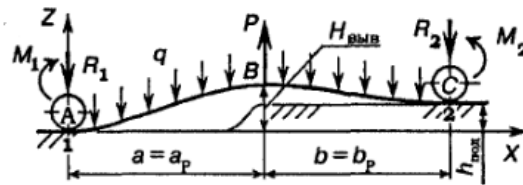


Рис. 2. Схема расчета усилий подъема и сдвига путевой решетки

Погонное сопротивление q , подъему путевой решетки:

$$q = q_{np} + q_б - kH_{выв}, [1]$$

где q_{np} – погонный вес путевой решетки, Н/см; $q_б$ – погонное сопротивление балласта подъему в начальный момент на высоту до 25 см, Н/см; k – коэффициент, зависящий от объема дозировки и типа верхнего строения пути ($k = 1,96$ Н/см).

В результате действия погонной нагрузки q вывешенная путевая решетка провисает. Характер провисания решетки зависит от технологических параметров процесса ($H_{выв}$, $h_{под}$), весовых q и упругих характеристик путевой решетки.

Расчет начинается со схемы упругого изгиба, показанной на рис. 2. Путевая решетка представляется неразрезной, упругой балкой, находящейся под действием приложенных к ней статических силовых факторов. Для такой балки применим известный из курса сопротивления материалов метод начальных параметров.

Уравнение прогибов путевой решетки на участке a_p :

$$M_1 \frac{a_p^2}{2} - R_1 \frac{a_p^3}{6} - q \frac{a_p^4}{24} = EI_x H_{выв};$$

уравнение углов поворота упругой линии путевой решетки на длине L_p :

$$M_1 L - R_1 \frac{L^2}{2} + P \frac{b_p^2}{2} - q \frac{L^3}{6} = 0;$$

уравнение прогибов на длине L_p :

$$M_1 \frac{L^2}{2} - R_1 \frac{L^3}{6} + P \frac{b_p^3}{6} - q \frac{L^4}{24} = EI_x h_{под};$$

Для определения расчетного случая изгиба путевой решетки необходимо определить значения реактивных сил R_1 и R_2 на границах участка изгиба. Для этого уравнения метода начальных параметров дополняются

двумя уравнениями равновесия: проекций сил на вертикальную ось Z и моментов относительно точки C :

$$-R_1 + P - qL - R_2 = 0;$$

$$+M_1 - M_2 - Pa_p + q\frac{L^2}{2} + R_2L = 0.$$

Усилие вывешивания и реактивные усилия определяются по формулам, Н:

$$P = \frac{L^3 q}{8a_p b_p} + 3EI_x \frac{L^3 H_{выв} - a_p^2 (L + 2b_p) h_{под}}{a_p^3 b_p^3};$$

$$R_1 = \frac{a_p + L}{4} q + \frac{b_p^2}{L^2} P + \frac{6EI_x}{b_p} \left(\frac{H_{выв}}{a_p^2} - \frac{h_{под}}{L^2} \right);$$

$$R_2 = -R_1 + P - qL. [1]$$

Реализуем данную математическую модель подъема путевой решетки с помощью программного обеспечения LabView. LabVIEW представляет собой программное обеспечение для решения технических задач тестирования, измерения и управления с быстрым доступом к оборудованию и результатам обработки измерений. LabVIEW используется в системах сбора и обработки данных, а также для управления техническими объектами и технологическими процессами.

В качестве входных данных будем использовать: высоту вывешивания $H_{выв}$, высоту подъема $h_{под}$, тип рельсов и расположение подъемно-рихтовочного устройства a_p, b_p, L_p . Выходными параметрами будут усилие гидрцилиндра P и реакции в опорах R_1 и R_2 .

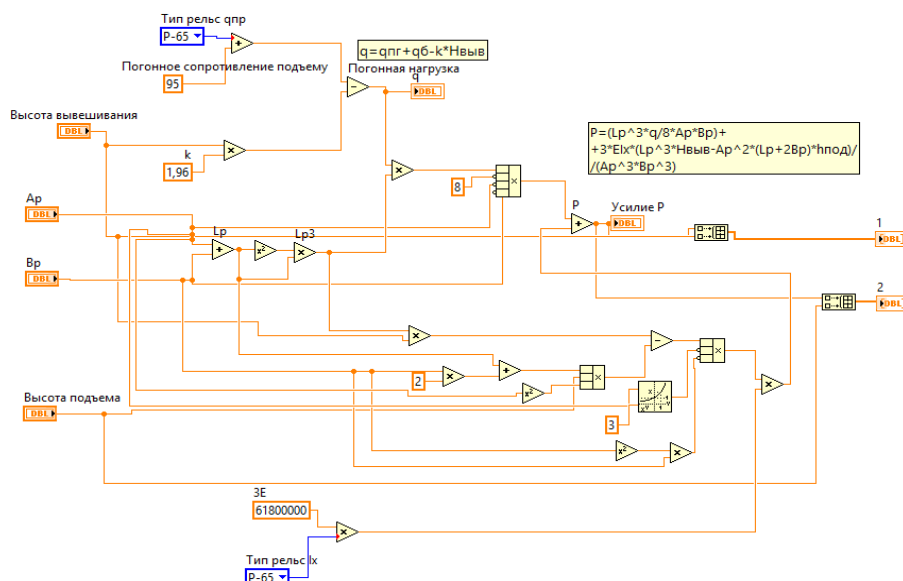


Рис. 3. Блок диаграмма виртуального прибора для определения усилия подъема путевой решетки

Зная положение контрольно-измерительных тележек, необходимо определить требуемое усилие гидроцилиндра P ПРУ для подъема рельсошпальной решетки на определенную высоту вывешивания $H_{выс}$ и с заданной высотой подъема $h_{под}$. Определив все силы, действующие на систему необходимо проверить отсутствие подъема передней и задней точек контрольно – измерительной системы (КИС), что является необходимым условием ее нормального функционирования. Отсутствие подъема передней и задней точек КИС обеспечивается в случае равенства нулю реакций в них. В случае, задней точки это условие можно обеспечить ее нагружением, использованием, при необходимости, подъем стрелы манипулятора. Для передней точки, из расчетного усилие подъема путевой решетки P при заданной погонной нагрузке определяется диапазон, находясь в котором подъем тележки будет исключен. Для нахождения границ этого диапазона необходимо осуществить последовательный перебор значений расстояния a_p .

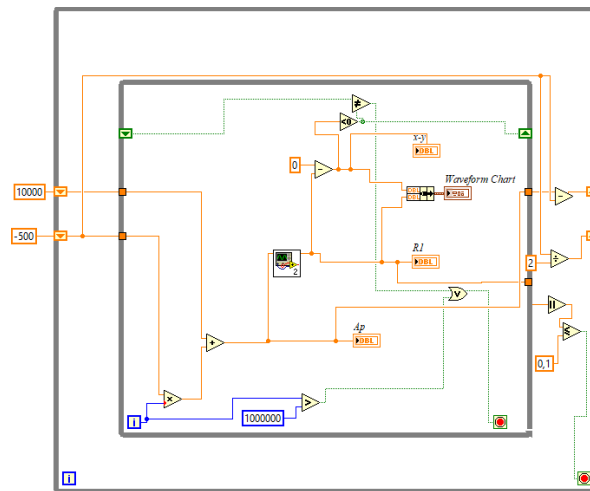


Рис. 4. Блок диаграмма виртуального прибора для определения положения контрольно-измерительных тележек

В результате расчета получим график зависимости усилия гидроцилиндра от расположения передней измерительной тележки:



Рис. 5. График зависимости усилия гидроцилиндра от расположения передней измерительной тележки

Выводы: проведенный анализ зависимости расположения элементов контрольно-измерительной системы путевой машины позволил создать математическую модель и с ее помощью установить границы нахождения контрольно-измерительных тележек, в рамках которых обеспечивается корректная работа системы выправки.

Список литературы

[1] Путевые машины: Учебник для вузов ж.-д. транс. – М.: Желдориздат, 2007. – с М.В.Попович, В.М. Бугаенко, Б.Г.Волковойнов и др. Под ред. М.В.Поповича, В.М.Бугаенко.

[2] Атаманюк, А.В. Путевые машины для выправки железнодорожного пути, уплотнения и стабилизации балластного слоя. Технологические системы. [Электронный ресурс] / А.В. Атаманюк, В.Б. Бредюк, В.М. Бугаенко. – Электрон. дан. – М.: УМЦ ЖДТ, 2008. – 285 с. – Режим доступа: <http://e.lanbook.com/book/60897> – Загл. с экрана.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Мокин Дмитрий Геннадьевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mdg-80@yandex.ru

Байко Наталия Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: natalia.bajko@yandex.ru

Н.И. Байко, С.Л. Заярный, Д.Г. Мокин

ИССЛЕДОВАНИЕ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ КОНТРОЛЯ ПРОЦЕССА ВЫПРАВКИ ЖЕЛЕЗНОДОРОЖНОГО ПУТИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Железнодорожный путь представляет собой многоэлементный комплекс инженерных сооружений и устройств, образующих дорогу с направляющей рельсовой колеей, предназначенный для движения поездов. Он состоит из верхнего строения, воспринимающего усилия от колёс подвижного состава и направляющего их движение и нижнего строения (земляное полотно), служащего основанием для верхнего строения, а также искусственных сооружений (мостов, тоннелей, водопропускных труб, путепроводов и т.д.), устройств связи.

Неровности железнодорожного пути, вызванные различными по природе и характеру факторами, носят, как известно, случайный характер и, следовательно, имеют весьма многообразный частотный состав.

Для создания модели железнодорожного пути с учетом его неровностей используем программное обеспечение LabView. LabVIEW представляет собой программное обеспечение для решения технических задач тестирования, измерения и управления с быстрым доступом к оборудованию и результатам обработки измерений. LabVIEW используется в системах сбора и обработки данных, а также для управления техническими объектами и технологическими процессами.

В первом случае, для получения случайного профиля железнодорожного пути с, соответственно, случайными значениями отклонения пути от прямолинейности используем дискретное равномерное распределение. На полученную кривую наложим некоторый шум. Находя среднее значение между полученными точками шума и профиля, получим абсолютно случайную модель профиля железнодорожного пути, описываемую полиномом седьмой степени.

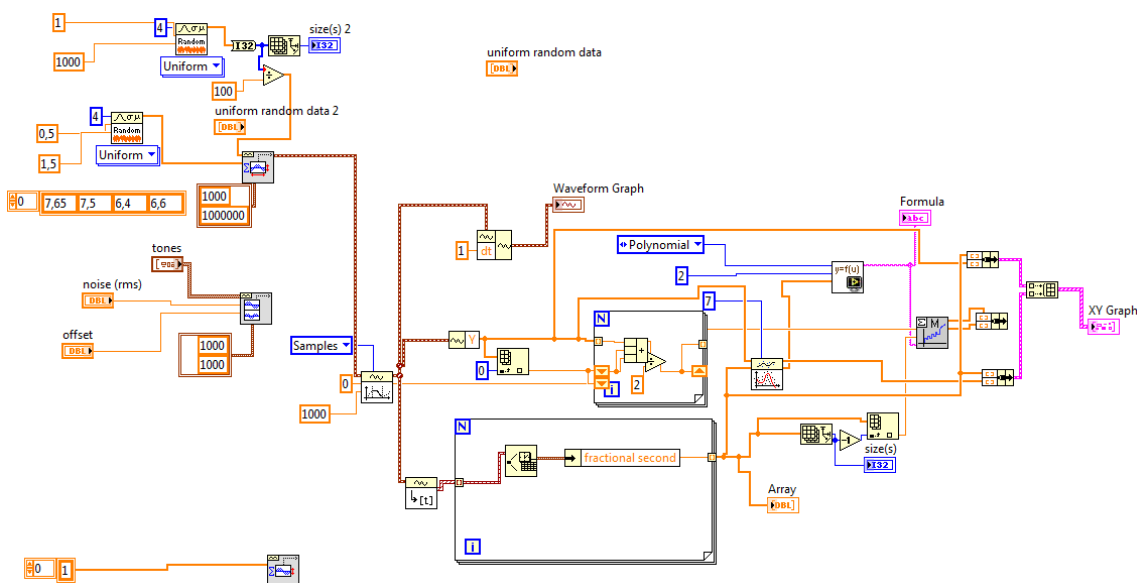


Рис. 1. Блок диаграмма получения профиля железнодорожного пути

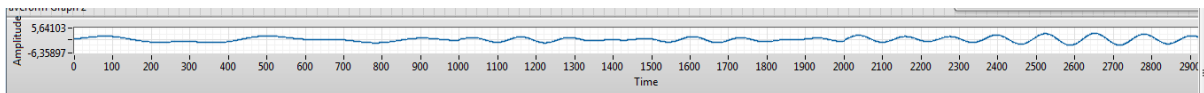


Рис. 2. Смоделированный профиль железнодорожного пути

Достоинством такого способа получения модели пути является абсолютная случайность получаемых отклонений. Недостатком является необъективность модели - значения неровностей на определенной длине железнодорожного пути могут иметь значения далекие от реальности.

Во втором случае, профиль пути будем задавать синусоидой с определенными параметрами: амплитуда и период. Причем данные характеристики будем менять в строгих пределах, соответствующих реальным значениям отклонения пути. Генерируя некоторое количество таких синусоид, суммируя полученные графики с определенным шагом, получим профиль пути.

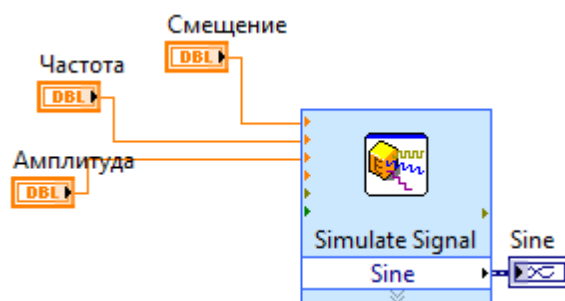


Рис. 3. Получение пути с заданными значениями частоты и амплитуды неровностей

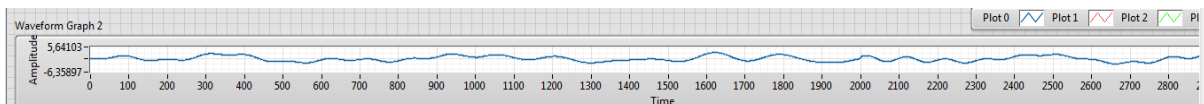


Рис. 4.

Достоинством такого метода является получения значений неровностей пути близких к реальным, недостатком – необходимость задания входных данных для построения пути с определенными параметрами.

Выводы: проведенный анализ математических моделей задания случайным образом неровностей железнодорожного пути позволил определить преимущества и недостатки обеих моделей.

Список литературы

[1] Путьевые машины: Учебник для вузов ж.-д. транс. – М.: Желдориздат, 2007. – с М.В.Попович, В.М. Бугаенко, Б.Г.Волковойнов и др. Под ред. М.В.Поповича, В.М.Бугаенко.

[2] Атаманюк, А.В. Путьевые машины для выправки железнодорожного пути, уплотнения и стабилизации балластного слоя. Технологические системы. [Электронный ресурс] / А.В. Атаманюк, В.Б. Бредюк, В.М. Бугаенко. – Электрон. дан. – М.: УМЦ ЖДТ, 2008. – 285 с. – Режим доступа: <http://e.lanbook.com/book/60897> – Загл. с экрана.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Мокин Дмитрий Геннадьевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mdg-80@yandex.ru

Байко Наталия Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: natalia.bajko@yandex.ru

С.Л. Заярный, Я.В. Губанов

ИССЛЕДОВАНИЕ МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ УНИВЕРСАЛЬНОГО КАНТОВАТЕЛЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Выполнение маневровых работ на железнодорожных путях промышленных предприятий является важной составной частью обеспечения функционирования логистического комплекса. Требования оптимальности, используемой для этих целей путевой тяговой машины, являются противоречивыми. Такая машина должна обладать наряду с минимальной собственной массой максимальным сцепным весе обеспечивающим ей необходимую тяговую способность [1]. Принципиальная схема путевой тяговой машины, в которой реализуются указанные противоречивые требования, представлена на рис. 1.

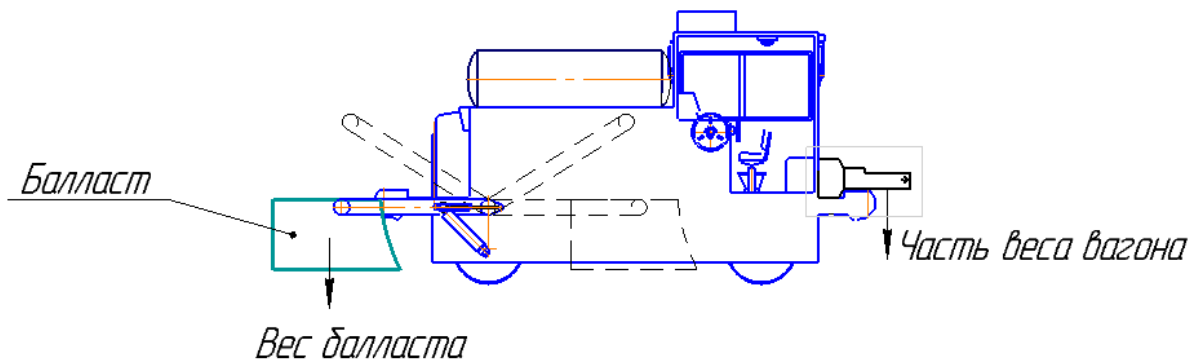


Рис. 1. Принципиальная схема путевой тяговой машины

Рабочим органом предлагаемой путевой тяговой машины является универсальный кантователь (УК), принципиальная и расчетная схемы которого представлены на рис. 2,3.

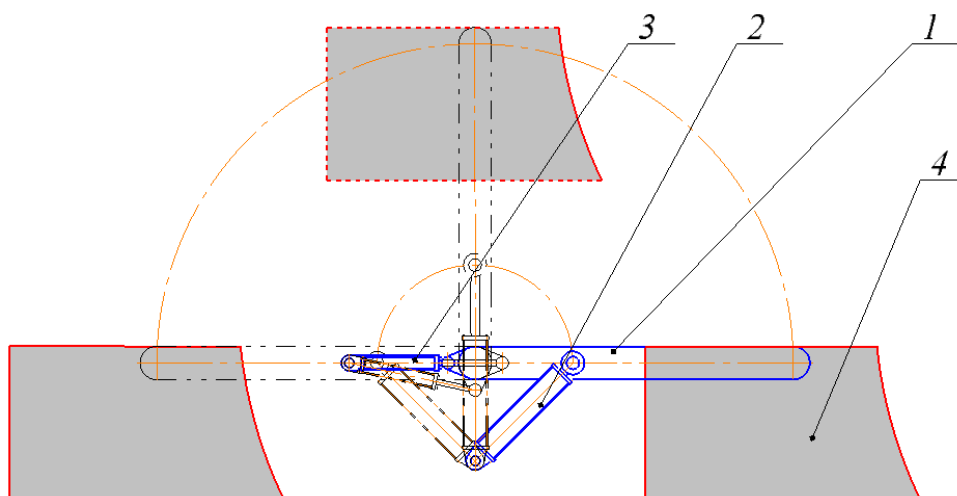


Рис. 2. Принципиальная схема универсального кантователя:

1 – стрела; 2, 3 – гидроцилиндры; 4 – балласт

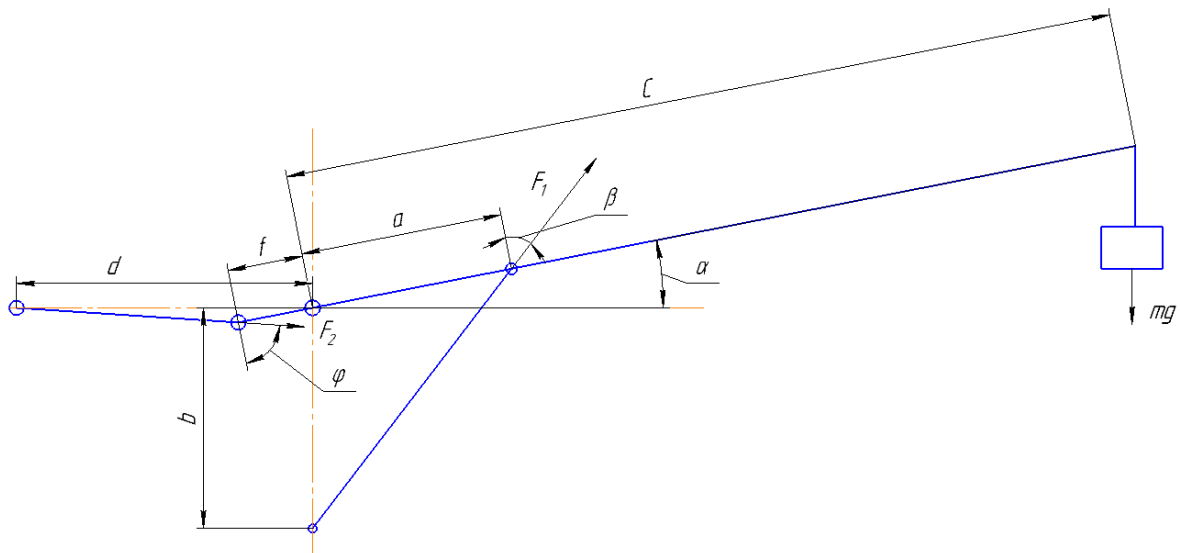


Рис. 3. Расчетная схема

С целью оптимизации параметров используемых в УГ пара гидроцилиндров зададимся матрицей комбинаций диаметров гидроцилиндров и параметрами: $a = 0,6\text{ м}$, $b = 0,6\text{ м}$, $d = 0,6\text{ м}$, $f = 0,2\text{ м}$ $c = 2\text{ м}$.

Матрица комбинаций диаметров гидроцилиндров представлена в таблице 1.

Таблица 1

Комбинации диаметров гидроцилиндров

$d_2, \text{ мм}$	$d_1, \text{ мм}$		
	56	63	70
36	a_{11}	a_{12}	a_{13}
40	a_{21}	a_{22}	a_{23}
45	a_{31}	a_{32}	a_{33}

Введем показатель $\mu = p_m / m$ как отношение давления в гидросистеме к массе перемещаемого балласта. Тогда, удельные моменты создаваемый гидроцилиндрами и балластом определяются соотношениями

$$\bar{M}_z = \frac{M_z}{m} = \mu (A_1 a \cos(\beta) + A_2 f \cos(\varphi)); \quad \bar{M}_G = \frac{M_G}{m} = g c \cos(\alpha),$$

где g – ускорение свободного падения.

Используя программный пакете Mathcad получаем графики моментов от балласта и гидроцилиндров в зависимости от угла подъема стрелы рис 4. Исходя из анализа полученных графиков устанавливаем, что оптимальной комбинации параметров гидроцилиндров соответствует элементы матрицы a_{13} .

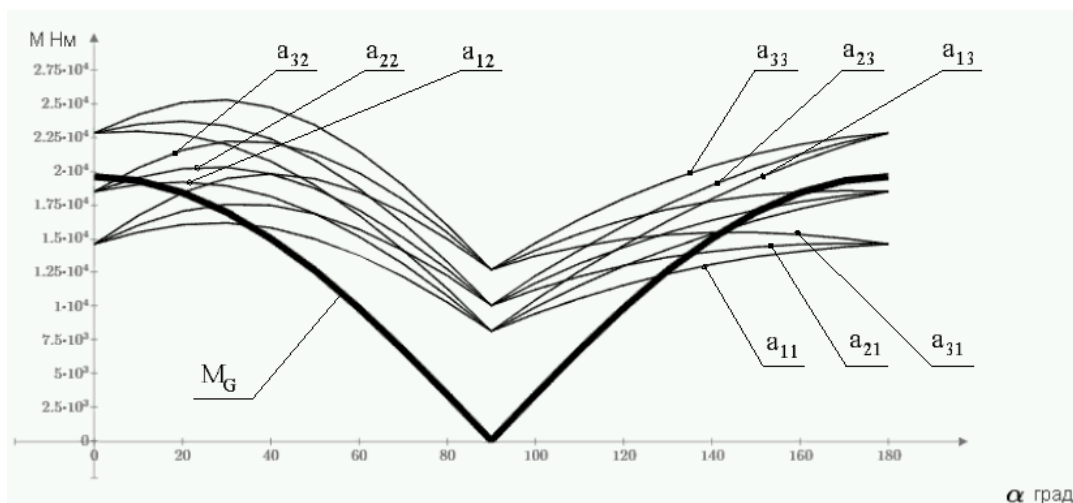


Рис. 4. Результаты расчетов

На основании исследования математической модели универсального кантователя установлено оптимальное сочетание параметров приводных гидроцилиндров по условию наилучшей сходимости графиков изменения опрокидывающего и восстанавливающего моментов универсального кантователя.

Список литературы

[1] Путевые машины: Учебник для вузов ж.-д. транс. / М.В. Попович, В.М. Бугаенко, Б.Г. Волковойнов и др. Под ред. М.В. Поповича, В.М. Бугаенко. – М.: Желдориздат, 2007. – 756 с.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Губанов Яков Викторович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: klg.vision@gmail.com

Я.В. Губанов, Д.В. Демьянов, С.Л. Заярный

ИССЛЕДОВАНИЕ МЕХАНИЗМА РАЗРУШЕНИЯ ФРИКЦИОННОГО БОЛТОВОГО СОЕДИНЕНИЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Фрикционные соединения на высокопрочных болтах (рис. 1) по характеру передачи усилий принципиально отличаются от других типов разъемных и неразъемных соединений. Усилия в них передаются только силами трения, возникающими на контактных поверхностях вследствие большого предварительного натяжения болтов. В исходном состоянии (без нагрузки) поверхности соединяемых деталей находятся в контакте. После приложения внешней рабочей нагрузки на соединение, в том числе и предварительного натяжения высокопрочных болтов, на отдельных участках контактных поверхностей происходит частичный сдвиг деталей. Кроме того, местами возможен отрыв соединяемых элементов друг от друга, т. е. выход из контакта [1].

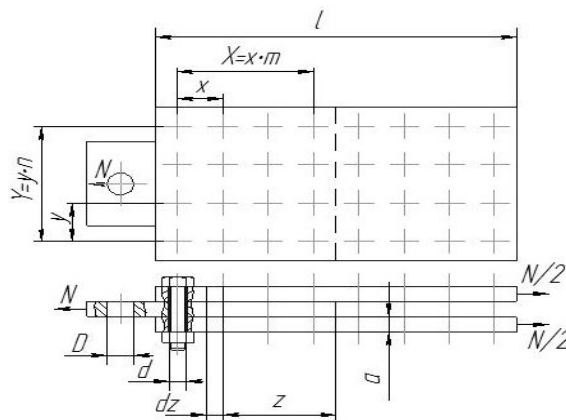


Рис. 1. Схема нагружения болтовых соединений с зазором сдвигающими силами

Работа таких соединений под нагрузкой характеризуется изменением предварительного натяжения высокопрочных болтов. В зависимости от напряженно-деформированного состояния натяжение болтов может либо увеличиваться, либо уменьшаться. Это происходит за счет поперечных деформаций пакета (эффекта Пуассона). Иначе говоря, при растяжении толщина соединяемых элементов уменьшается, что вызывает ослабление предварительного натяжения болтов, и как следствие, уменьшение сил трения. При сжатии имеет место обратное явление.

Процесс передачи усилий в соединении деталей может протекать при различных условиях деформирования стыка [1-3]. Оценка работы соединений с учетом характера перемещений в стыке имеет важное значение для изделий машиностроения, в которых под действием динамических знакопеременных нагрузок возможно развитие на контактируемых поверхностях явлений фреттинг-коррозии.

Несущая способность соединений под действием переменных нагрузок определяется условиями его контактных взаимодействий. При этом контактный слой (КС), рассматривается как третье тело, обладающее особыми механическими свойствами [2]. Свойства контактного слоя в значительной степени определяется характеристиками сопрягаемой поверхности, важнейшими из которых является шероховатость.

Модель деформирования КС, в координатах касательных напряжений τ и перемещений δ , представлена на рис. 2. Область допустимых значений τ при переменных нагрузках определяется областью упругих деформаций КС, $\tau \leq \tau_y$.

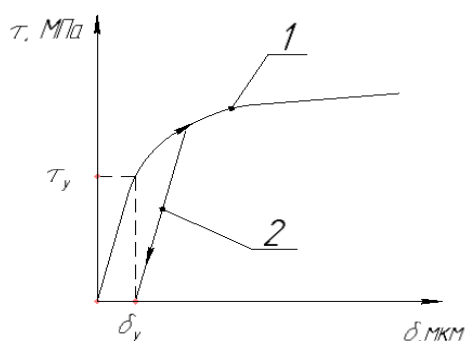


Рис. 2. Модель деформирования КС:
1-линия нагрузки; 2-линия разгрузки

Перед тем как приступить к созданию расчетных моделей приведем краткое описание эксперимента и его результатов. Испытания статической нагрузкой предполагается проводить на образцах, представляющих собой стыки двух листов, перекрытых парными накладками с болтами из стали 40Х (см. рис. 3).



Рис. 3. Испытательный образец

В ходе испытания на разрывной машине МИ40КУ, произошла деформация испытательных образцов (см. рис. 4).



Рис. 4. Испытательные образцы после проведения испытаний

Разрывная машина подключена к компьютеру, на котором установлено специальное программное обеспечение, позволяющее обрабатывать полученные данные и выводить результат в виде диаграммы зависимости усилия от деформации.

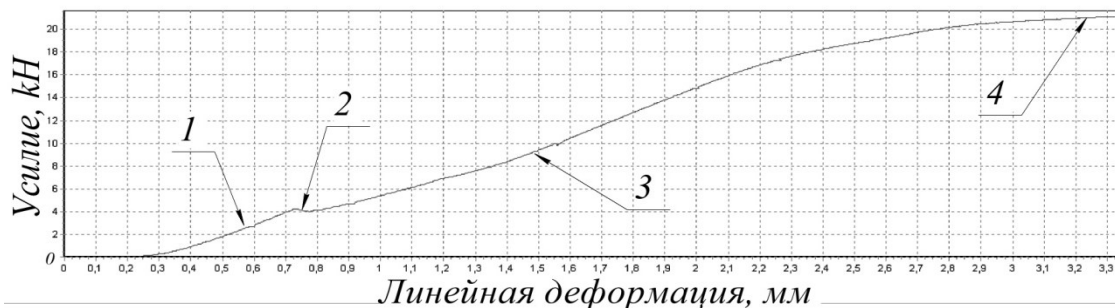


Рис. 5 Диаграмма зависимости усилия от деформации

Проанализировав полученную диаграмму (см. рис. 5) можно выделить четыре характерных участка: Участок 1 – линия упругой деформации пластин; Участок 2 – момент времени, когда усилие растяжки превысило силу трения между пластинами образца; Участок 3 – линия упругой деформации болтов вместе с пластинами; Участок 4 – линия пластической деформации пластин образца.

На участках 3,4, болтовое соединение работает по схеме шарнирного соединения [4], в котором контакта тела болта и пластины определяется условием

$$\frac{F_z}{(dl)} \leq [\sigma_{const}]. \quad (1)$$

где F_z - нагрузка на тело болта; d и l - диаметр и длина опорной площадки.

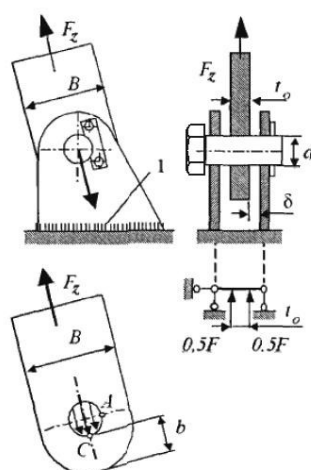


Рис. 6 Схема шарнирного соединения

Смятие кромок отверстия в пластине проверяется по условию:

$$\frac{F_z}{(d_0 t_\Sigma)} \leq 0,7[\sigma]. \quad (2)$$

где t_Σ – меньшая суммарная толщина кромок, сдвигаемых в одном направлении.

Наибольшие напряжения в растянутой пластине возникают в поперечном сечении, расчет на прочность для данного случая принимает вид:

$$k_{\alpha s} \frac{F_z}{(B-d) \cdot t_{\Sigma}} \leq [\sigma]. \quad (3)$$

$$k_{\alpha s} \approx 4,5 - 3,0 \frac{d}{B}. \quad (4)$$

В представленных материалах рассмотрена сущность проблемы, связанная с определением контактных взаимодействий в стыке соединений элементов металлоконструкций при их статическом нагружении. Проведены экспериментальные исследования на специализированном оборудовании. Получены экспериментальные зависимости, позволяющие определить стадии разрушения болтового фрикционного соединения.

Список литературы

- [1] Осипов В. О. Долговечность металлических пролетных строений эксплуатируемых железнодорожных мостов. - М. Транспорт, 1982, 287 с.
- [2] Левина З. М., Решетов Д.Н. Контактная жесткость машин. – М: Машиностроение, 1971.
- [3] Крагельский И.В. Трение и износ. –М: Машиностроение,1978. – 480с.
- [4] Соколов С. А. Металлические конструкции подъемно-транспортных машин: Учебное пособие. – СПб.: Политехника, 2005. – 423с.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Губанов Яков Викторович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: klg.vision@gmail.com

Демьянов Дмитрий Владимирович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: finesven103@gmail.com

А.А. Косенко, М.Ю. Леонтьев

ИССЛЕДОВАНИЕ ПРЕИМУЩЕСТВ ПЛАЗМЕННОГО НАПЫЛЕНИЯ ПЕРЕД ДРУГИМИ СПОСОБАМИ УПРОЧНЕНИЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Упрочнение поверхностей – технологический процесс обработки поверхностей материалов с целью повышения прочности поверхностного слоя или нанесения на поверхность упрочняющего покрытия. Для повышения срока службы металлических на практике проводятся технологические воздействия на его поверхностные слои, в результате которых изменяются их физико-механические свойства таким образом, что они в наибольшей степени обеспечивают длительную и надёжную эксплуатацию изделий.

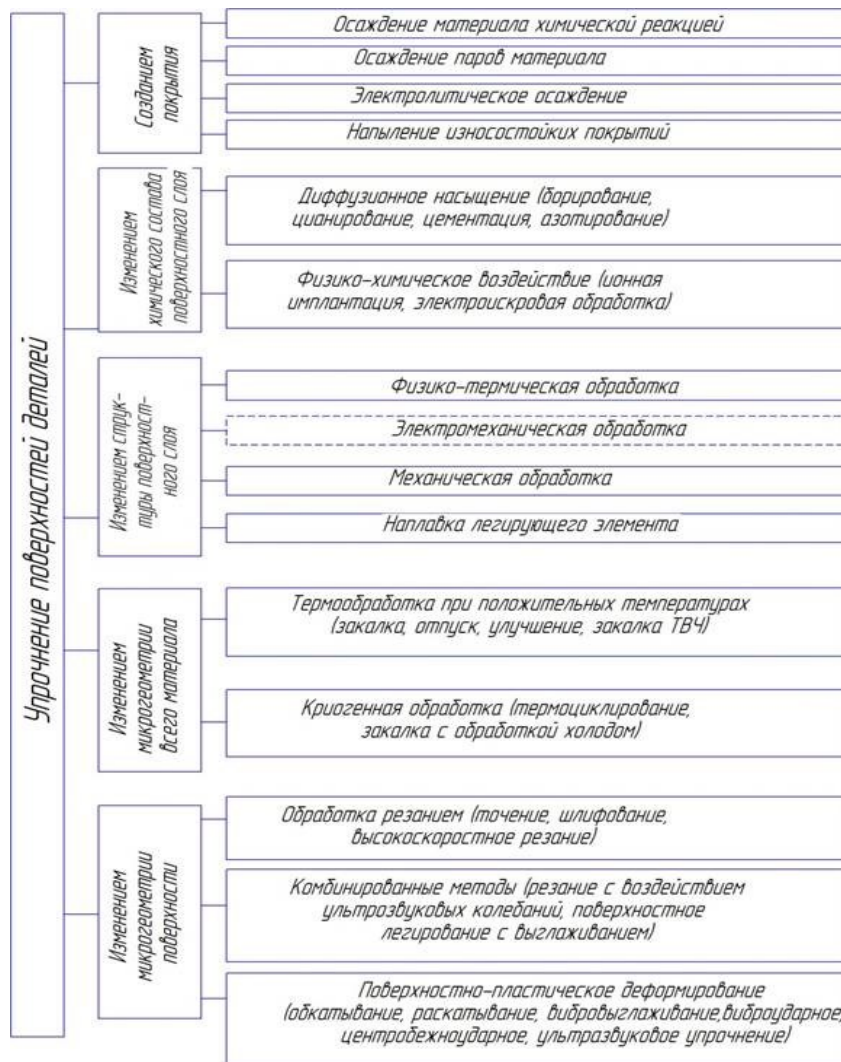


Рисунок 1. Способы упрочнения поверхностей деталей машин

Методы, заключающиеся в создании на обрабатываемой поверхности высокопрочного покрытия, тем или иным методом, отличаются достаточно сложным технологическим процессом и высокими требованиями к точности его соблюдения. Это влечет за собой необходимость применения специализированного оборудования и высококвалифицированных специалистов. Кроме того, нанесенные покрытия подвержены отслоению, вспучиванию, выкрашиванию и так далее. Изменение химического состава поверхностного слоя тем или иным методом дает хорошие результаты как по микротвердости получаемого слоя, так и по устойчивости этого слоя к физико-механическому воздействию. Однако производительность таких способов упрочнения поверхностей невелика и стабильность получения требуемых результатов оставляет желать лучшего. Длительность проведения и сложность реализации в значительной мере ограничивают спектр применения данных способов. Способы, основанные на изменении микрогеометрии всего материала и структуры поверхностного слоя, также не нашли широкого применения в упрочнении рабочей поверхности гильз цилиндров. Это объясняется необходимостью обрабатывать весь материал с применением высоких и низких температур, что может вызвать коробление всей детали в целом и возникновение нежелательных внутренних напряжений и микротрещин [1]. Поверхностно-пластическое деформирование обрабатываемой поверхности связано с уплотнением кристаллической решетки металла гильзы посредством наклёпа, образующегося при ударно-механическом воздействии. Виброударная обработка – это обработка рабочими телами деталей в замкнутом объёме при его вибрации. Вибрационную ударную обработку подразделяют на виброабразивную и виброударную. Виброабразивную применяют для удаления с деталей заусенцев, округления острых кромок, полирования и т. д., а виброударную – для упрочнения. Для вибрационной ударной обработки используют рабочие тела из различных материалов и жидкие рабочие среды. Кроме стальных и полимерных шариков, стальной и чугунной дроби применяют металлическую сечку из проволоки, гранулы из алюминиевых и цветных сплавов [2]. Виброударная обработка производится в результате множества микроударов и относительного скольжения с определённым давлением рабочих тел по поверхности обрабатываемой детали. Если при упрочнении статическими методами поверхностно-пластического деформирования инструменту сообщают дополнительно ультразвуковое колебание с частотой 18...24 кГц и амплитудой 15...30 мкм, то они становятся ударными методами (ультразвуковое обкатывание и т. п.).

В свою очередь, плазменное напыление – это процесс получения покрытий заготовок, заключающийся в нагреве материала выше температуры плавления и распылении его с помощью газовой струи на подложку. При высокотемпературном нагреве, осуществляемом тем или иным способом, напыляемое вещество плавится, а газовая струя распыляет расплавленный материал и направляет его с большой скоростью на поверхность изделия [3].

При соударении расплавленных частиц с покрываемой поверхностью и между собой на поверхности образуется слой покрытия, толщина которого, а также плотность и прочность сцепления с основой определяются технологическим режимом процесса напыления и природой материалов покрытия и основы [4].

Данный метод является достаточно простым с точки зрения применения его на производстве. Он является достаточно быстрым по сравнению с такими методами, как термообработка, а также менее требователен к подготовке работника, как применение методов механической обработки. Основным же преимуществом перед другими методами упрочнения является возможность нанесения различных покрытий. Что в свою очередь позволяет получать необходимые свойства материала с применением всего одного метода.

Список литературы

[1] Захаров, Ю. А. Основные дефекты корпусных деталей автомобилей и способы их устранения, применяемые в авторемонтном производстве / Ю. А. Захаров, Е. В. Ремзин, Г. А. Мусатов // Инженерный вестник Дона: электронный научный журнал. № 4, 2014.

[2] Голубев, И. Г. Мониторинг технологических процессов восстановления деталей/ И. Г. Голубев, В. В. Быков, А. Н. Батищев, В. В. Серебровский, И. А. Спицын, Ю. А. Захаров // Технический сервис в лесном комплексе / Сб. материалов. науч.-практ. конф. – Москва: МГУЛ, 2000. – 178с.

[3] https://e.lanbook.com/book/52313#book_name Термостойкие композиционные материалы и их применение в многоразовых объектах ракетно-космической техники. [Электронный ресурс] – Электрон. дан. – М.: МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2011. – 55 с.

[4] Балдаев Л.Х., Борисов В.Н., Вахалин В.А. и др. Газотермическое напыление / Учеб. пособие под общ. ред. Л.Х. Балдаева. - М.: Маркет ДС, 2007. - 344с

Косенко Алексей Алексеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: alekseylek8@yandex.ru

Леонтьев Михаил Юрьевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: newell-kaluga@mail.ru

К.С. Малахов, М.Ю. Леонтьев

ИССЛЕДОВАНИЕ СПОСОБОВ ПРОИЗВОДСТВА ЩЕБНЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Щебень – это стройматериал, полученный в процессе добычи и переработки нерудных строительных материалов. Он является наиболее востребованным и широко используемым материалом в строительстве. Отдельно надо отметить, что в большей степени ценится щебень кубовидной формы, потому, что щебень пластинчатого или игольчатого типа более ломкий. Для производства щебня используется базальт, гранит, диабаз и другие породы. Производство щебня состоит из таких технологических процессов, как добыча камня, дробление и сортировка (грохочение). Технологический процесс добычи щебня заключается в добычи камня в карьерах. Разработка месторождений каменных пород начинается с проведения вскрышных работ буровзрывным способом. На участке местности, где будет карьер, производится удаление растительного слоя и песчано-глинистой породы, в состав этих работ может входить удаление неприродного камня верхней зоны (зона выветривания). Эти работы проводятся с целью обнажения каменного массива и подготовки уступа для проведения следующих работ.

Специальные бурильные машины бурят скважины вдоль уступа для закладки в них производственной взрывчатки (аманит, тротил). После того как уступ подготовлен к подрывным работам, техника и люди с карьера удаляются, и порода взрывается. Крупные глыбы дробят также взрывами. Затем экскаваторами грузят рваный камень в автосамосвалы и доставляют на дробильно-сортировочный завод. Иногда первичное дробление осуществляется в карьере и на завод доставляется уже частично дробленный камень. Исходным материалом при производстве щебня являются различные типы горных пород и материалов. Наиболее прочным является гранитный щебень, но он и наиболее дорогой из-за цены затрачиваемых на его производство ресурсов. Тем не менее, именно гранитный щебень чаще всего применяется в современном строительстве при возведении сложных и ответственных конструкций. Он получается путем дробления горных пород. Гравийный щебень производится путем просева бутового камня, и дробления крупных фракций на мелкие. Затраты на его производство ниже, чем производство щебня гранитного. Соответственно ниже и стоимость готового материала, но и по прочностным качествам он уступает гранитному [1].

Помимо двух наиболее прочных видов, широко применяются и такие виды, как:

- Щебень шлаковый – производится путем дробления или отлива шлака, как правило, в цехах переработки вторичных материалов металлургической промышленности. Менее надежен, чем гравийный. Применяется для создания временных дорог и в других целях.
- Щебень доломитовый – производится путем дробления известняка. Часто применяется в дорожном строительстве вместе с гравийным. Из-за малой плотности и массы отлично подходит в качестве наполнителя бетона.
- Щебень из вторичных материалов – производится путем дробления и отсева боя кирпича и остатков бетонных конструкций. Используется при проведении дорожных работ [2].

Дробление камня на заводе происходит на специализированной технической линии, она включает в себя такие машины и агрегаты, как дробилки, грохоты. Все агрегаты объединяют конвейеры и транспортеры.

На заводе для расщепления крупного камня применяют колосниковые грохоты, так же используются гирационные и гравитационные грохоты. Поскольку в дробилки должен поступать щебень размером от 1200 до 800 мм. Дробилки по своим конструкционным особенностям и способам дробления камня подразделяются на конусные, щековые, молотковые, валковые. Щековые дробилки широко применяются для дробления крупного и среднего камня. В таком агрегате камень перемалывается между подвижными и неподвижными щеками. Во время дробления зазор между щеками периодически меняется.



Рис. 1 Щековая дробилка

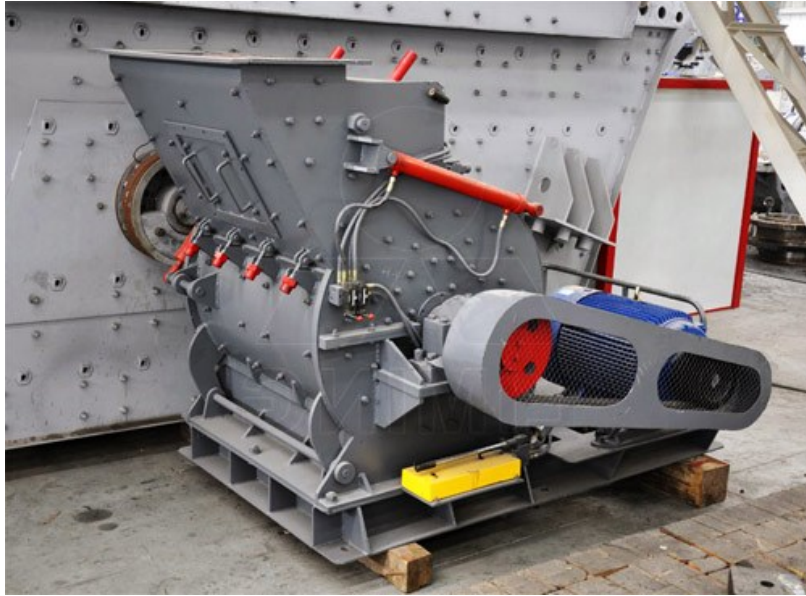


Рис. 2 Молотковая дробилка



Рис. 3 Конусная дробилка



Рис. 4 Валковая дробилка

Конусные дробилки перемалывают поступающий камень в кольцевом зазоре между конусами внутренним и внешним. Особенность этого агрегата в том, что внутренний конус устанавливается на эксцентриковой тяге и совершает круговые движения внутри внешнего конуса, вследствие чего зазор постоянно меняется. Кстати также популярностью пользуются мобильные дробилки.

Для дробления непрочной породы камня используется валковая дробилка, в ней два (гладкий и рифленый), цилиндра (валка) вращаются навстречу друг другу.

При окончательном дроблении камня применяются молотковые дробилки щебня ударного действия. Из этой машины выход кубовидного щебня значительно больший, чем с использованием дробилок другого типа, а выход зерен щебня пластинчатой и игольчатой формы значительно меньше.

Затем для селекции щебня снова применяется поверочное (контрольное) грохочение уже дробленного щебня, для его отправки на доработку и повторного дробления. Здесь дробление осуществляется по замкнутому циклу, что обеспечивает более качественную обработку зерен щебня. Это практически завершающая стадия изготовления щебня.

Перед отправкой товарной фракции потребителю, производится последняя стадия окончательного (товарного) грохочения [3].

Подводя итог, отдельно выделяя гранитный щебень, который имеет весомое преимущество, по сравнению с гравийным, высокую прочность, он прекрасно подходит для использования в производстве бордюров, брусчатки и т.п. Получаемый из молотковой дробилки щебня ударного типа. Тем самым прочность бетона при использовании кубовидного щебня возрастает на 5-10% при одновременном уменьшении расхода цемента на 7-12% и снижении на 3-5% водопотребности бетонной смеси.

Список литературы

[1] Гушин А.И., Косян Г.А., Артамонов В.А., Козин А.Ю., Кушка В.Н. «Реальность производства щебня первой группы по форме зерна». «Строительные материалы», 2002 г., – с. 4-5. – 128 с.

[2] Вайсберг Л.А., Зарогатский Л.П. «Новое поколение щековых и конусных дробилок». «Строительные и дорожные машины», 2000 г., – 112 с.

[3] Вайсберг Л.А., Шулояков А.Д., Спиридонов П.А. «Сокращение стадийности дробления – оптимальный путь снижения себестоимости высококачественного щебня». «Строительные материалы», 2002 г., – 39 с.

Малахов Константин Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: malakhov.kostia@yandex.ru

Леонтьев Михаил Юрьевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: newell-kaluga@mail.ru

Е.Ю. Володин, В.А. Ермоленко, С.Л. Заярный

КОНСТРУИРОВАНИЕ ТРАНСПОРТНО-ТЕХНОЛОГИЧЕСКОГО СРЕДСТВА ДЛЯ ОБРЕЗКИ ДЕРЕВЬЕВ И ЛЕДЯНЫХ НАРОСТОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Существующие конструкции машин для обрезки ветвей деревьев обеспечивают высоту обрезки не более 4,5 м, в то время как в зелёных зонах городов требуемая высота составляет 8 м [1]. В настоящее время обрезка ветвей деревьев производится рабочими, поднятыми гидроподъёмниками. Режущим инструментом являются бензопилы и ручные ножовки. При этом возможны травмы рабочих и имеет место некачественная обрезка: повреждение деревьев, например, расщепы ветвей и задиры коры. Производительность процесса и его безопасность остаются на низком уровне. Наиболее часто используемыми машинами являются автопогрузчики манипуляторного типа с управлением из кабины. Задача повышения качества и производительности обрезки деревьев, а также ледяных наростов, вызывает острую необходимость в разработке средств для механизации этого технологического процесса.

На автопогрузчике или другой базовой машине мы предлагаем применить перспективное опорно-поворотное устройство, в виде тройного поворотного круга (рис. 1) [2]. Имеется шарнир Гука, соединяющий нижний и верхний опорно-поворотный круг и центральный тормоз. Аналогично устроено тройное опорно-поворотное устройство по патенту США (рис. 2) [3].

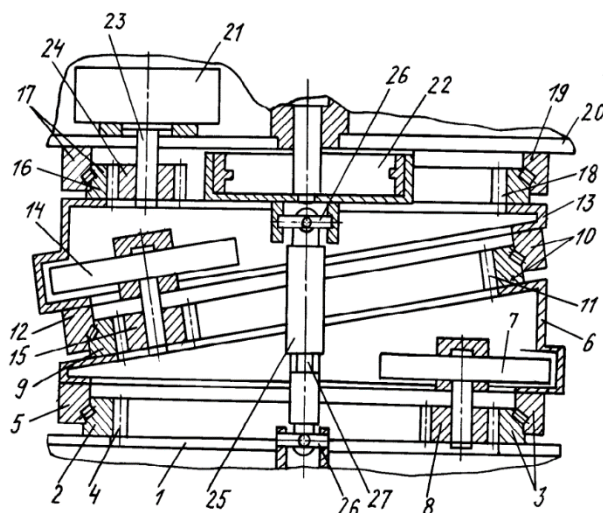


Рис. 1. Опорно-поворотное устройство:

1 - основание; 2 – нижняя часть нижнего круга; 3 – нижний поворотный круг; 4, 11, 18 – зубчатый венец; 5 – верхняя часть нижнего поворотного круга; 6, 13 – промежуточный элемент; 7, 14, 22 – тормоз; 8, 15, 24 – шестерня; 9 – нижняя часть промежуточного поворотного круга; 10 – промежуточный поворотный круг; 12 – верхняя часть промежуточного поворотного круга; 16 – нижняя часть верхнего поворотного круга; 17 – верхний поворотный круг; 19 – поворотная часть верхнего круга; 20 – поворотная платформа; 21 – механизм поворота; 22 – центральный тормоз; 23 – выходной вал; 25 – связующее звено; 26 – шарниры Гука; 27 – шлицевое соединение

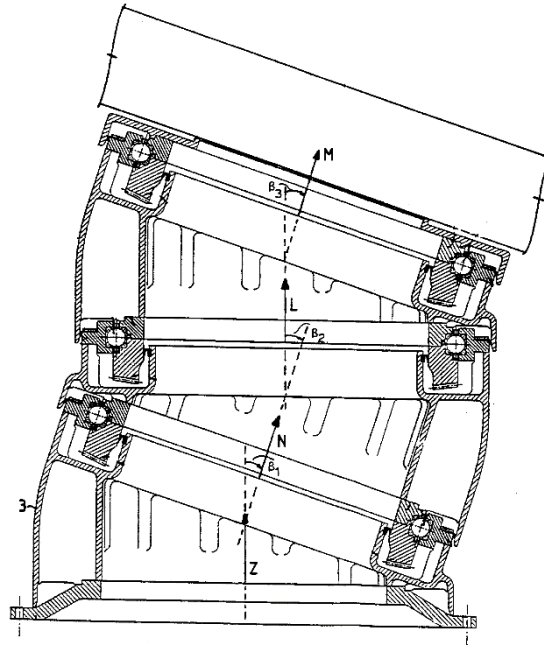


Рис. 2. Тройное опорно-поворотное устройство

Конструкция опорно-поворотного устройства позволяет установить поворотную платформу в горизонтальное положение при работе машины практически на любой пересеченной местности и уклонах. Это повышает эффективность работы машины, на которой установлено подобное устройство, и комфортность работы оператора.

Секции стрелы соединены шарнирами (рис. 3) [4]. В качестве приводов шарниров плеча, предплечья и кистевого шарнира стрелы предлагаем применить сферические (карданные) шарниры АВВИ (рис. 4) [4].



Рис. 3. Шарнирное соединение

Приводной шарнир имеет две степени подвижности, обеспечивающие сферическую рабочую зону. Электродвигатели, датчики угла положения, силомоментные датчики, тормоза встроены в корпус приводного шарнира, включающего в себя планетарно-цевочный редуктор АВВИ [4].

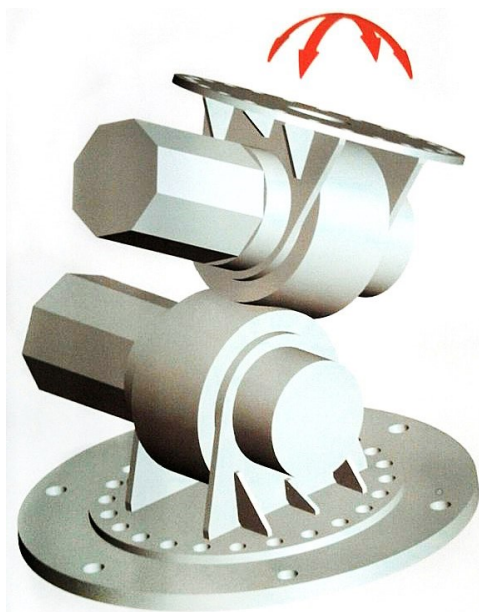


Рис.4. Сферический шарнир АВВИ

Рабочий орган разработанного нами средства для обрезки деревьев и ледяных наростов жёстко смонтирован на верхней секции стрелы и оснащён гидравлической пилой (рис. 5).

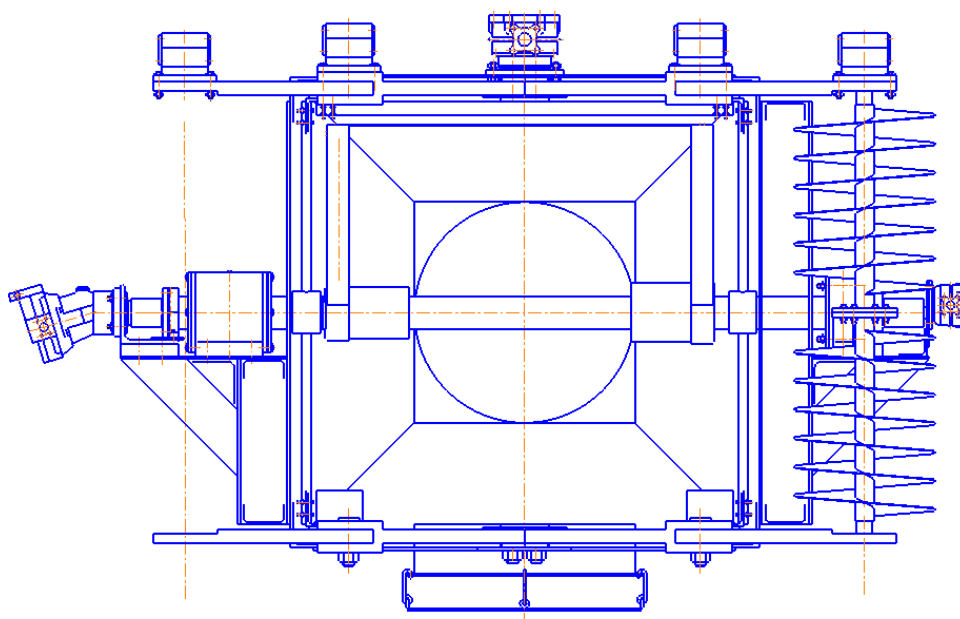


Рис. 5. Рабочий орган

Пила установлена на валу совместно с ножами для обрезки ледяных наростов. Под действием двух гидронасосов пила и ножи совершают поступательные и вращательные движения соответственно. Такая конструкция позволяет повысить производительность, безопасность и улучшить качество обрезки.

Список литературы

[1] *Жданов Ю.М., Юферев В.Г.* Выбор режущих рабочих органов многомодульного агрегата для ухода за лесными насаждениями // Вестник РАСХН. – 2009. – № 4. – С. 87-89

[2] Патент РФ № 2257050. МПК А01G23/08. Опорно-поворотное устройство / Гапич И.А. Шергов П.Д., Шестаков Я.И. опубл. 27.07.15. Бюл. № 21

[3] Патент US5573218A. Apparatus for the three-dimensional orientation of an object / Wilhelmus M. H. Vaassen, Albert Groenenboom опубл. 12.11.1996.

[4] Электронный ресурс: <https://www.avvi.ru/products/pcr-b/> г.Йошкар-Ола АВВИ; дата обращения 7.10.17.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Ермоленко Владимир Алексеевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: ermolenko@rambler.ru

Володин Егор Юрьевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: volodin.egor2012@yandex.ru

М.А. Качан, А.А. Шубин, В.А. Ермоленко

КОНСТРУКЦИЯ ВИБРОВОЗБУДИТЕЛЯ ГРОХОТА С ПРИМЕНЕНИЕМ ТРУБЧАТЫХ ПРУЖИН

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В настоящее время на щебнеочистительных машинах применяются вибрационные грохоты как инерционного, так и гирационного типа. Одним из наиболее «слабых мест» таких грохотов является вибратор. То есть, основной проблемой эксплуатации является частый выход из строя узлов вибромеханизма [1]. Различного рода неисправностям подвержен электродвигатель и подшипниковые узлы, вследствие деструктивного воздействия на них вибрационных нагрузок.

В качестве одной из мер, принятых для решения этих проблем было размещение электродвигателя не на вибрирующих частях корпуса, а на неподвижной платформе. Однако, при таком расположении в случае с инерционными грохотами увеличивалась нагрузка на вал двигателя, а также на ременную передачу, что также не способствует повышению надежности. В случае с гирационными грохотами данная мера выглядит несколько более приемлемой, так как эксцентриковый вал уравновешен дополнительными грузами, что минимизирует нагрузки на двигатель и ременную передачу. Тем не менее, процесс уравновешивания довольно сложен и требует тщательного подбора грузов, так как при неверных расчетах произойдет разрушение механизма [2].

Большое количество патентов, направленных на решение вышеописанной проблемы заключаются в изменении расположения двигателя, либо в добавлении в конструкцию дополнительных демпфирующих элементов, которые в теории должны снизить или исключить влияние вибронагрузок на двигатель и подшипники. Кроме того, предлагаются принципиально новые агрегаты для создания вибровозмущений, лишенные вышеперечисленных недостатков, большинство из которых, однако, сложно реализовать в серийном производстве ввиду их нестандартного принципа работы и дороговизны. Так в патенте РФ 2232651[3] в качестве привода предлагается кривошип с дебалансным грузом. Однако, в такой конструкции, кривошип с дебалансом излучает звуковые колебания, обусловленные наличием зазоров в подшипнике или появляющиеся после длительной работы грохота. В патенте РФ 2394654[4] описан вибровозбудитель с изменением амплитуды колебаний за счет изменения давления воздуха в полостях пневмобалансов. Применение пневмобалансов не может существенно снизить уровень звуковых воздействий на окружающую среду и вибрации на металлоконструкцию, создаваемые источником виброколебаний, частота которых изменяется по мере установки частоты вращения привода вибровозбудителя

Предлагается использовать в качестве вибровозбудителя трубчатые пружины определенной конфигурации (рис. 1) с импульсной подачей в них рабочего тела (жидкости или газа). Принцип работы данной пружины заключается в том, что она изменяет свою форму при создании определенного давления внутри трубки и возвращается в исходное положение при нормальных условиях. Большим преимуществом в случае использования ее на грохоте является то, что такая пружина может работать и как упругий элемент.

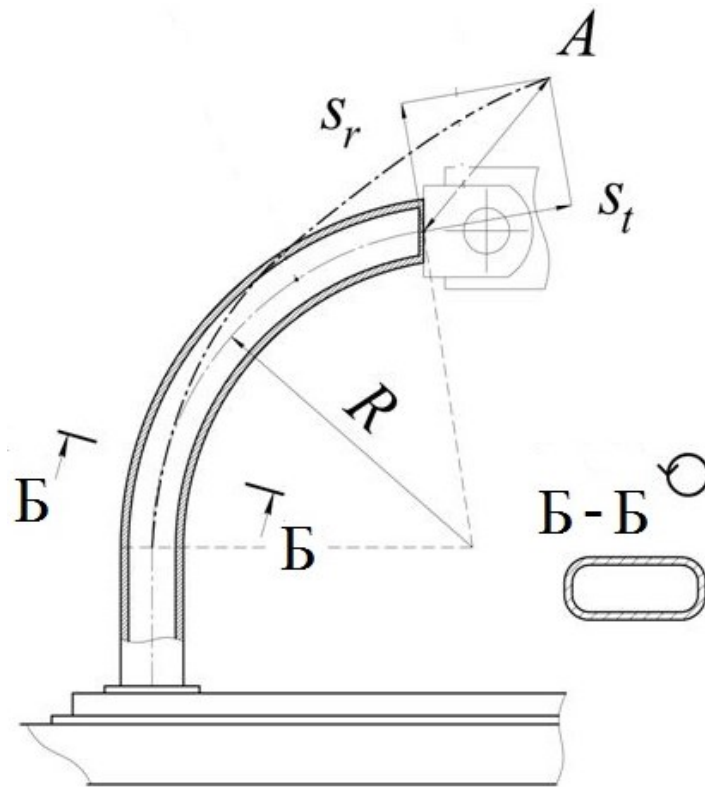


Рис. 1. Конструкция трубчатой пружины

Использование трубчатой пружины в качестве вибровозбудителя для грохота сопряжено с определенными трудностями:

1. Конфигурация пружин и расположение их на грохоте должны обеспечивать эллиптическую траекторию движения конструкции
2. Поддержание работы системы в резонансе с целью снижения нагрузок на пружины и потребления энергии
3. Реализация адаптивной системы управления, поддерживающей систему в резонансе.

Изначально был рассмотрен вариант Г-образных пружин в количестве двух штук, на которых был подвешен грохот (рис. 2) Однако, такая конструкция не позволяла реализовать требуемую траекторию колебаний в виде эллипса, а кроме того была крайне ненадежной, так как при выходе из строя хотя бы одной из пружин, разрушалась вся конструкция.

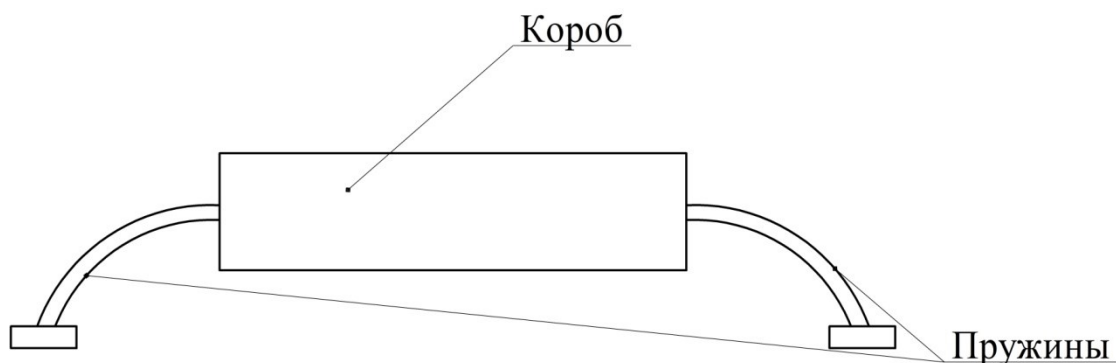


Рис. 2. Вариант подвешивания грохота на Г-образные пружины

Далее, был проанализирован ряд вариантов конфигураций и расположения пружин на грохоте. Были рассмотрены варианты с добавлением упругих элементов в виде винтовых пружин, а также U-образная конфигурация трубчатой пружины (рис. 3).

Конструкция из U-образных пружин, расположенных перпендикулярно друг другу при согласовании их работы позволит идеально воспроизвести эллиптическую траекторию колебания грохота. Тем не менее, такой вариант требует сложной системы управления, кроме того, сам процесс согласования в этом случае будет крайне трудоемок.

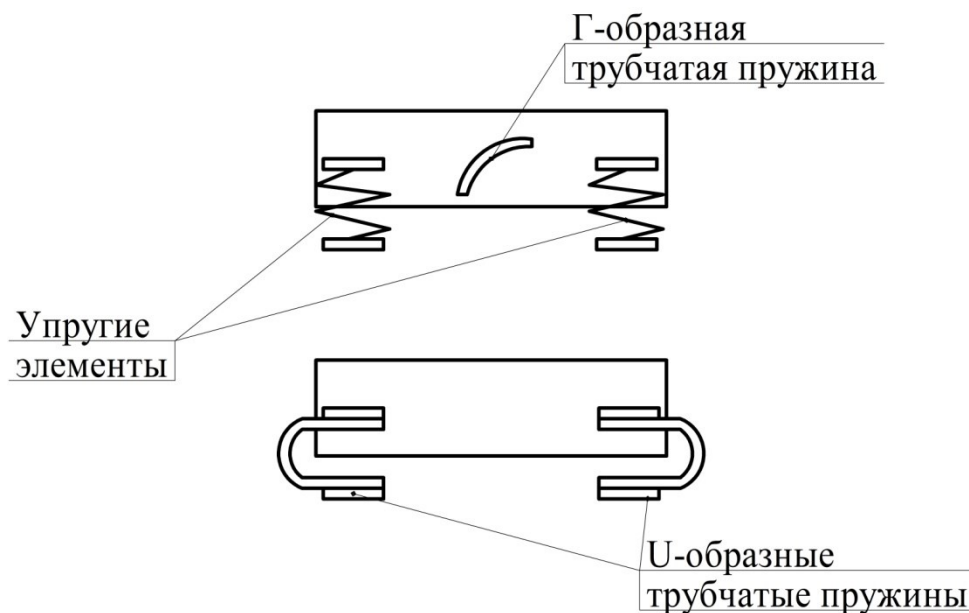


Рис. 3. Варианты конфигураций и расположения пружин

После анализа движений грохота, а также траекторий полета частиц груза, был сделан вывод, что требуется создать импульс, который будет подбрасывать частицу вверх, а также сообщать ей горизонтальное движение.

Для осуществления грохочения в целом, а также для того, чтобы процесс протекал максимально эффективно, требуется выполнения определенных условий - вибрационные колебания должны обеспечивать подбрасыва-

ние груза, а также продвижение его в горизонтальной плоскости. В зависимости от типа груза и от средних размеров его типичного куска должны быть верно подобраны амплитуда и частота колебаний, а также размер и форма отверстий в сите.

На рисунке 4 изображена схема привода виброгрохота, который включает короб и сита с крупными и мелкими ячейками, опирающийся на четыре силовых узла, каждый из которых состоит из двух трубчатых пружин. Силовые узлы, в свою очередь, закреплены на раме с возможностью поворота вокруг осей O_1 и O_2 соответственно, что позволяет регулировать величины перемещения короба с ситами по вертикали и горизонтали. Углы поворота задаются управляющей системой с учетом типа и количества груза на ситах.

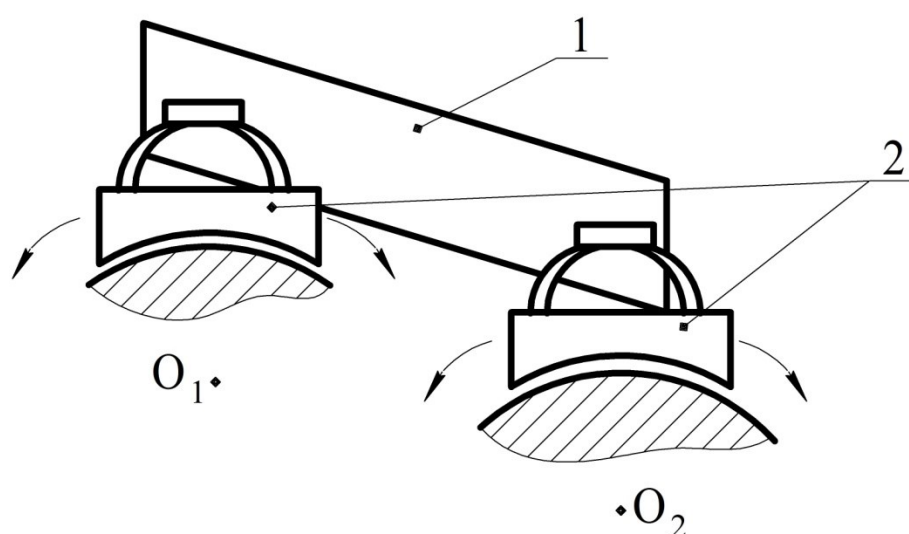


Рис. 4. Схема привода виброгрохота:
1 – короб, 2 – силовой узел

Предложенная конструкция позволит отойти как от относительно ненадежной конструкции используемых вибраторов, так и от подшипниковых узлов, уменьшить уровень шума и вибрационные воздействия на раму за счет исключения вращающихся частей и дебалансов привода. При этом расширяются возможности независимого регулирования амплитуды и частоты перемещения коробов с ситами.

Список литературы

[1] С.Е. Андреев, В.А. Перов, В.В. Зверевич Дробление, измельчение и грохочение [Электронный ресурс]: учебник / Электрон. дан. – М.: НЕДРА, 1980. – 416 с. – Режим доступа: http://e.lanbook.com/books/element.php?p11_id=63234 – Загл. с экрана.

[2] Серго Е.Е. Дробление, измельчение и грохочение полезных ископаемых [Электронный ресурс]. – Электрон. дан. – М.: Высшая школа, 2006. – 285 с. – Режим доступа: <http://e.lanbook.com/book/31467> – Загл. с экрана.

[3] Патент РФ № 2002132949/03, 06.12.2002. Грохот // Патент России № 2232651. 2004. / Вайсберг Л.А., Зарогатский Л.П., Трофимов В.А.

[4] Патент РФ № 200911999/03, 21.05.2009. Грохот вибрационный // Патент России № 2394654. 2010. / Бидуля А.Л., Кириков А.К., Краснов О.Г., Воробьев С.А.

Качан Максим Аркадьевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: red-blade@yandex.ru

Шубин Александр Анатольевич – канд. техн. наук, заведующий кафедрой «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

Ермоленко Владимир Алексеевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: tvermolenko@rambler.ru

С.Л. Заярный, О.А. Бирюкова, Е.И. Романова

МОДЕЛИ КУМУЛЯТИВНЫХ ПОВРЕЖДЕНИЙ УЗЛОВ И ЭЛЕМЕНТОВ МЕТАЛЛОКОНСТРУКЦИИ КРАНА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Значительное количество отказов узлов и элементов конструкций возникают по причине накопления повреждений (усталость, рост трещин, износ). Вероятностная трактовка феноменологических процессов накопления повреждений обеспечивает их адекватное описание, выявление физической сущности и предсказания на основе поведения конструкции.

Сочетание первичной статистики в виде представительных ансамблей выборочных функций (реализаций процесса накопления повреждений независимо от их природы) и теории марковских цепей [1] позволяет достаточно просто строить оригинальные, весьма содержательные и точные модель процесса накопления необратимых изменений или процесса накопления кумулятивных повреждений (КП) (названных Богданов ДЖ. И Козин Ф. «В-моделями») [2].

Рассмотрим износ первоначально нового ходового колеса. По мере износа ходового колеса произойдет постепенное уменьшение диаметра; это уменьшение является наблюдаемым параметром в этом процессе КП. Обозначим через d_t уменьшение диаметра ходового колеса – это среднее или максимальное уменьшение диаметра в отслеживаемых точках. Пусть d_f – значение d_t в момент снятия колеса с эксплуатации.

Изменение d_t одной из колес как функции времени показано на рис. 1, а. Величина t_1 определяет время, при котором $d_{t_1} = d_f$. Отслеживание эксплуатации другого колеса даст другую функцию (рис. 1, б). Чем больше ходовых колес отслеживается, тем большее число таких функций можно получить (рис. 1, в.).

Пройденную единицу длины обозначим t , которое примерно равно числу оборотов колеса. Кривые $d_t - t$ называются выборочными функциями (ВФ) этого процесса КП (износа). Каждое колесо имеет свою ВФ, их столько, сколько испытано колес. Вероятность совпадения двух ВФ пренебрежимо мала из-за неизбежного разброса условий эксплуатации и технологии изготовления.

Времена снятия колес с эксплуатации t_1, t_2, \dots, t_n в общем случае также различны из-за неизбежного разброса, однако, поскольку значение интервала измерения t конечно, некоторые из них могут совпадать. Составим возрастающий вариационный ряд

$$t_1 \leq t_2 \leq t_3 \leq \dots \leq t_n$$

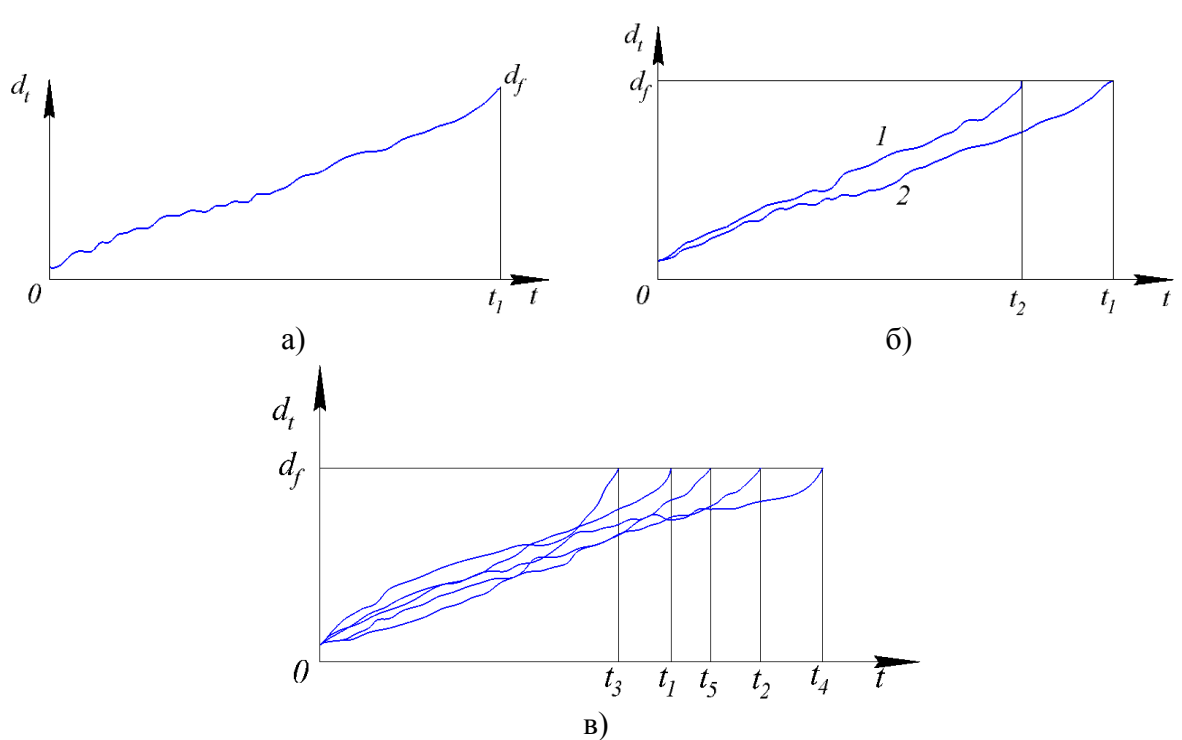


Рис. 1. Пять ВФ накопления повреждений d_t до отказа при d_f

Эмпирическая функция распределения времени до отказа $F_n(t)$ определяется следующим образом:

$$F_n(t) = 0, \quad t < t_1;$$

$$F_n(t) = \frac{1}{n}, \quad t_1 < t < t_2;$$

$$F_n(t) = \frac{2}{n}, \quad t_2 < t < t_3;$$

.....

$$F_n(t) = 1, \quad t > t_n$$

где n – число образцов в эксперименте. Функция $F_n(t)$ характеризует упорядоченную статистику. Когда проводится эксперимент на выборке объемом n , получается другая $F_n(t)$. Когда n мало, разброс в $F_n(t)$ велик, однако с ростом n этот разброс уменьшается. Известно, что в определенных условиях флуктуации $F_n(t)$ стремятся к нулю при $n \rightarrow \infty$.

Функция $F_n(t)$ обобщает опытные данные о времени до отказа, но не определяет эволюцию процесса износа во времени, т. е. поведение ВФ во времени. Выборочные функции на рис. 1. являются монотонно возрастающими, поскольку нельзя восстановить диаметр во время эксплуатации. Это характерная черта процессов КП.

Развития усталостных трещин [3] может быть представлена ВФ другого типа рис. 2. Каждая ВФ имеет определенное значение начального повреждения d_0 , равно как и значение повреждения d_f , при котором происходит списание или отказ изделия. Этот тип ВФ физически правдоподобен.

Разброс начального повреждения очевидно является следствием разброса начального состояния трещины, а характер изменения ВФ определяет условия ее развития.

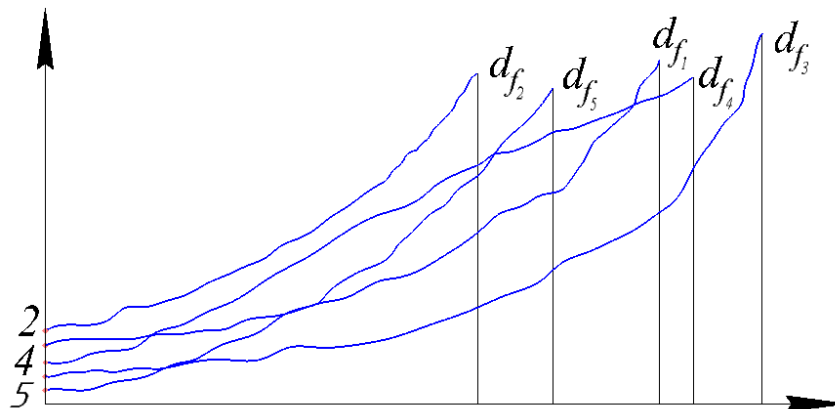


Рис. 2. Пять ВФ накопления повреждений d_i до отказа для различных d_f и начальных повреждений

Во всех случаях начальное повреждение может иметь разброс, который должен быть учтен в математической модели функцией распределения.

Использование ВФ дает мысленную картину накопления повреждений во времени, которую легко понять. Этот способ был широко использован в иллюстративных целях, где они детально описывают свойства ВФ.

Пристатейный библиографический список

[1] Волков И. К., Зуев С. М., Цветкова Г. М. *Случайные процессы: Учеб. для вузов*. В.С. Зарубин, А.П. Крищенко, ред. Москва, Изд-во МГТУ им Н.Э. Баумана, 2000, 448 с.

[2] Богданов Дж., Козин Ф. *Вероятностные модели накопления повреждений*. Москва, Мир, 1989, 344 с.

[3] Соколов С.А. *Металлические конструкции подъемно-транспортных машин*. Санкт-Петербург, Политех, 2005, 423 с.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Романова Елена Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: elenochka_17@mail.ru

Бирюкова Ольга Андреевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kmk.mgtu@yandex.ru

Г.Ю. Дедов, А.А. Шубин

МОДЕРНИЗАЦИЯ МЕХАНИЗМА ПОВОРОТА СТРЕЛЫ КЮВЕТООЧИСТИТЕЛЬНОЙ МАШИНЫ СЗП-600

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Современный железнодорожный путь – это сложное инженерное сооружение, предназначенное для перемещения по нему грузовых и пассажирских поездов.

Железнодорожный путь состоит из верхнего строения, воспринимающего усилия от колес подвижного состава и направляющего их движение и нижнего строения (земляное полотно), служащего основанием для верхнего строения, а также искусственных сооружений (мостов, тоннелей, водопропускных труб, путепроводов и т.д.) [1].

Земляное полотно – это основание железнодорожного пути. В процессе эксплуатации на него оказываются различные воздействия: динамическое и статическое силовое воздействие от поездов; метеорологическое воздействие факторов окружающей среды (дождь, снег, ветер, низкие и высокие температуры и др.); воздействие близлежащих водоемов, рек и грунтовых вод, вызывающих подмывание земляного полотна; зарастание земляного полотна растительностью (трава, кустарники, деревья); засорение поверхности и кюветов мусором, сбрасываемым с пассажирских поездов. В результате снижается устойчивость земляного полотна, оно под действием динамических нагрузок начинает деформироваться, что приводит, в свою очередь, к деформации верхнего строения пути, нарушению безопасности движения поездов [2].

Для правильного водоотвода земляного полотна проводятся работы по замене балластной призмы и нарезанию вдоль обочины кюветов. Работы по поддержанию железнодорожных путей в исправном состоянии трудоемки и ответственны, поэтому для них целесообразно применять тяжелую путевую технику, которая выполняет большой объем работы за сравнительно короткое время. Одной из таких машин является кюветоочистительная машина СЗП-600.

Машина для ремонта земляного полотна железной дороги СЗП-600 предназначена для выполнения следующих технологических работ: чистка, углубление и расширение кюветов; нарезка новых кюветов; планировка откосов в рабочей зоне плугов; углубление траншей в рабочей зоне ротора; транспортирование вырезаемого материала в транспортное средство или на откос земляного полотна [1].

Основным рабочим органом является ротор, закреплённый на стреле. Вырезанный материал передается из ротора на конвейер, установленный на стреле, и далее на поворотный конвейер, который направляет вырезанный материал либо в вагон-засоритель, либо на обочину. Второй конец стрелы шарнирно закреплен на портале, установленном на опорно-поворотном устройстве.

В первых конструкциях кюветоочистительных машин для поворота стрелы применялся механизм редукторного типа, в котором на выходном валу редуктора устанавливалась шестерня, входящая в зацепление с зубчатым венцом на опорно-поворотном устройстве.

Опорно-поворотное устройство, реализуемое на машине СЗП-600 (рис. 1), состоит из двух гидроцилиндров 1, соединённых канатом 2, концы которого заделаны в коушах 3. Для более плотного обхватывания канатом опорно-поворотного устройства в конструкции установлены два обводных блока 4. Канат с помощью болтов 6 прикреплен к опорно-поворотному устройству.

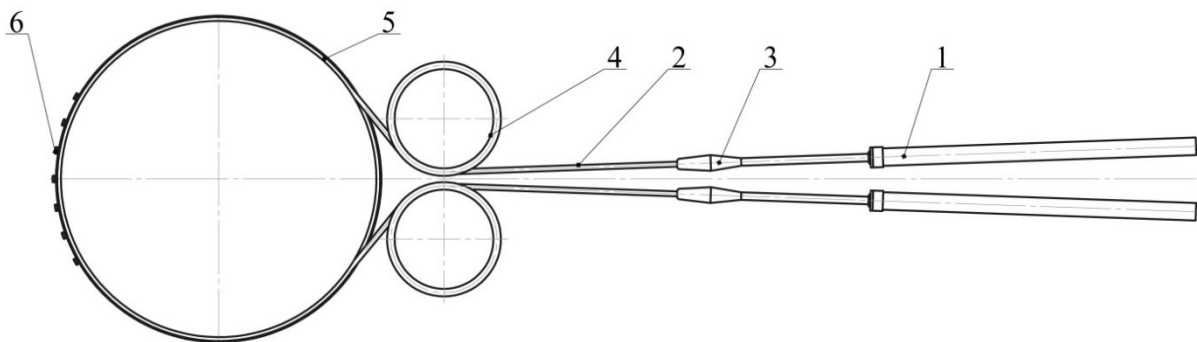


Рис.1. Опорно-поворотное устройство машины СЗП-600:
1 – гидроцилиндр; 2 – канат; 3 – коуш; 4 – обводной блок;
5 – опорно-поворотное устройство портала, 6 – болт

Недостатком данной конструкции является колебание стрелы при повороте и работе ротора вследствие недостаточной жесткости канатов, что приводит к увеличению динамических нагрузок на узлы добывающего устройства.

Для увеличения жесткости и позиционирования стрелы предлагается исключить из механизма поворота канат, используя два гидроцилиндра установленных под углом к оси поворота (рис. 2).

При повороте в любую из сторон сначала полезную работу совершает только один гидроцилиндр (левый или правый в зависимости от того в какую сторону совершается поворот). Второй гидроцилиндр втягивает шток до момента прохождения мертвой точки (оси поворота), а после совершает полезную работу совместно с первым гидроцилиндром, поворачивая портал.

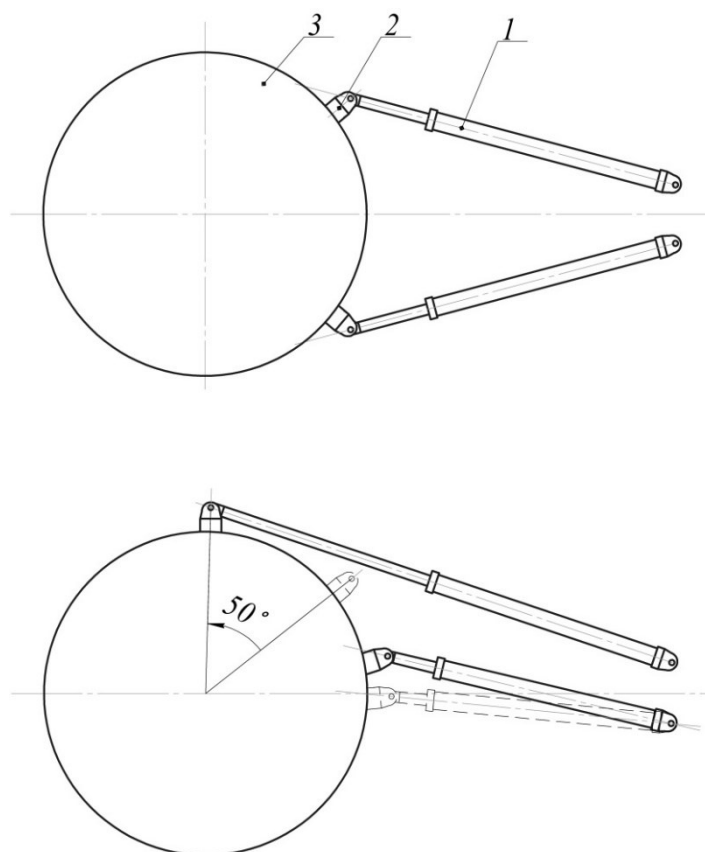


Рис.2.Схема опорно-поворотного устройства с 2 гидроцилиндрами:
1 – гидроцилиндр; 2 – кронштейн, 3 – опорно-поворотное устройство

Предложенная конструкция механизма поворота наряду с увеличением жесткости системы, позволит более точно позиционировать ротор относительно продольной оси железнодорожного пути.

Дальнейшее развитие механизма поворота может заключаться в замене двух рабочих гидроцилиндров на один рабочий и один управляющий гидроцилиндр.

Список литературы

[1] Учебник для вузов ж. -д. транспорта. Соломонов С. А., Попович М В., Стефанов Б. Н., Цигельный П. М., Яковлев Л. М. - 2-е изд., перераб. и доп. – М.: Желдориздат, 2000. - 726 с.

[2] Путьевые машины [Электронный ресурс]: учебник / М.В. Попович [и др.]. – Электрон. текстовые данные. – М.: Учебно-методический центр по образованию на железнодорожном транспорте, 2009. – 820 с. – 978-5-9994-0003-1. – Режим доступа: <http://www.iprbookshop.ru/16126.html>

Шубин Александр Анатольевич – канд. техн. наук, заведующий кафедрой «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

Дедов Григорий Юрьевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: Dedov.gr@yandex.ru

А.С. Болтнева, С.Л. Заярный

МОРФОЛОГИЧЕСКИЙ ФУНКЦИОНАЛЬНЫЙ АНАЛИЗ КОНСТРУКЦИИ ПУТЕВЫХ МАШИН ДЛЯ ВЫПРАВКИ ПУТИ И ОЦЕНКА ИХ ТЕХНИКО-ЭКОНОМИЧЕСКИХ ПОКАЗАТЕЛЕЙ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Одним из способов представления модели морфологического множества уровня идентификации является морфологическая таблица, которая наиболее естественным способом представляет морфологический ящик Ф. Цвикки [1]. Морфологическая таблица содержит признаки, позволяющие подобрать структурные решения объектов рассматриваемого класса и значения этих признаков.

В нашем случае составление морфологической таблицы сводится к рассмотрению существующих машин для отделки пути, выборки множества выполняемых ими операций и технических характеристик. После составления таблицы мы выбираем множество функций для проектируемой машины и проводим экспертную оценку данных функций машины, и после проведения экспертной оценки отбрасываем не нужные функции. В итоге получаем оптимальный набор функций для проектируемой машины и переходим к проектированию новой машины либо модернизации существующей.

Составление морфологической таблицы. Морфологическое проектирование – это создание материальной формы вещи в соответствии с ее оптимальным набором функций [2].

Данный метод состоит в том, что в задаче проектирования выделяются два или большее количество важнейших направлений в зависимости от числа требуемых функций разрабатываемой системы или объекта. Для каждого функционального направления выбирают возможные способы его исполнения и реализации. Комбинирование их между собой позволяет получить множество разных решений, в том числе представляющих практический и потребительский интерес. Перечни функций разрабатываемой системы сводятся в таблицу для удобства оценки полученных комбинаций.

Затем выбирается критерий качества, с помощью которого из двух или нескольких допустимых вариантов технического решения выбирают наилучший, удовлетворяющий основным требованиям.

За критерий качества принимается критерий развития или другой наиболее важный показатель. В результате для прототипа получают одну или несколько функциональных структур [3].

Достоинство морфологического метода заключается в том, что он позволяет рассмотреть любой элемент как отдельный технический объект, раз-

делить его на функциональные элементы и построить для него функциональную структуру. Обычно это проводится, когда наряду с улучшением в целом специально рассматривают задачу улучшения какого-либо элемента машины.

Для составления морфологической таблицы рассмотрим следующие машины для отделки пути и приведем для каждой из них технические характеристики и набор выполняемых функций.

Таблица 1

Морфологическая таблица сравнения потребительских свойств объектов техники

	Производительность путь/стрелка			Точность выправка/ рихтовка			База машины			Выправка и рихтовка max		
	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
ВПРС-П		+/+				+			+		+	
ВПРС-02		++/-				+			+		+	
ВПРС-10		+/+			+			+				+
ПРМ-5	+/+			+			+					+
ПМА-С			+/++			+			+		+	
	Экипаж			Мобильность			Масса			Цена		
	1	2	3	1	2	3	1	2	3	1	2	3
ВПРС-П			+			+		+			+	
ВПРС-02			+			+			+			+
ВПРС-10		+			+			+			+	
ПРМ-5	+			+			+			+		
ПМА-С		+				+			+		+	

Морфологическая таблица построена на основе конструктивной функциональной структуры. Она состоит из нескольких столбцов, число которых обычно равно числу функциональных элементов. Заглавиями столбцов являются описания функций элементов.

Таблица построена не на основе функциональной структуры конкретного прототипа, а на основе обобщения ряда прототипов, где выделены характерные функциональные элементы и сформулированы для них обобщенные функции, которые являются заглавиями столбцов морфологической таблицы.

В морфологическую таблицу сначала вносились элементы прототипа. Затем записывались наиболее возможные и эффективные варианты.

Наиболее эффективные технические решения из множества всех вариантов выбраны путем последовательного сокращения этого множества за счет отбрасывания наименее эффективных и бесперспективных технических решений. Из образованных различных альтернативных комбинаций нескольких элементов исключены бесперспективные: неосуществимые или несовместимые комбинации, которые трудно реализовать и которые являются чрезмерно затратными, в малой степени устраняющие недостатки прототипа, улучшающие критерий качества в наименьшей мере.

Оставшееся множество допустимых вариантов, полученных после исключения наихудших комбинаций элементов, упорядочены по критерию качества от лучших к худшим. Выбраны 6 наиболее эффективных вариантов ТР для дальнейшей работы.

Проанализировав морфологическую таблицу можно сделать выводы что не существует машин для выправки и рихтовки пути с опорой на балласт, так же не существует машин с самостоятельной погрузкой на платформу, так же мало машин с величиной подъема и рихтовки пути более 100мм, все машины имеют большую длину порядка 20000мм, экипаж 3-4 человека, а также работу максимум с рельсом типа Р-65.

Список литературы

- [1] *Одрин В.М., Картавов С.С.* Морфологический анализ систем. Построение морфологических таблиц – К.: Наукова думка, 1977. – 148 с.
- [2] *Джон Джонс* Методы проектирования – М., «Мир», 1986 г., с. 255.
- [3] *Альтишуллер Г.С.* Алгоритм изобретения – М.: Московский рабочий, 1973.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Болтнева Анна Сергеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: annrash1994@yandex.ru

С.Л. Заярный, А.А. Логвинов, Г.Ю. Грачев

ОПРЕДЕЛЕНИЕ НАДЕЖНОСТИ РАСТЯНУТОГО КОМПОЗИТНОГО СТЕРЖНЯ НА ОСНОВЕ ИССЛЕДОВАНИЯ ЕГО МАТЕМАТИЧЕСКОЙ МОДЕЛИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Перспективным направлением исследования металлоконструкций является рассмотрение возможности применения в них конструктивных элементов, изготовленных из композитных материалов. Для реализации такой возможности идеальными элементами являются стержни ферм. Наилучшим образом преимущества стержня, изготовленного из композитного материала, проявляются при его растяжении.

Определение распределения нагрузки между нитями композитного стержня в общем случае представляет собой статически неопределимую задачу, расчетная схема и алгоритм решения которой рассмотрена в работе [1]. В предлагаемой имитационной модели реализуется концепция классического пучка. В соответствии с этой концепцией прочность композитного стержня образца определяется силой N , которая может инициировать цепную реакцию последовательных разрывов волокон пучка в результате очередной перегрузки соседних (целых) волокон до тех пор, пока не произойдет окончательное разрушение всех волокон. Так же как в модели наислабейшего звена, процесс разрушения начинается в наименее прочном элементе пучка, однако дальнейшее развитие процесса, в отличие от концепции наислабейшего звена, происходит не обязательно, а лишь при выполнении некоторой совокупности условий, определяющих вероятность событий [2].

Условие прочности, для армирующих волокон в рассматриваемой модели, определяется из условия его хрупкого разрушения. Соответствующая этому условию диаграмма напряженно-деформированного состояния материала волокна в координатах напряжение-деформация (σ, ε) , представленной на рис. 1. В этом случае армирующее волокно, в котором напряжения превышают определенного уровня $\sigma \geq k \cdot \sigma_{ek}$, считается разрушившимся. Здесь: σ_{ek} - предел текучести армирующего волокна; k - обобщенный показатель, учитывающий условия деформирования армирующего волокна, по физическому смыслу соответствующий коэффициенту допускаемой для него перегрузки (упрочнения). Время в течении которого наблюдается последовательное разрушение армирующих элементов под действием нагрузки изменяющейся по случайному закону и приводящей к разрушению композитного стержня в целом, определяется как время его живучесть.

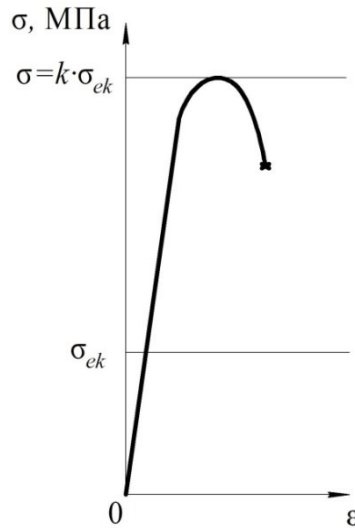


Рис. 1. Диаграмма зависимости напряжения в армирующих элементах от относительного удлинения при хрупком разрушении материала

На рис. 2-6 представлены результаты исследований. На оси абсцисс указаны интервалы количеств циклов полученных при разрушении стержней, на оси ординат – количество стержней для соответствующих интервалов.

Растягивающая нагрузка на стержне N подчиняется случайному закону и варьируется от $N = 0.1 \cdot N_{\max}$, до $N = N_{\max}$, где N_{\max} - максимальная величина, которая определяется как $N_{\max} = n \cdot \sigma_{ek} \cdot A_e$, где n - количество армирующих элементов в стержне, A_e - площадь армирующего элемента стержня.

В рассматриваемой модели принимается, что количество испытаний определяется количеством стержней $m = 100$, поэтому среднее значение нагрузки определяется из соотношения $\bar{N} = \sum_{i=1}^m N_i$.

Модуль упругости стержней изменяется по случайному закону, что и определяет случайный характер изменения прочности стержней.

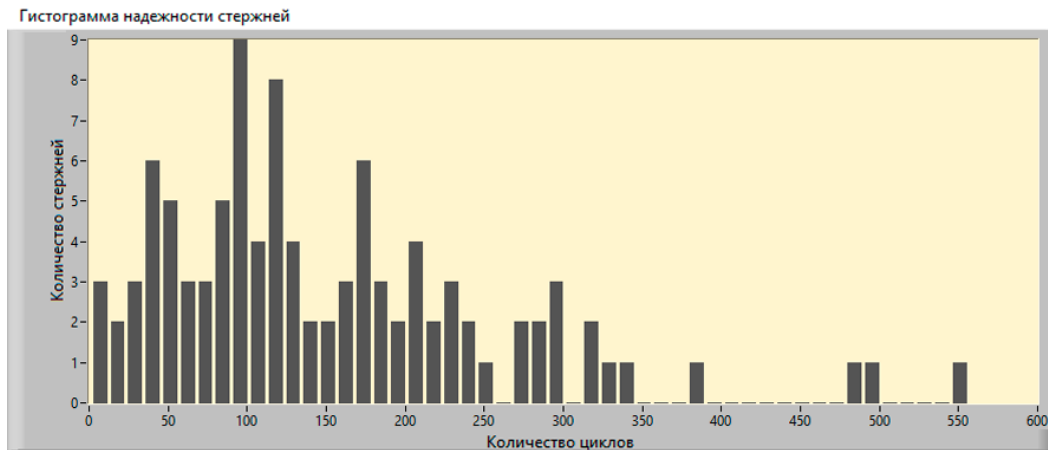


Рис. 2. Гистограмма надежности стержней. Растягивающая нагрузка $\bar{N} = 0.5 \cdot N_{\max}$ коэффициент допускаемой перегрузки $k = 1.1$

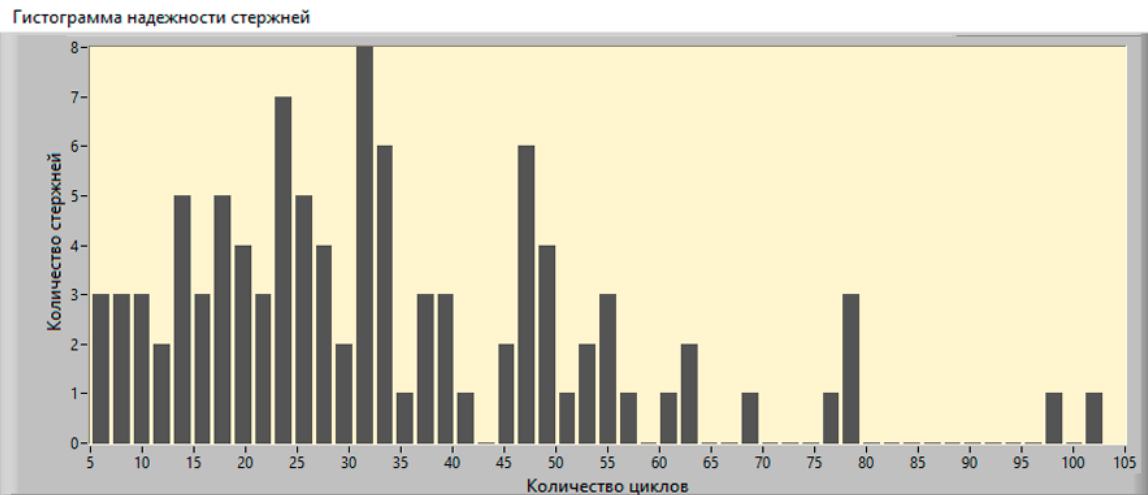


Рис. 3. Гистограмма надежности стержней. Растягивающая нагрузка $\bar{N} = 0.6 \cdot N_{\max}$
коэффициент допускаемой перегрузки $k = 1.1$

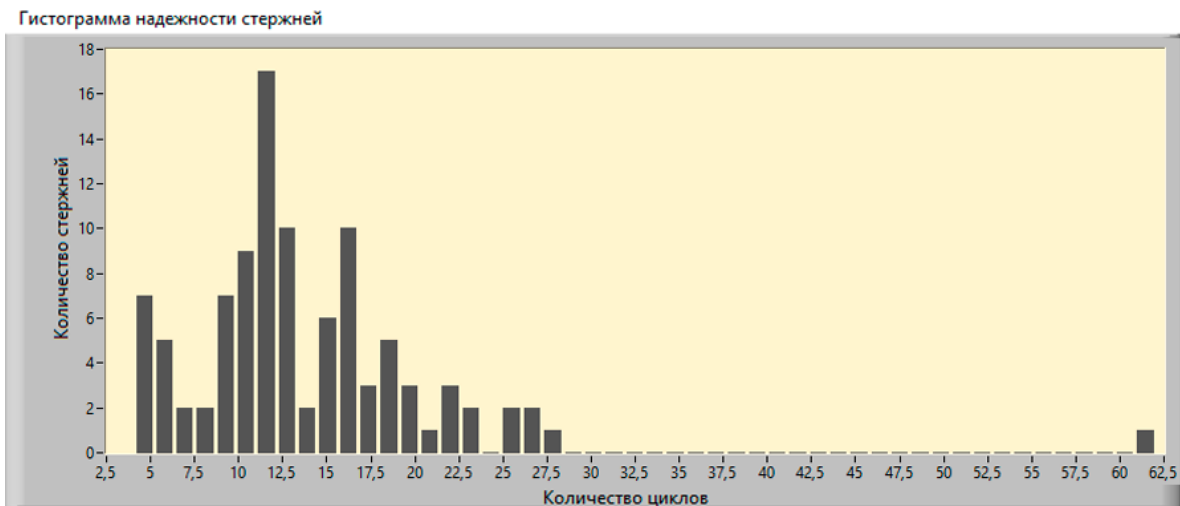


Рис. 4. Гистограмма надежности стержней. Растягивающая нагрузка $\bar{N} = 0.7 \cdot N_{\max}$
коэффициент допускаемой перегрузки $k = 1.1$

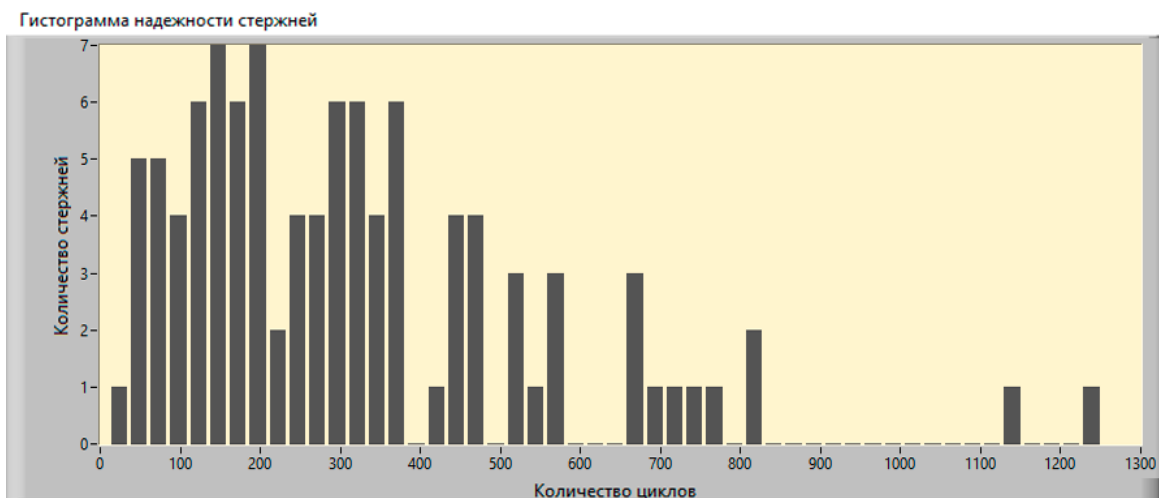


Рис. 5. Гистограмма надежности стержней. Растягивающая нагрузка $\bar{N} = 0.6 \cdot N_{\max}$
коэффициент допускаемой перегрузки $k = 1.3$

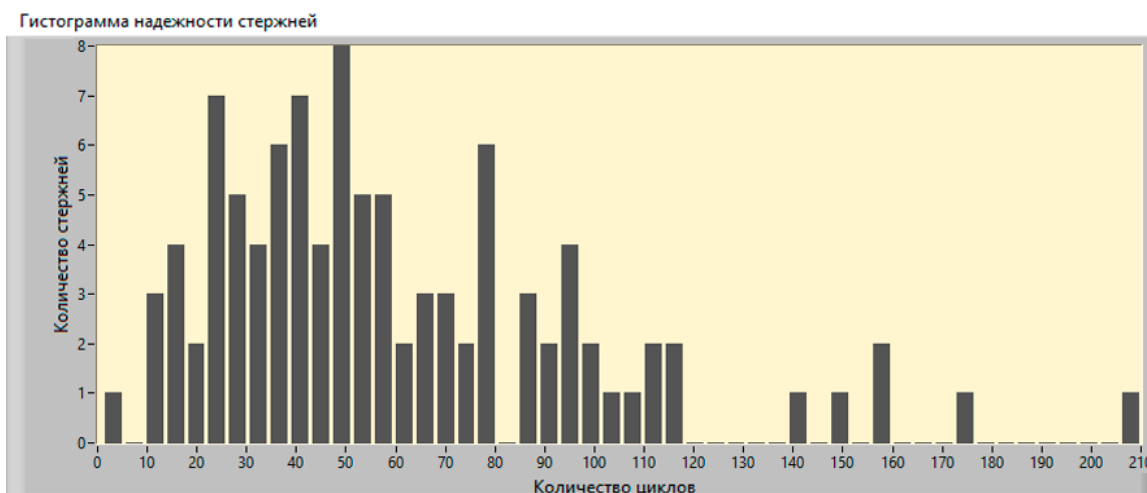


Рис. 6. Гистограмма надежности стержней. Растягивающая нагрузка $\bar{N} = 0.7 \cdot N_{\max}$
коэффициент допускаемой перегрузки $k = 1.3$

На графиках видно, что с увеличением растягивающей нагрузки количество циклов требуемых для полного разрушения стержня уменьшается. С повышением коэффициент допускаемой перегрузки соответственно количество безотказных циклов растет.

Полученные зависимости частоты отказов стержней распределены по нормальному закону, что характерно для наработки на отказ элементов в металлоконструкции. Следовательно, математическая модель является справедливой для расчета стержней на статистическую прочность и определения их надежности.

Список литературы

1. Заярный С.Л., Мокин Д.Г., Раевский В.А., Витчук П.В. Имитационная модель для определения живучести растянутого композитного стержня: Известия Тульского государственного университета. Технические науки. Вып. 7. Тула: Изд-во ТулГУ, 2017. 49-57 с.
2. Селиванов В.В. Механика разрушения деформируемого тела; прикладная механика сплошных сред: Учебник для втузов. – М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 1999. 420 с.

Заярный Сергей Леонидович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: texnakon@yandex.ru

Логвинов Александр Андреевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: paradoksme@yandex.ru

Грачев Георгий Юрьевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: goshangrachev@gmail.com

М.А. Качан, А.А. Шубин

ПОВЫШЕНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ "ОКНА" ПРИ РАБОТЕ ЩЕБНЕОЧИСТИТЕЛЬНОЙ МАШИНЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Можно без тени сомнения утверждать, что залогом бесперебойности и обеспечения безопасности работы железнодорожного транспорта выступает своевременное обслуживание и ремонт железнодорожных путей. Безусловно, независимо от состояния железнодорожного полотна конкретной ветки предусматривается разный объём работ, начиная с текущего технического обслуживания, заканчивая капитальным ремонтом железнодорожного пути.

На современном этапе становления железнодорожной индустрии трудно обойтись исключительно надёжными работающими транспортными сетями. Следуя решению данной задачи, техническое обслуживание железнодорожных путей главной своей целью являет собой стабильное поддержание её в полностью исправном рабочем состоянии. [1]

Для очистки балласта при среднем и капитальном ремонте железнодорожного пути для восстановления упругости щебёночного слоя и его дренажных свойств, а также для улучшения несущей способности балластной призмы широко используются щебнеочистительные машины различных типов.

Стандартной процедурой подготовки к работе для щебнеочистительных машин наиболее распространённой конструкции является помещение подпутной балки, а также нескольких соединённых звеньев баровой цепи под рельсошпальную решетку с последующим соединением этого фрагмента и балки с основной частью рабочего органа на машине. Данная операция подразумевает предварительное ослабление креплений и сдвиг шпал, а также выемку балласта (вручную, с помощью мини-экскаватора, либо же с помощью различного навесного оборудования для более тяжелой техники), что ведет к дополнительным временным затратам. [2]

Одно из наиболее простых решений данной проблемы в виде применения устройства для пробивки шпальных ящиков представлено на ЩОМ 1400 (Рис. 1 а), который состоит из двух модулей (А), работающих синхронно. Также, в качестве его модернизации и расширения функциональности, было предложено оснастить пробивщик дополнительными сменными рабочими органами «лопатами» (Рис. 1 б). [3]

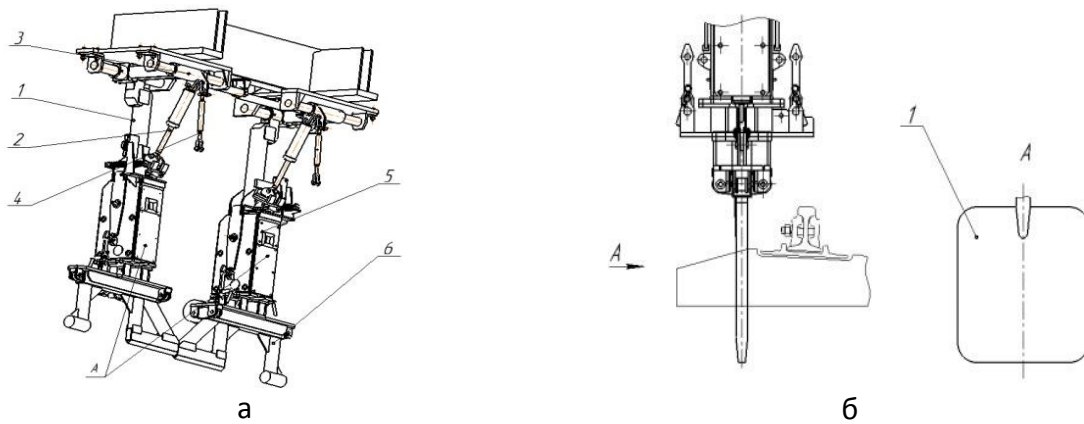


Рис. 1 Устройство для пробивки шпальных ящиков и его модернизация:
 а – пробивщик: 1-кронштейн; 2-гидроцилиндры транспортного положения; 3-гидроцилиндры горизонтального перемещения; 4-талреп, 5-гидроцилиндр вертикального перемещения;
 б- рабочий орган «рамка»;
 б – модернизация рабочего органа: 1 – «лопата»

Другим решением проблемы является отдельный рабочий орган, позволяющий механизировать процесс выемки балласта, установленный непосредственно на саму щебнеочистительную машину, что исключит использование дополнительной техники, а также приведет к сокращению временных и материальных затрат. Подобное устройство используются в качестве навесного оборудования на экскаваторы. Данный рабочий орган (рис. 2) состоит из рамы и закрепленных на ней наружных и внутренних скребков, которые приводятся в движение с помощью гидроцилиндров.

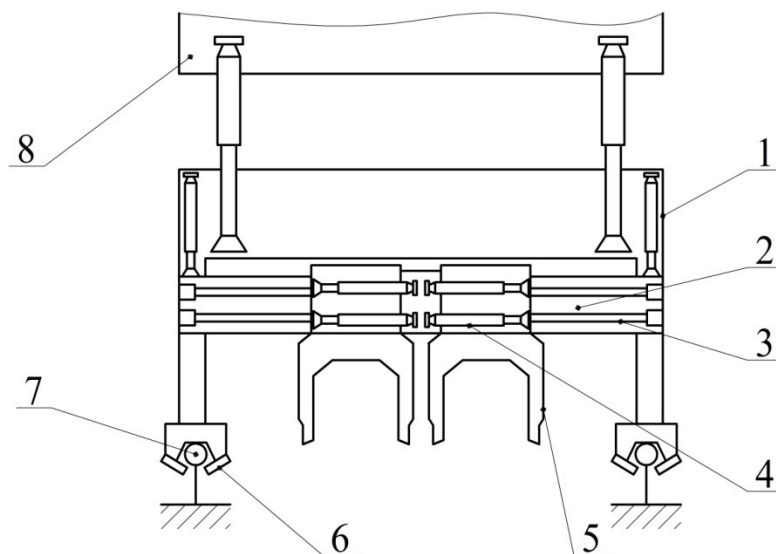


Рис. 2 Схема устройства выемки балласта:
 1 – рама, 2 – поперечная балка, 3 – направляющие, 4 – гидроцилиндры, 5 – рабочие органы,
 6 – ролики, 7 – рельс, 8 – рама машины

Конструкция располагается под несущей рамой щебнеочистительной машины перпендикулярно железнодорожному пути. В рабочем положении

орган опускается вниз, захватывая рельсы с помощью роликов, что исключает нежелательные боковые смещения и придает всей конструкции требуемую жесткость. Далее при помощи перпендикулярных движений скребков, а также перемещений конструкции вверх и вниз, осуществляется очистка шпальных ящиков от балласта, после чего рабочий орган устанавливается в транспортное положение и далее выполняются вышеописанные операции с помещением баровой цепи под рельсошпальную решетку. Подобный рабочий орган можно разместить непосредственно в зоне прямой видимости оператора для управления процессом из кабины, однако такое расположение существенно сокращает видимость основного рабочего процесса машины данного типа, а именно – вырезки балласта. Кроме того, это сопряжено с рядом других проблем, среди которых крайне ограниченное свободное пространство между кабиной оператора и гидроцилиндрами, управляющими положением баровой цепи. Также возможен вариант размещения вне прямой видимости оператора. При этом для управления процессом используется внешний пульт.

Данный рабочий орган при установке его на щебнеочистительные машины позволит существенно снизить временные затраты, а также исключит физический труд и привлечение дополнительной техники, что приведет к повышению эффективности использования рабочего «окна».

Список литературы

[1] «Региональный Центр Инновационных Технологий» Путевые машины, применяемые в ОАО «РЖД» Конструкция, теория и расчет. <http://rcit.su/techinfo33.html>

[2] Путевые машины: Учебник для вузов ж.-д. транс/ С.А. Соломонов, М.В.Попович, В.М. Бугаенко и др. Под ред. С.А. Соломонова. – М.: Желдориздат 2000 – 756 с.

[3] Повышение эффективности использования щебнеочистительных машин: Н.С. Гладышев, А.А. Шубин Научно-технические технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе, Материалы научно-технической конференции – МГТУ: Калуга, 2016. – Т.3, с. 170-203 с.

Качан Максим Аркадьевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: red-blade@yandex.ru

Шубин Александр Анатольевич – канд. техн. наук, заведующий кафедрой «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

В.А. Ермоленко, Е.В. Соснов

ПОВЫШЕНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ СМАЗЫВАЮЩИХ УСТРОЙСТВ КРАНОВЫХ РЕДУКТОРОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Большинство редукторов механизмов подъема, передвижения и поворота грузоподъемных кранов имеют картерную смазку. Тихоходное зубчатое колесо последней ступени погружают на глубину, равную

$$h = (0,75 \dots 2)H,$$

где H – высота зуба.

Расход масла контролируют с помощью щупа или маслоуказателя. Рекомендуемое масло: цилиндрическое 24 или ТСП-10. Масло ТСП-10 получают смешиванием нефти с маловязким низкозастывающим дистиллятным компонентом. В масло вводят противоизносные присадки ЭФО, АЗНИИ-ЦИА-ТИМ-1 И ПМС-200А. [1, с. 143].

Трение быстроходных шестерен и зубчатого колеса после остановки механизма на несколько часов или суток (в условиях перезагрузки при пуске) оказывается не жидкостным, а полусухим. Введение дополнительных шестерен и маслоподъемных колец на последнем и предпоследнем валу редуктора малоэффективно.

Масляная пленка на зубьях, образовавшаяся в процессе оседания масляного тумана, истончается (сползает или испаряется) после нескольких часов простоя редуктора. Несущая способность масляной пленки при малой ее толщине и малой вязкости масла оказывается незначительной. Под действием пускового момента двигателя и сопротивления со стороны механизма происходит задир рабочей поверхности зубьев, не погруженных в масляную ванну (картер). Худшим случаем является полусухое трение зубьев первой (быстроходной) ступени трехступенчатых вертикальных редукторов ВКУ, ВКН, ЦЗВК.

Рассмотрим устройства, позволяющие усовершенствовать картерную смазку.

Ряд авторов [2] предлагает ввести в корпус редуктора дополнительные многоуровневые картеры под каждым зубчатым колесом с перегородками, которые направляют масло в зону зацепления и к подшипникам (рис. 1).

В период пуска, после длительного простоя механизма зубья остаются практически сухими. Введение в масло магнитоактивного порошка и установка магнитов вблизи зубьев несущественно увеличивает эффективность смазки, но приводит к большим затратам [3].

Введение лопастных колес в редуктор увеличивает барботажные потери на перемешивание смазки, приводит к дополнительному нагреву редуктора и масла, уменьшает вязкость масла и несущую способность масляной пленки, а также снижает КПД редуктора [4].

Наиболее эффективным устройством мы считаем насос для струйной смазки, который подает масло на обе рабочие поверхности каждой пары зубьев, входящих в зацепление. Для этого трубопровод трехступенчатого

редуктора должен иметь шесть выходных отверстий - по два на каждую из ступеней зубчатого зацепления. Расход масла до 0,5 л/мин. на 1 см линии зацепления зубьев, при температуре не выше 60°C.

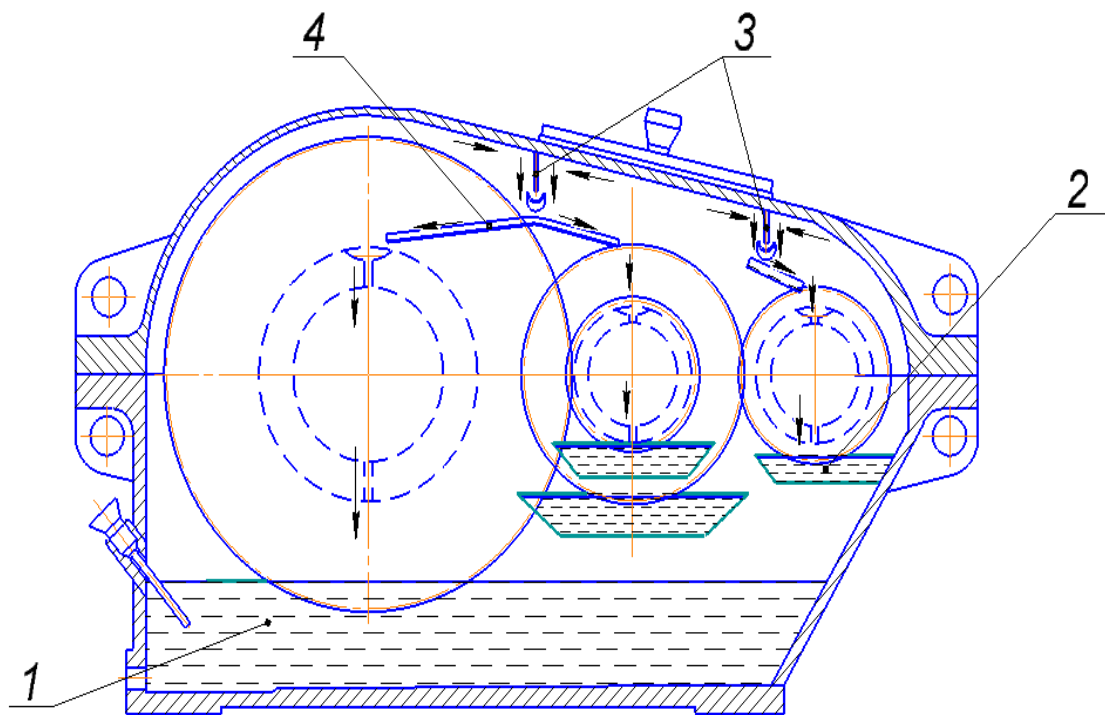


Рис. 1. Многокамерная смазка:

1 – картер тихоходной ступени; 2 – картер быстроходной ступени; 3 – перегородки; 4 – лотки

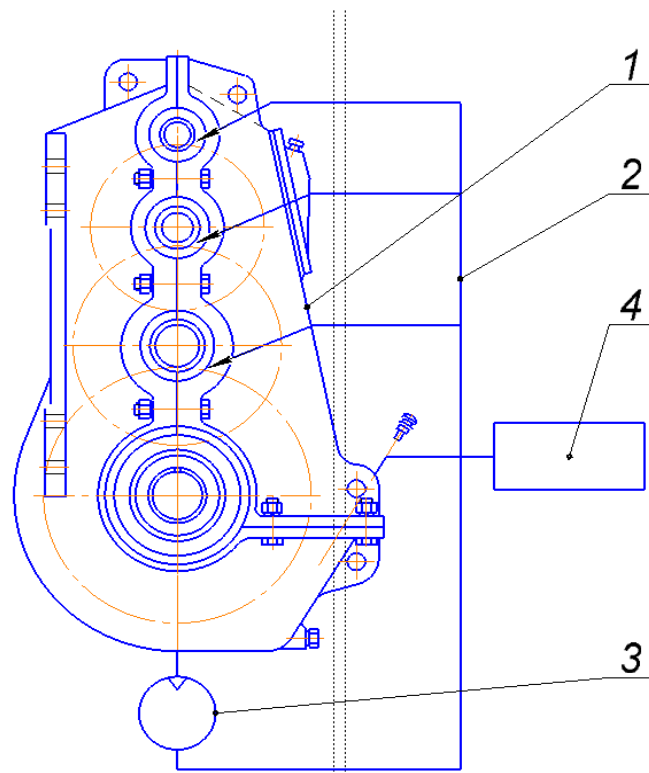


Рис 2. Устройство для струйной смазки вертикального трехступенчатого редуктора:

1 – корпус вертикального редуктора; 2 – трубопровод с отверстием; 3 – насос;
4 – устройство для контроля уровня и качества масла

Мы предлагаем ввести струйный насос в трехступенчатый вертикальный редуктор ВКУ-750 производства завода “Сибтяжмаш.” выбранный нами для механизма передвижения мостового крана грузоподъемностью 40 тонн.

Насос через фильтр забирает смазку из картера и подает масло в трубопровод, имеющий шесть выходных отверстий. Устройство для контроля уровня и качества смазки позволяет информировать операторов грузоподъемной машины о необходимости замены или пополнения смазки.

Предложенное нами устройство для смазки вертикальных редукторов и для дистанционного контроля уровня и качества смазки позволяет повысить их ресурс и вероятность безотказной работы, снизить затраты на обслуживание и ремонт редуктора.

Список литературы

[1] Рогожкин В.М. Эксплуатация машин в строительстве. В 3 ч. Ч.3. Производственная эксплуатация машин: учебник для вузов / В.М. Рогожкин. - Старый оскол: ТНТ, 2016. – 248 с.

[2] Патент РФ № 2330211. Многокартерная система смазки / Мещерин Ю.В. Михайлов Г.И. Перов С.В. Оpubл. 27.07.2008.

[3] Патент РФ № 2579581. Смазочное устройство зубчатой передачи / Мендрух Н.В. Оpubл. 10.04.16.

[4] Патент РФ № 2579572 Смазочное устройство зубчатой передачи / Мендрух Н.В. Оpubл. 10.04.16.

Соснов Евгений Вячеславович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: gekar1994@mail.ru

Ермоленко Владимир Алексеевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

Д.М. Глазунов, В.А. Раевский

РАСЧЕТ ШАРНИРНЫХ СТРЕЛОВЫХ СИСТЕМ С ПРОФИЛИРОВАННЫМ ХОБОТОМ, ОБЕСПЕЧИВАЮЩИМ ГОРИЗОНТАЛЬНОЕ ПЕРЕМЕЩЕНИЕ ГРУЗА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Портальные краны представляют собой полноповоротные стреловые краны, передвигающиеся по рельсам, проложенным по земле (эстакаде). Особенности работы на причалах портов в условиях ограниченного рабочего пространства и наличия стесняющих движения кранов различных надпалубных сооружений судов потребовали создания особой конструкции стреловых кранов – с приближенно горизонтальным перемещением груза при изменении вылета. Обеспечение горизонтальности перемещения груза при изменении вылета является актуальной проблемой [1, 2].

Для стреловых устройств с прямым хоботом горизонтальная траектория груза может быть обеспечена только приближенно. Преимуществом шарнирных стреловых систем с профилированным хоботом является возможность получения траектории груза с нулевым отклонением от горизонтали.

В работе предложен аналитический способ формирования профиля хобота в его переменной части, обеспечивающий горизонтальную траекторию перемещения груза.

Исходными данными для расчета являются:

- максимальный вылет стреловой системы, величина которого определяется необходимой зоной обслуживания;
- максимальная высота подъема груза, величина которой определяется вертикальными размерами обслуживаемых судов;
- высота подъема точки конца хобота при минимальном вылете, величина которой определяется удобством обзора для крановщика;
- угол наклона стрелы и угол наклона хобота при минимальном вылете, угол наклона хобота при максимальном вылете, величина которых определяется из условия неотрыва каната от ручьев обводного блока.

Были получены следующие математические зависимости:

- система уравнений для определения длин стрелы и хобота в его постоянной части и ее решение в аналитической форме;
- уравнение для определения величины выбега каната в зависимости от положения оси барабана грузового каната;
- уравнения для определения геометрии переменной части хобота и длины переменной оттяжки.
- уравнения для определения высоты подъема точки конца хобота;
- целевая функция в виде площади переменной части хобота и набор ограничений для проведения оптимизации методом нелинейного программирования.

Математические расчеты проводились в системе компьютерной математики MathCAD. В результате расчетов были получены:

- численное и символьное решение системы уравнений для определения длин стрелы и хобота в его постоянной части;
- линия равного выбега каната для положения оси барабана грузового каната;
- линия равного подъема точки конца хобота для положения оси крепления оттяжки переменной длины;
- геометрия хобота в его переменной части, а также полный аналитический профиль хобота (рис. 1) минимально возможной площади; при этом величина опускания каната из-за эффекта выбега каната в зависимости от положения стреловой системы является равной по модулю и противоположной по знаку величине высоты подъема точки конца хобота, что дает нулевое отклонение груза от горизонтали.

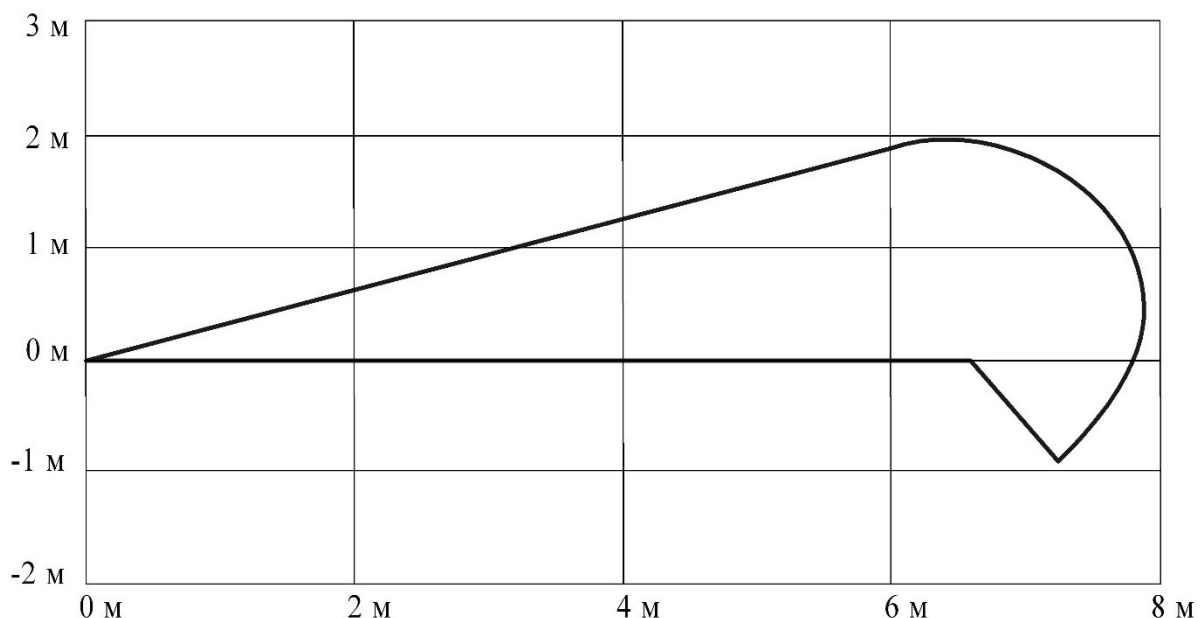


Рис. 1. Полный аналитический профиль хобота

Список литературы

[1] Стрелов В.И. *Расчет шарнирных стреловых систем порталных кранов (аналитический метод кинематического синтеза)*. Калуга, Обл. издат. 1998, 188 с.

[2] Раевский В.А., Носов В.А. Геометрический синтез стрелы и переднего плеча хобота шарнирно - сочлененных систем порталных кранов. *Известия ТулГУ. Технические науки*, 2013, № 7-1, с. 166-171.

Раевский Владимир Алексеевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: var-77@mail.ru

Глазунов Дмитрий Михайлович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: glapple@yandex.ru

М.В. Потапов, А.А. Шубин

СОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ КОНСТРУКЦИИ БУФЕРНЫХ ЭЛЕМЕНТОВ ШПАЛОПОДБОЙКИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Электрошпалоподбойка служит для уплотнения балласта под шпалами и представляет собой вибратор ненаправленного действия. Корпус шпалоподбойки приводится в состояние вынужденных колебаний с частотой, соответствующей частоте вращения дебаланса. Таким образом, вращательное движение превращается в колебательное. [1]

Как отмечалось в работе [2], эксплуатация шпалоподбойки немобильна, неэргономична и очень трудоемка, что обусловлено следующими факторами:

- необходимость переноса инструмента и питающей его станции на большие расстояния;
- создания больших усилий на рукояти шпалоподбойки для внедрения внутрь балласта подбивочного полотна;
- вибрация ручек шпалоподбойки, вызывающая различные болезни у монтера.

Актуальной является задача снижения вибрации рукоятей инструмента. Она может решаться как путем изменения конструкции шпалоподбойки [2], так и совершенствованием буферных устройств.

В настоящее время для снижения физических нагрузок разработаны шпалоподбойки с вертикальной осью вращения дебалансов. В этих шпалоподбойках нельзя использовать буферные устройства шпалоподбойки ЭШП9МЗ, так как схема приложения сил изменилась.

Вследствие распространения виброколебаний преимущественно в горизонтальной плоскости, предлагается надежный и конструктивно простой элемент, представленный на рис. 1.

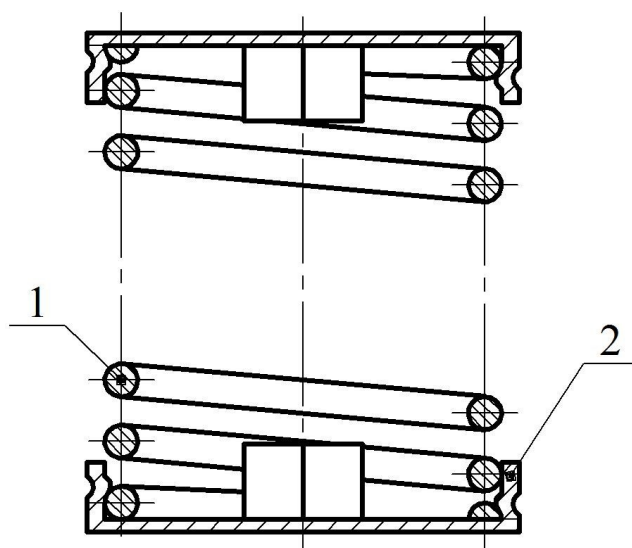


Рис. 1. Пружинное буферное устройство:
1 - пружина сжатия, 2 – тарелка

Он состоит из пружины сжатия, и двух тарелок, завальцованных по краям пружины. Колебания дебаланса не совпадают с ходом работы пружины, следовательно, вертикальное раскачивание исключено. Гашение вибрации происходит за счет поперечной жесткости пружины.

На рис. 2 приведены конструкции буферных элементов на основе материала, именуемого металлической резиной. Металлическая резина (МР) представляет собой пористую цельнометаллическую структуру, получаемую путём холодного прессования заготовки из проволоочной спирали в окончательные по форме и размерам детали. Метод получения МР позволяет получать буферные элементы с различными свойствами [3].

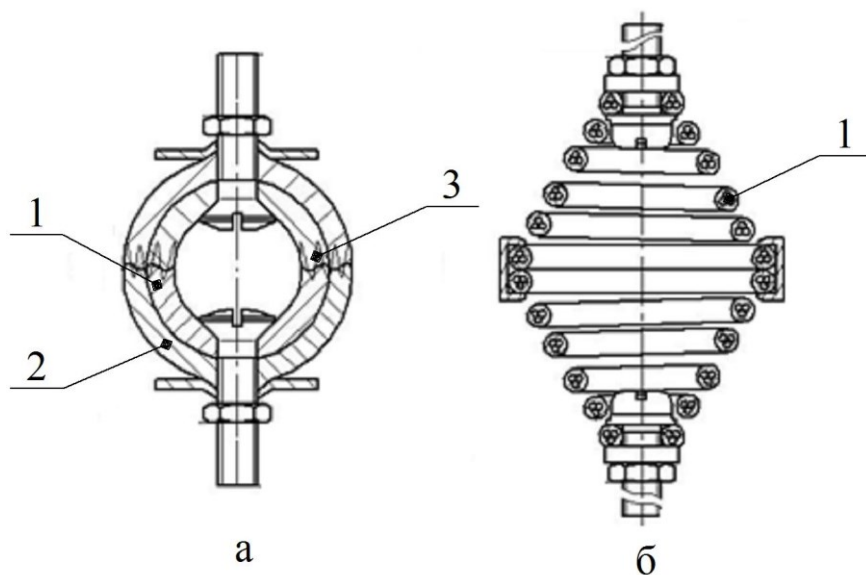


Рис. 2. Буферные элементы, выполненные из материала МР:
 а – сферической формы: 1 – внутренняя полусфера, 2 – внешняя полусфера,
 3 – металлическая нить;
 б – с использованием конической пружины: 1 – конусная пружина

На рисунке 2 а представлен элемент, изготавливаемый из прессованной полусферами металлической резины, имеющей два слоя, с разным направлением волокон проволоки. Полусферы сшиты между собой металлической нитью.

На рисунке 2 б представлен элемент, состоящий из двух конусных проволок, имеющих трехжильное сечение. Каждый виток пружины покрыт материалом МР.

Наиболее перспективным этапом в развитии буферных элементов, можно считать применение пневматических подушек. Типовая конструкция изображена на рис. 3. В данный момент, они нашли широкое применение как в подвесках легковых и грузовых автомобилей, так и в домкратах различных конструкций.

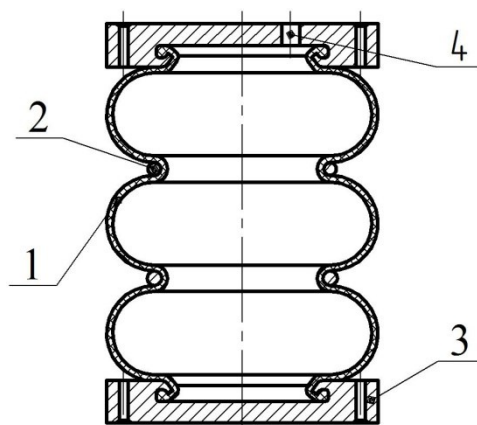


Рис. 3. Конструкция пневмогасящего элемента:

1 – оболочка, 2 – стягивающее кольцо, 3 – крышка, 4 – отверстие для подачи воздуха

Нами предлагается применение одной пневмоподушки, установленной вместо двух рядов буферных элементов. Данное решение имеет простоту конструкции, высокий коэффициент виброгашения, а так же простоту в использовании. В зависимости от условий работы, монтер пути может изменять жесткость подушки, изменяя давление в ней. На рис. 4 представлен чертеж разработанной конструкции.

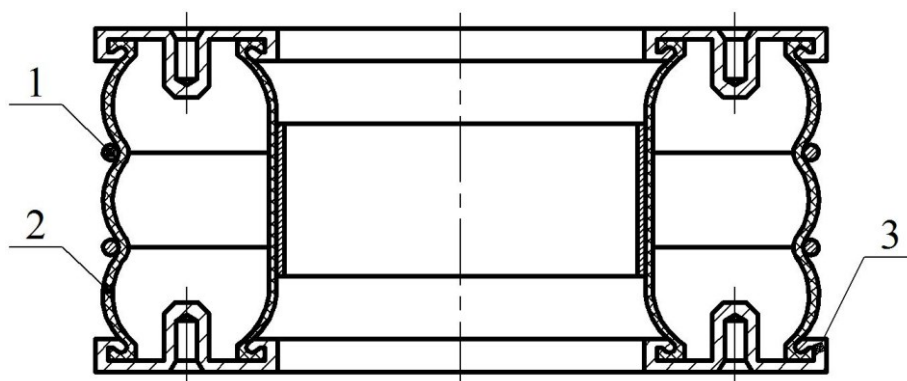


Рис. 4. Разработанная пневмоподушка:

1 – стягивающее кольцо, 2 – оболочка, 3 – крышка

Так же, не менее эффективным является применение гидродемпферных устройств. Разработанный элемент состоит из резинового рукава, завальцованного между двумя стальными тарелками. Устройство является необслуживаемым, и заправляется при изготовлении через технологическое отверстие, которое после заправки запаивается.

Применение данного элемента возможно как с буферными элементами из металлической резины, витых пружин или же стандартных резиновых в разных рядах, так и в одном ряду, с каким-то чередованием установки. Так же возможна установка только гидродемпфирующих элементов в два ряда. На рис .5 показан чертеж данной конструкции.

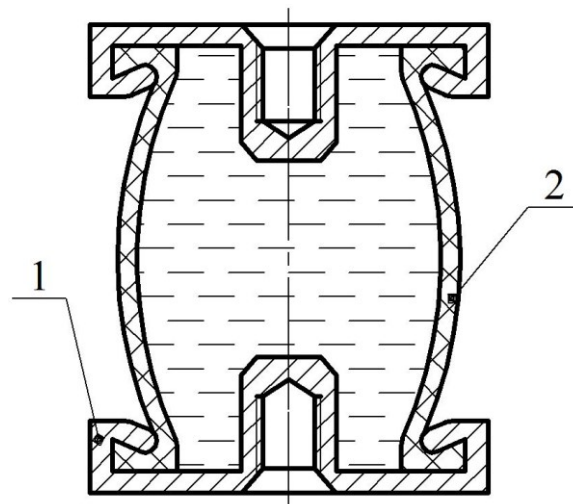


Рис. 5. Гидродемпфирующий элемент:
1 – стальная тарелка, 2 – резиновый рукав

Предложенные варианты конструкций буферных элементов позволят снизить воздействие вибрации на монтера пути при эксплуатации шпало-подбоек.

Список литературы

[1] Сухих Р. Д., Бугаенко В. М., Огарь Ю. С., Ермаков В. Д., Пиковский И. М., Пронченко А. В. Путевые механизмы и инструменты. Сухих Р. Д; под общей ред. Р. Д. Сухих. – М.: УМК МПС, 2002, 428 с.

[2] Шубин А.А., Витчук П.В., Фадеев В.В. Повышение эффективности работы вибрационной шпалоподбойки. *Научный альманах*, 2015, №11-3, с. 462-466.

[3] Ромаданов Н. Н., Зрелов В. А. ПРИМЕНЕНИЕ МАТЕРИАЛОВ «МЕТАЛЛИЧЕСКАЯ РЕЗИНА» В ГТД // Самарский государственный аэрокосмический университет имени академика С. П. Королёва (национальный исследовательский университет), г. Самара.

Шубин Александр Анатольевич – канд. техн. наук, заведующий кафедрой «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

Потапов Михаил Витальевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: michail.potapov109@yandex.ru

А.И. Усачев, П.В. Витчук

СПОСОБ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ЭМПИРИЧЕСКИХ КОЭФФИЦИЕНТОВ ПРИ РАСЧЕТЕ ГЕОМЕТРИЧЕСКИХ ПАРАМЕТРОВ КЛИНОВЫХ ЛОВИТЕЛЕЙ РЕЗКОГО ТОРМОЖЕНИЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В соответствии с ГОСТ Р 53780-2010 «Лифты. Общие требования безопасности к устройству и установке» кабина каждого лифта, которая подвешивается проволочными канатами или цепями и может использоваться людьми с целью транспортировки или доставки грузов на площадки, должна контролироваться ловителями.

Ловители бывают резкого торможения (скорость лифта до 0,63 м/с), резкого торможения с амортизирующим элементом (до 1 м/с) и плавного торможения (свыше 1 м/с). В качестве рабочих элементов ловителей в настоящее время используют клинья, эксцентрики и ролики [1].

Наибольшую сложность при расчете ловителей представляет случай самозаклинивания, так как в этом случае при торможении действуют неопределенные по своей величине силы. Эти силы зависят от начальных условий торможения (скорости кабины, ее массы и степени загрузки и др.), а также от геометрических параметров ловителей. Кроме того, в этом случае на пассажиров и кабину действует значительное по своей величине замедление (в источниках [1-5] приводятся значения от 25 до 50 м/с²).

Изложенные в имеющихся литературных источниках [1, 2 и др.] методики расчета лифтовых ловителей имеют ряд недостатков, обусловленных недостаточностью знания о процессе взаимодействия рабочих поверхностей ловителя и направляющей и изобилуют большим числом допущений и эмпирических коэффициентов. Это приводит к тому, что результаты расчета могут отличаться десятки раз в зависимости от выбранных допущений и коэффициентов [5].

Поэтому для расчета лифтовых ловителей предлагается нижеследующая последовательность. Отличительной особенностью предлагаемой последовательности является тот факт, что расчет параметров, информация о которых носит спорный характер, выполняется в конце. То есть, при внесении каких-либо изменений, объем, необходимый для перерасчета, минимален.

1. Назначаем тип ловителей в соответствии с п.5.4.6.4 ГОСТ Р 53780-2010 в зависимости от номинальной скорости кабины.

2. Выбираем форму рабочих элементов ловителей в зависимости от назначения и грузоподъемности лифта. При этом могут быть использованы рекомендации, данные в [3].

3. Назначаем материал рабочих элементов ловителей. Для роликовых, эксцентриковых и клиновых рабочих элементов могут быть использованы

Сталь 35, 45 и 20Х. Для эксцентриковых рабочих элементов в лифтах малой грузоподъемности может быть использована латунь.

4. В соответствии с рекомендациями [1-3] рассчитываем геометрические параметры рабочих элементов и проверяем их на прочность. Если условие прочности не выполняется, то следует изменить материал рабочего элемента или его геометрические параметры.

5. Рассчитываем аварийную скорость лифта, после чего рассчитываем замедление кабины и сравниваем его с допустимой величиной.

Для расчета замедления кабины известны два способа [1]. Первый (экспериментально-теоретический) базируется на большом числе экспериментальных исследованиях, проведенных ВНИИПТМАШ, а второй (аналитический), разработанный в МГСУ (бывш. МИСИ им. Куйбышева), – на учете сопротивлений пластическому деформированию направляющей.

В соответствии с первым способом:

$$a = A(V_{a\max}^2 - \gamma), \text{ м/с}^2; \quad (1)$$

где A – коэффициент, зависящий от угла заострения клина (при $\alpha = 8-11^\circ$ $A = 45 \div 50$, при $\alpha = 9^\circ 30'$ $A = 47 \div 48$); γ – коэффициент, зависящий от формы тормозящей поверхности (при гладкой поверхности $\gamma = 0,13$, при поверхности с мелкой насечкой $\gamma = 0,08$, а для крупного зуба $\gamma = 0,18$).

Используем следующие обозначения: $Q_{\Sigma}^K = Q + Q_K + Q_{ПК} + Q_{КЭ}$ и $Q_{\Sigma}^П = Q_{П} + Q_{КЭ}$. Тогда в соответствии со вторым способом (рис. 2) величина замедления может быть рассчитана:

– для кабины:

$$a = \frac{Q_{\Sigma}^K g^2}{F - Q_{\Sigma}^K g}, \text{ м/с}^2, \quad (2)$$

– для противовеса:

$$a = \frac{Q_{\Sigma}^П g^2}{F - Q_{\Sigma}^П g}, \text{ м/с}^2; \quad (3)$$

В свою очередь:

$$F = \frac{n_{КЛ} n_{Л} k_z Z \sigma_T k_T b h k_B (\sin \beta + \mu \cos \beta)}{k_H \sin \beta}, \text{ Н}; \quad (4)$$

где σ_T – величина предела текучести материала, из которого изготовлена направляющая, МПа; $k_T = 1,3$ – коэффициент, учитывающий увеличение предела текучести при быстром изменении нагрузки; h – глубина врезания зуба ловителя в направляющую, мм; $k_B = 1,15$ – коэффициент, учитывающий высоту валика деформации; μ – величина коэффициента трения пластически деформируемого материала направляющей по передней грани зуба; β – угол врезания зуба в направляющую.

Формулы (1) и (4) содержат величины A , γ , h , k_T, k_B , определение которых возможно только эмпирическим путем.

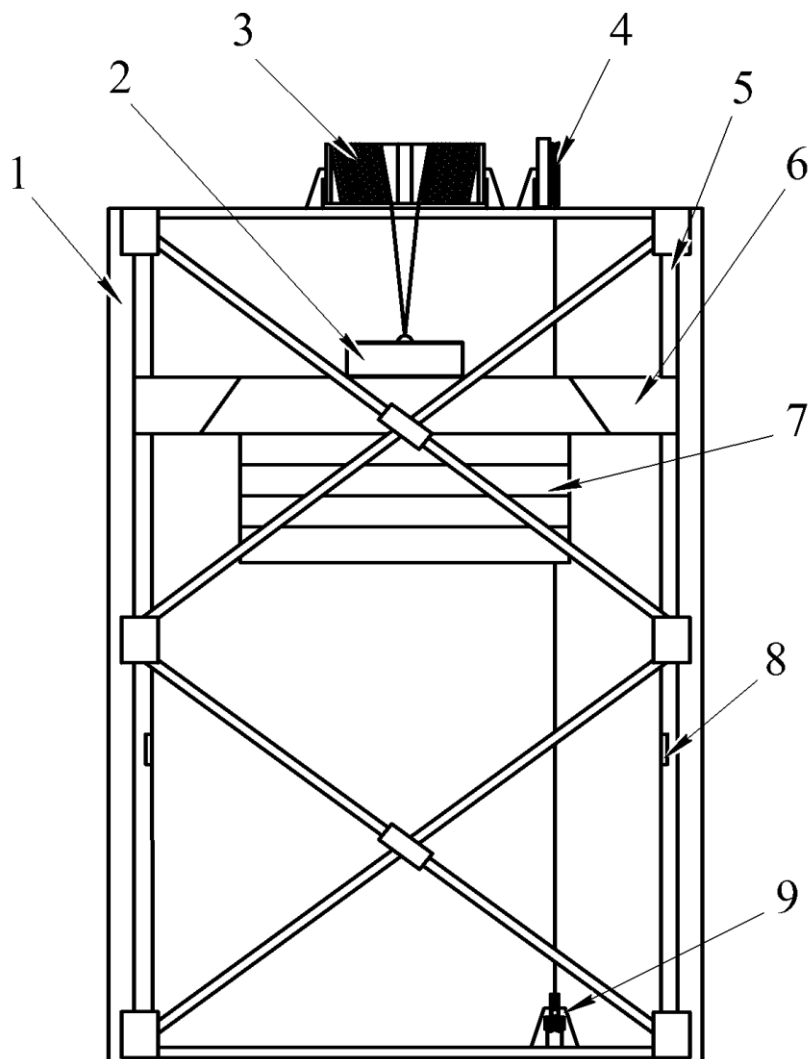


Рис. 1. Установка для испытания ловителей:

- 1 – рама; 2 – магнитное грузозахватное устройство; 3 – лебедка; 4 – ограничитель скорости; 5 – направляющие; 6 – главная балка; 7 – груз; 8 – тензодатчики; 9 – натяжное устройство ограничителя скорости

Имеющиеся в известной литературе [1, 2] данные о величинах A и γ были получены более 60 лет назад, то есть их применимость может быть ограничена для современных смазочных материалов, а также конструкций ловителей и направляющих. Последний факт особенно важен в современных условиях, когда разрабатываются большое число материалов, имеющих лучшие физико-механические свойства по сравнению с традиционными (например, корпорацией Toshiba Corp. были разработаны ловители, рабочая поверхность которых изготовлена из нитрид-кремниевой керамики [5]).

Что касается глубины врезания зуба в направляющую h , то в литературе [1, 2, 6] приводятся сильно разнящиеся значения этой величины (от 0,1 до 1 мм), а рекомендации по выбору этих значений отсутствуют.

Это обуславливает актуальность разработки установки для проведения экспериментальных исследований, имитирующих различные случаи свободного падения кабины с последующей ее аварийной посадкой на ловители. Для экспериментальных исследований аварийной посадки кабины на ловители разработан эскизный вариант и в настоящий момент прорабатывается конструктивно следующая установка (рис. 1).

Установка состоит из модернизированной главной балки кабины лифта, на которую установлены узлы, содержащие ловители, а также навешены грузы. Балка с грузами при помощи лебедки поднимается на заданную высоту, после чего осуществляется ее сбрасывание. Ограничитель скорости, настроенный на определенную аварийную скорость, обеспечивает включение ловителей, которые, в свою очередь, останавливают балку на направляющих, смонтированных на опорной раме. Предлагаемая установка, помимо непосредственных исследований ловителей, позволит определять значения усилий, действующих на металлокаркасные элементы лифта при аварийном торможении, а также может быть полезна при разработке математических (динамических) моделей лифтов [5, 7], так как существующие модели, представленные в большом объеме в отечественной и зарубежной литературе, практически не учитывают процесс посадки кабины на ловители.

Список литературы

[1] Лифты. Учебник для вузов /под общей ред. Д.П.Волкова. М.: Изд-во АСВ, 1999. 480 с.

[2] Лифты / Г.К. Корнеев [и др.]/ М.: Машгиз, 1958. 567 с.

[3] Яновски Л. Проектирование механического оборудования лифтов. Третье изд-е: -М.: Издательство АСВ, 2005. 336 с.

[4] Фунаи К., ван Шийндел-де Нооий М., ван Нунен Э. Влияние нагрузки, вызванной ускорением лифта, на уровень серьезности травм // Лифт. 2011. № 2. С. 37-44.

[5] Витчук П.В., Шубин А.А., Потапов Д.В. Зависимость ускорения замедления кабины от параметров клина ловителя // Известия ТулГУ. Технические науки, 2013. № 7-1. С. 171-177.

[6] Федосеев В.Н., Гончаров Г.К. Безопасная эксплуатация лифтов. Справочное пособие / М.: Строиздат, 1987. 256 с.

[7] Витчук П.В., Осницкий А.В., Грачева Е.В. Совершенствование методов расчета и испытаний лифтовых ловителей // Известия ТулГУ. Технические науки, 2014. № 11-1. С. 447-452.

Усачев Александр Игоревич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: alexandr_igorevi4@mail.ru

Витчук Павел Владимирович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zzzventor@ya.ru

Н.В. Трухов, П.В. Витчук

ТРЕБОВАНИЯ К УСТРОЙСТВУ ДЛЯ ВОССТАНОВЛЕНИЯ ИЗНОШЕННЫХ ЛИФТОВЫХ КАНАТОВЕДУЩИХ ШКИВОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Лебедки лифтов изготавливают в настоящее время в основном с канатоведущими шкивами, конструкции барабанного типа практически не применяются. К канатоведущим шкивам лифтов предъявляется ряд требований, наиболее важное из которых – обеспечение тяговой способности, исключающей проскальзывание канатов по шкиву в рабочих режимах. Неравномерность осадки канатов в ручьях канатоведущего шкива допускается не более 0,5 мм, так как большая неравномерность осадки может вызвать существенную разницу в силах трения между отдельными канатами и шкивом, что приведет к перекосу балансира канатной подвески кабины, отключению блокировки лифта и его остановке. Зазор между дном ручья канатоведущего шкива и канатом допускается для канатоведущих шкивов с клиновой формой ручья с подрезом не менее 2 мм, для канатоведущих шкивов с клиновой формой ручья - не менее 4 мм [1].

Радиальное биение начальной окружности канатоведущего шкива (при ее диаметре от 450 до 800 мм) должно быть не более 0,2 мм; при диаметре от 800 до 1000 мм - не более 0,25 мм.

Ободы канатоведущих шкивов изготавливают из серого чугуна марок СЧ28-48 (ГОСТ 1412 - 70) или из стального литья марки 55Л-П (ГОСТ 977 - 65). Твердость обода шкива обычно составляет HB220±15. Исправление литейных дефектов (раковин, трещин и т. д.) на поверхности ручьев канатоведущего шкива не допускается. [2]

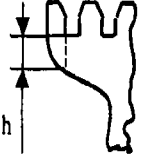
Для того чтобы обеспечить наименьший износ как канатов, так и обода канатоведущего шкива, необходимо, чтобы твердость металла стенок ручьев на достаточной глубине была по возможности одинаковой. На ободке шкива в разных ручьях должна быть одинаковая твердость, обусловленная необходимостью равномерного изнашивания. При неравномерном износе возникает неравномерное натяжение одних канатов и скольжение канатов в изношенных ручьях [3].

Таким образом, износ ручьев канатоведущих шкивов – основная проблема при обслуживании, которая может быть решена путем перетачивания профиля шкива на металлообрабатывающем оборудовании.

Проблема восстановления лифтовых шкивов подробно описывается в руководствующих документах данной отрасли. Особое место занимают «Методические рекомендации МР 10-72-04 по обследованию технического состояния и расчету остаточного ресурса с целью определения возможности продления срока безопасной эксплуатации лифтов». В этом документе ре-

гламентированы количественные показатели восстановления канатоведущего шкива: изношенный шкив может быть отремонтирован путем переточки его ручьев. При этом переточка ручьев допускается, если толщина обода остается более приведенной в табл. 1.

Таблица 1

		Допустимая остаточная толщина обода КВШ										
		h, мм										
		11	14	14	15,5	11	15	8	13	12,5	13	13
	$D_{КВШ}$, мм	500		600	650	700	750	770		930	950	
$d_{Кан}$, мм	10,5	12,0	10,5	12,0			10,5	12,0			15,0	

Целесообразно решать данную проблему непосредственно на месте с использованием лифтового электродвигателя для получения движения заготовки-шкива. Данный подход позволит получить многократный экономический эффект, который будет выражен в отсутствии транспортировочных расходов на перемещение канатоведущего шкива в пункт технического обслуживания и ремонта, а так же, самое главное, позволит избежать долговременное выведения лифта из рабочего состояния на неопределенный срок, который на практике продолжается от 5 до 14 рабочих смен. В данном случае восстановление канатоведущего шкива займет намного меньше времени – не более одной рабочей смены – и позволит не отключать транспортную систему, что может повлечь за собой определенные расходы или отсутствие доходов, как, например, при пересчете платежей по оплате обслуживания лифтового оборудования в многоквартирном доме собственниками жилья.

При разработке способа восстановления лифтового канатоведущего шкива по месту эксплуатации необходимо решить следующие задачи:

- подобрать инструмент;
- определить режимы резания;
- определить технологические и измерительные базы;
- разработать мобильную установку.

Основным типом инструмента, применяемого для восстановления изношенных лифтовых канатоведущих шкивов, являются резец и фреза.

Можно выделить следующие преимущества резцов: быстрая смена режущей пластины; высокая надежность даже при интенсивной работе; переналадка режущих инструментов; низкая стоимость сменных деталей.

К недостаткам можно отнести то, что инструмент может сломаться в случае неверного крепления пластины.

Фрезы обладают следующими достоинствами: функциональность; практичность; долговечность; применимая стоимость; широкая распространенность. Недостатки аналогичны.

При разработке мобильной установки необходимо, в первую очередь, обеспечить ее компактность и малую массу для возможности перемещения одним-двумя людьми.

Кроме этого необходимо добиться следующих свойств установки: высокая жесткость системы благодаря использованию ребер; возможность точной установки суппорта на опорную плиту, которая, в свою очередь, может быть расположена на платиках обеих колен без перекосов, поскольку плита обрабатывается за один установ; надежное механическое крепление за счет болтовых соединений, а также благодаря точной установке пары штифтов.

Следует также разработать систему отверстий, которая позволит менять положение плиты относительно шкива в радиальном направлении, в соответствии с наружными диаметральными размерами шкивов, изменяющихся по ряду от 500 до 975 мм.

При необходимости обработки асимметричных шкивов следует предусмотреть смещение суппорта на шаг размера между его крепежными элементами.

Обработка шкивов левосторонних лебедок возможна на основе разворота установочной плиты на 180° , что может быть обеспечено взаимозаменяемостью размеров между крепежными отверстиями и их диаметрами.

Таким образом, разработка установки, при уточнении режимов резания, инструмента и технологических баз занимает важное место в решении задачи краткосрочного ремонта лифтового оборудования, а именно канатоведущих шкивов, и, соответственно, влечет за собой снижение сопутствующих экономических затрат.

Список литературы

[1] *Витчук П.В.* Расчет механизма подъема лифта; учебное пособие – М.: Издательство МГТУ им.Н.Э. Баумана, 2016. – 64 с.

[2] Лифты. Учебник для вузов/под общей ред. Д.П. Волкова – М.: изд-во АСВ, 1999. – 480 стр. с илл.

[3] *Яновски Л.* Проектирование механического оборудования лифтов. Третье издание. – М.: Монография. Издательство АСВ, 2005. – 336 с.

[4] *Ионов А.А.* Техничко-экономическое обоснование проектирования, модернизации и монтажа лифтов: учебно-практическое пособие [Электронный ресурс]: учеб. пособие / А.А. Ионов, Н.Е. Симаков. – Электрон. дан. – Москва: МИСИ – МГСУ, 2016. – 72 с. – Режим доступа: <https://e.lanbook.com/book/90714>. – Загл. с экрана.

Трухов Николай Викторович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: 184ch24701@gmail.com

Витчук Павел Владимирович – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zzzventor@ya.ru

Н.П. Сибилёв, А.А. Косенко

УСТРОЙСТВО ДЛЯ ПОЛУЧЕНИЯ ИЗДЕЛИЙ ИЗ КОМПОЗИЦИОННЫХ МАТЕРИАЛОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В качестве конструкционных материалов в настоящее время находят широкое применение композиционные материалы (КМ). Среди них значительный интерес вызывают волокнистые композиционные материалы (ВКМ) с металлической матрицей [1]. У этих ВКМ армирующими элементами могут быть тонкие проволоки из вольфрама, бериллия, титана, стальные и из других металлов, волокна борные, углеродные, карбидокремниевые (SiC), а матрицей -алюминиевые сплавы и другие металлы [2]. Сочетания армирующих элементов обладающих высокими прочностными и жесткостными характеристиками с матрицами малой плотности дает возможность получить ВКМ со своими новыми свойствами.

Рассмотрим ВКМ системы алюминий-бор (Al-B), у которого армирующим компонентом служат борные волокна, а матрицей сплавы алюминия. Получение ВКМ также является и процессом получения конструкционных элементов, например труб, широко используемых в различных конструкциях из трубчатых стержней. Однако технологический процесс получения труб круглого сечения из ВКМ имеет свои особенности, которые накладывают определенные требования на устройства и оснастку используемые при их изготовлении.

В качестве заготовок труб используют плазменно-напыленные полуфабрикаты (ПНП), которые получают плазменным напылением алюминиевой матрицы на борные волокна, намотанные с принятым шагом на барабан [3]. Известно, что плазменное напыление является процессом нестационарным, поэтому слои матрицы в ПНП имеют отклонения от номинальных параметров по толщине и плотности [4].

Сборку заготовки трубы проводят наворачиванием на цилиндрическую оправку в виде рулона ПНП наложенного на фольгу из алюминиевого сплава АМг2Н толщиной 100мкм, к которой встык прикреплена фольга толщиной 30мкм и в конце рулона также встык прикреплена фольга толщиной 150мкм. Фольга толщиной 150мкм и толщиной 100мкм предназначены для антикоррозионной защиты трубы. Кроме того наружный слой из фольги толщиной 150мкм предназначен для соединения трубы с законцовками, необходимыми для сборки трубы из ВКМ в узле изделия. При сборке заготовки трубы ПНП располагают так, чтобы волокна были параллельны оси трубы.

Ширину фольги в направлении наворачивания рулона принимают: для фольги толщиной 100мкм - равной ширине развертки первого от оправки

оборота в рулоне, для 30мм - равной ширине развертки второго и последующих оборотов в рулоне, с количеством оборотов необходимых для толщины стенки трубы, толщиной 150мм - равной ширине развертки последнего в рулоне оборота плюс 8...12мм для нахлеста, с целью получения на нем возможности предотвращения разворачивания рулона путем постановки на нахлесте нескольких точек точечной сварки.

Собранная заготовка трубы имеет неплотности, которые необходимо устранить при компактировании её в термокомпрессионной установке. Возможным для получения трубчатых изделий является метод термокомпрессионного компактирования ВКМ, который заключается в деформировании неплотных заготовок под действием перемещения рабочих деталей оснастки, выполненных из материалов обладающих различными значениями термического коэффициента линейного расширения (ТКЛР). Этот метод обеспечивает возможность статического горячего компактирования армированных заготовок и может быть использован для изготовления длинномерных трубчатых изделий. Основным недостатком этого метода является малая величина абсолютных тепловых перемещений рабочих деталей и их малая скорость. Для решения этой задачи в процессе горячего прессования трубы используют компенсирующую оболочку в виде цилиндрических втулок из Al. Втулки надевают на собранную на оправке заготовку трубы из ВКМ, плотно прижимая их друг к другу в осевом направлении. Для того чтобы полностью прошел процесс горячего прессования стенки трубы, т.е. чтобы матрица затекла во все имеющиеся пустоты, подверглась уплотнению и прочному адгезионному соединению с поверхностями волокон, необходимо иметь расчетный избыток материала компенсирующей оболочки, который при достижении нужного давления должен истекать в облойные полости. Это достигается созданием условий всестороннего радиального обжатия заготовки трубы при изотермическом процессе.

С целью получения труб из ВКМ предложена термокомпрессионная установка (Рис. 1).

Устройство состоит из массивной обоймы из прочного материала с относительно низким значением термического коэффициента линейного расширения (ТКЛР). Обойма установлена на нижнюю плиту; в полости обоймы размещены сопрягающиеся по участкам скосов рабочие подвижные клиновые и неподвижные опорные вкладыши из материала, например, марки 70ГНДХ, с высоким значением ТКЛР. В осевой зоне полости обоймы расположена цилиндрическая оправка из того же материала с высоким значением ТКЛР. На оправке установлена сборная заготовка трубы из ВКМ, находящаяся в технологической оболочке.

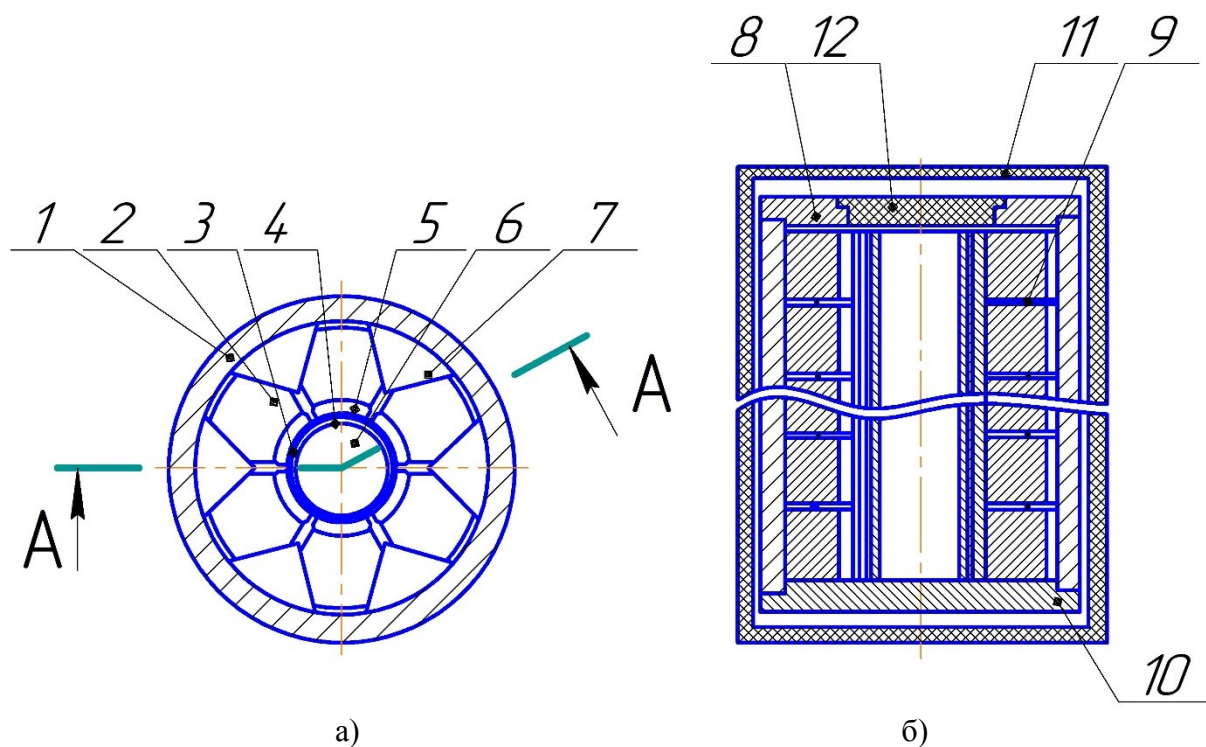


Рисунок 1 – Схема термокомпрессионного устройства

а – горизонтальное сечение термокомпрессионного устройства; б – вертикальное сечение (А–А) термокомпрессионного устройства; 1 – обойма; 2 – рабочие клиновидные вкладыши; 3 – технологическая оболочка; 4 – заготовка; 5 – сегментные проставки; 6 – оправка; 7 – опорные вкладыши; 8 – верхняя плита; 9 – компенсационные прокладки; 10 – нижняя плита; 11 – теплозащитный кожух; 12 – крышка

Между оболочкой и рабочей поверхностью клиновых подвижных вкладышей размещена система сегментных проставок, между которыми образованы радиальные облойные полости, в которые происходит истечение избытка материала технологической оболочки. Рабочие подвижные и неподвижные вкладыши выполнены секционными, между секциями расположены кольцевые, проволочные компенсационные прокладки. Система "вертикальной компенсации" позволяет снизить контактные растягивающие напряжения, действующие на обойму и проставки, а через них на технологическую оболочку, матрицу и на волокна ВКМ, так как ТКЛР материала вкладышей значительно больше той же характеристики материалов обоймы и проставок. Кроме того, эта система позволяет компенсировать возможные различия теплопередачи при работе нагревателей на установках большой высоты, позволяет выполнять обойму сборной из колец высотой равной высоте клиновых секций или кратных им. Для уменьшения теплотерь из рабочей зоны устройства, на обойму устанавливают верхнюю плиту с крышкой.

Процесс компактирования в устройстве рассматриваемой конструкции происходит следующим образом. При нагреве устройства, осуществляемом с помощью кольцевой вертикальной печи электросопротивления, в камеру

которой помещается устройство, или с помощью системы термоэлектрических нагревателей (ТЭНов), размещаемых в вертикальных отверстиях опорных вкладышей (на рис. 1 ТЭНовы не показаны) происходит тепловое расширение всех элементов устройства. В случае нагрева устройства ТЭНами, оно заключается в теплозащитный кожух (показан на рис. 1б).

Так как ТКЛР материала обоймы относительно мал, происходит встречное перемещение в радиальном направлении рабочих поверхностей оправки и подвижных клиновых вкладышей, причем перемещение последних обусловлено не только высоким ТКЛР их материала, но и наличием сопряжения участков скосов с поверхностями неподвижных вкладышей, материал которых имеет также высокий ТКЛР. В результате - сужается кольцевая полость между поверхностью оправки и внутренней поверхностью сегментных проставок, происходит компактирование трубной армированной заготовки, а фактический избыток материала технологической оболочки образует радиальные облойные выступы.

Определение параметров термокомпрессионной установки и элементов ее оснастки подтвердили ожидаемые результаты.

Список литературы

[1] Материаловедение: учебник для вузов / Б.Н. Арзамасов и др.; Под общ. ред. Б.Н. Арзамасова, Г.Г. Мухина. 8-е изд., стереотип. М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2008. 648с.

[2] Буланов И.М., Воробей В.В. Технология ракетных и аэрокосмических конструкций из композиционных материалов: Учеб. для вузов. М.: Изд-во МГТУ им.Н.Э. Баумана, 1998. - 516 с.

[3] Н.П. Сибилев, А.А. Шубин, А.А. Косенко «О применении композиционных материалов в грузоподъемных машинах» Известия ТулГУ. Технические науки. Вып.11: в 2 ч. Ч.2. Тула: Изд-во ТулГУ, 2014.с 506-512

[4] Механические свойства матрицы АД1, полученной плазменным напылением / В.В. Кудинов и др. // Композиционные материалы. М.: Наука, 1981.С.133-136

Косенко Алексей Алексеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: alekseylek8@yandex.ru

Сибилев Николай Пантелеевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: nikolaysibilev2@gmail.com

Р.А. Изотенков, В.А. Ермоленко

ШАРНИРНОЕ СОЕДИНЕНИЕ ГЛАВНОЙ И КОНЦЕВОЙ БАЛОК МОСТОВОГО КРАНА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

При работе мостовых кранов возможен перекося моста относительно подкрановых путей и наезд на боковые поверхности рельсов реборд ходовых колес концевой балки, жестко связанной с главными балками. В этом случае расходуется энергия приводов на преодоление трения скольжения между ребордами и рельсами, а так же возникает дополнительная нагрузка на мост.

Цель работы: уменьшение сопротивления передвижения мостового двухбалочного крана, уменьшение износа ходовых колес и рельсов. Для этого рассмотрены конструкции шарнирного соединения одной из главных балок с одной из концевых балок.

Известен узел шарнирного сочленения одного из концов главной балки с концевой балкой мостового двухбалочного опорного крана. [1], (рис. 1).

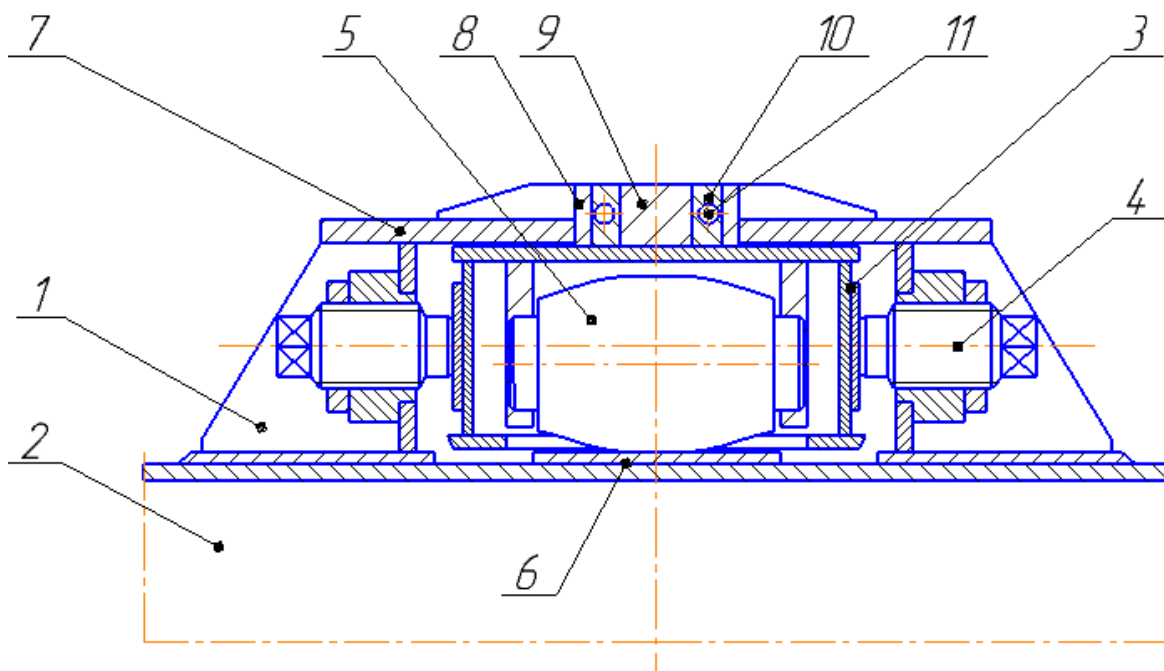


Рис. 1. Узел шарнирного сочленения главной и концевой балки мостового крана:

- 1 – кронштейны, 2 – концевая балка, 3 – главная балка, 4 – несущие упоры, 5 – ролик,
6 – направляющая под ролик, 7 – пластина, 8 – прокладка, 9 – упор, 10 – клинья,
11 – болтовые соединения

На концевой балке 2 закреплены кронштейны 1, соединенные пластиной 7. Главная балка 3 опирается на концевую балку 2 с помощью ролика 5. Клинья 10 фиксируют упор 9 главной балки 3 относительно пластины 7. При

осевых нагрузках вдоль главной балки 3 пластина 7 перемещается относительно концевой балки 2.

Данная конструкция представляется нам избыточно сложной, так как содержит дополнительные тела качения и скольжения (ролик 5 введен в вильчатую опору его оси без подшипников).

Известно также шарнирное соединение главной и концевой балки подвесного однобалочного крана [2]. Она содержит два кронштейна, расположенных с боковых сторон главной балки, прикрепленных к нижней поверхности концевой балки, выполненных в виде двутавра и ролики, закрепленные на кронштейнах с возможностью опирания на них верхние полки двутавра своими нижними поверхностями. Ролики установлены на общей оси, прикрепленной своими концами к кронштейнам и размещены с зазором в отверстии, выполненном в главной балке. Ролики имеют возможность продольного перемещения и фиксации на оси в требуемом положении (рис. 2).

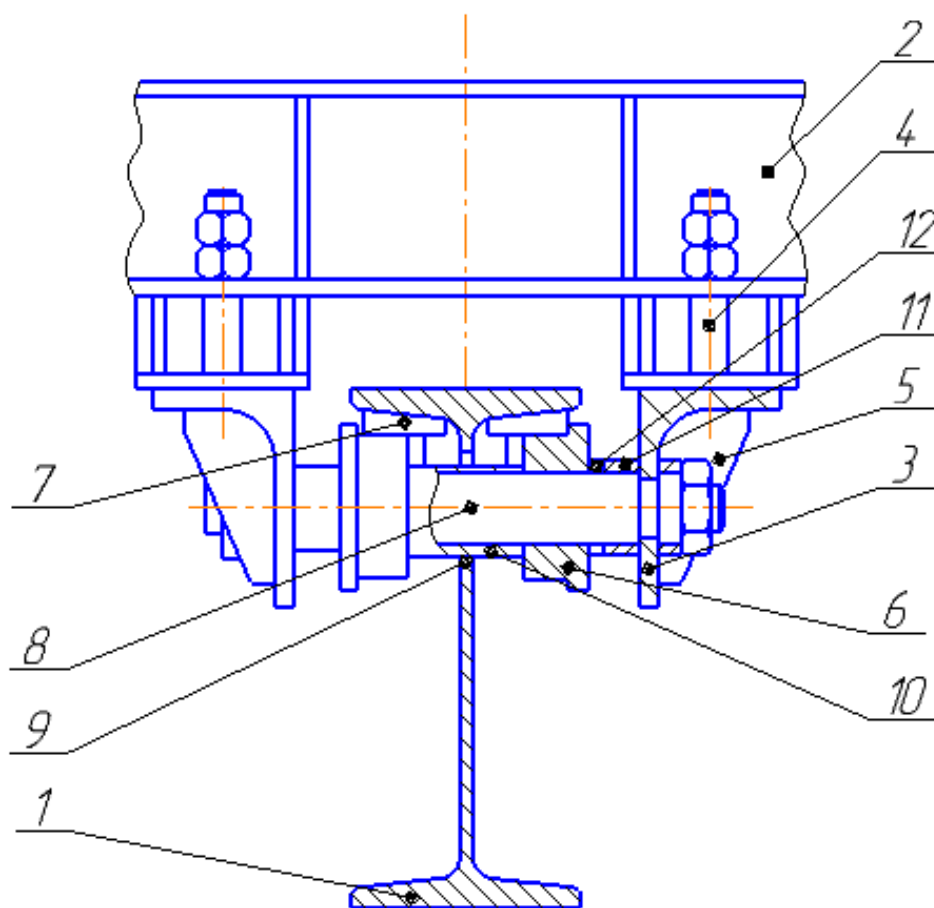


Рис. 2. Узел соединения главной и концевой балок подвесного однобалочного крана:
1 – главная балка, 2 – концевая балка, 3 – кронштейны, 4 – болты, 5 – ребра жесткости,
6 – ролики, 7 – накладки, 8 – ось, 9 – отверстие в несущей балке, 10, 11 – втулка,
12 – регулировочное кольцо

Эта конструкция несовершенна, так как ролики установлены на оси без подшипников качения и уплотнений. Возможно заклинивание роликов, повреждение и разрушение оси.

Мы предлагаем конструкцию, которая содержит пластмассовую пластину толщиной 5 мм, расположенную на верхнем поясе концевой балки (рис. 3).

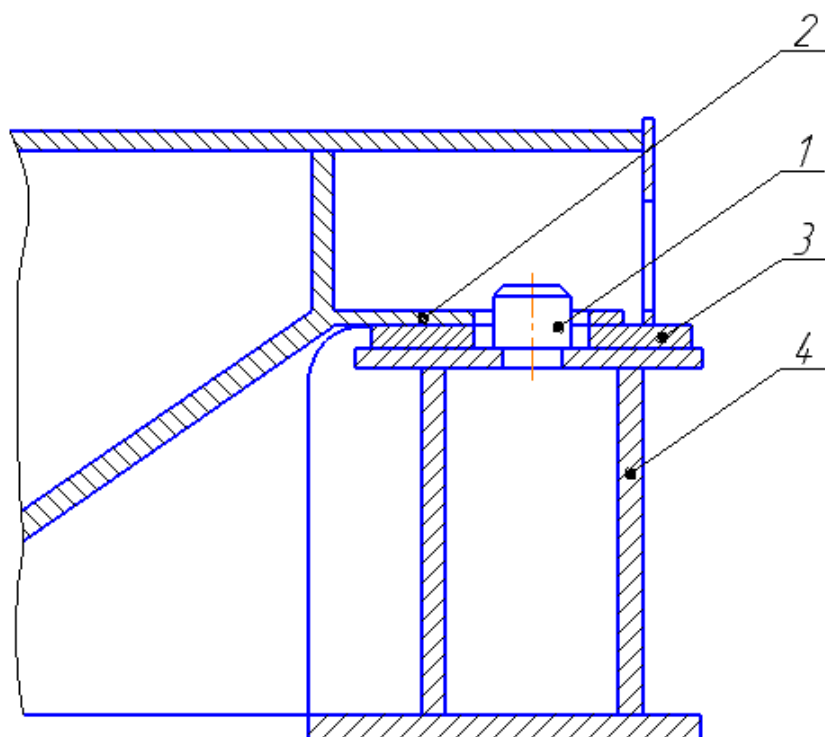


Рис. 3. Подвижное соединение главной и концевой балки:
1 – штырь, 2 – главная балка, 3 – пластмассовая пластина, 4 – концевая балка

Крепление пластмассовой пластины 3 к верхнему поясу концевой балки 4 осуществляется при помощи клея БФ-2 в зажимном приспособлении. Для этого поверхность металла омедняют или зачищают абразивным инструментом и обезжиривают. Поверхность пластмассовой пластины зачищают до получения шероховатой поверхности. На подготовленные поверхности металла и пластмассовой пластины наносят ровный слой клея БФ-2 и выдерживают на воздухе 3 ... 5 мин для сгущения клея. Склеиваемые детали нагревают до температуры 130 ... 140° до закипания клея и прижимают (давление 0,1 ... 0,2 МПа). Затем снимают с нагревательного устройства, подвергают обдуву сухим холодным воздухом. Материал пластмассовой пластины - Цестилен HD 500, который имеет наиболее низкий коэффициент трения ($f = 0,015$), высокую механическую прочность, жесткость, твердость и вязкость, усталостную прочность, демпфирующую способность и износостойкость.

Износостойкость пластмасс «Цистелен» и «Эрталон» при трении по стали под давлением $q=3$ МПа всухую составляет около 5 мкм на 1 км пути скольжения. Поставщик: «Судопластсервис», г. Санкт-Петербург. Плиты толщиной до 10 мм – вырезанные и до 250 – пресованные [3].

Для мостового крана грузоподъемностью 10т сила тяжести, действующая на рассматриваемый пластмассовый шарнир

$$F = (m_r + m_r + m_6)g,$$

где $m_r = 5\text{т}$ – часть массы груза, сосредоточенная вблизи шарнира, равная половине массы груза двухбалочного крана; $m_r = 2\text{т}$ – часть массы тележки, сосредоточенная вблизи шарнира, равная примерно половине массы тележки двухбалочного крана; $m_6 = 2\text{т}$ – часть массы главной балки, сосредоточенная вблизи шарнира, равная примерно половине массы главной балки; $g = 9,81 \text{ м/с}^2$ – ускорение свободного падения.

Сила, действующая на шарнир

$$F = (5 + 2 + 2)9,81 \approx 9 \cdot 10^4 \text{ Н}.$$

Минимальная площадь пластмассовой пластины

$$A = \frac{F}{q} = \frac{9 \cdot 10^4}{3 \cdot 10^6} = 0,03 \text{ м}^2.$$

Наружний диаметр пластмассовой пластины, выполненной в виде кольца составляет

$$D = \sqrt{\frac{4A}{\pi}} = \sqrt{\frac{4 \cdot 0,03}{3,14}} \approx 0,2 \text{ м}$$

Это сопоставимо с шириной главной и концевой балок и поэтому приемлемо.

Проведенные исследования показали, что подвижные соединения главной и концевой балок мостового крана позволят уменьшить износ реборд в результате перекоса моста и уменьшить сопротивление передвижения крана. Наиболее простым подвижным соединением главной и концевой балок является предложенный нами пластмассовый шарнир скольжения.

Список литературы

[1] Узел сочленения главной и концевой балок мостового крана: пат. 1310329 SU: В66 С17/00 / Р.Н. Яхнин; заявитель и патентообладатель Челябинский металлургический комбинат; заявл. 29.10.85; опубл.15.05.87.

[2] Узел шарнирного соединения несущей и концевой балок подвесного однобалочного крана: пат. 87416 Российская федерация: В66 С17/00 / Е.В. Веташкова, А.И. Лопин; заявитель и патентообладатель ОАО Научно-производственное объединение «ВНИИПТМАШ»; заявл. 09.04.2009; опубл.10.10.2009.

[3] Официальный сайт: ООО «ПластТрейд СПб» [Электронный ресурс]. <http://www.plasttrade.ru/material/osnovnye/-sverh-vysokomolekulyarnyi-polietilen.html> (дата обращения: 09.10.2017).

Изотенков Роман Андреевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

Ермоленко Владимир Алексеевич – канд. техн. наук, доцент кафедры «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shubin55@mail.ru

СЕКЦИЯ 15.

**ФИЗИКО-МАТЕМАТИЧЕСКИЕ
И ХИМИКО-ТЕХНОЛОГИЧЕСКИЕ ПРОБЛЕМЫ
ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЛОЖНЫХ
ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ**

К.О. Серебрякова, А.К. Горбунов

АЛГОРИТМ ДЕКОДИРОВАНИЯ ИТЕРАТИВНЫХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Различные варианты декодирования, реализующие минимальное расстояние итеративных кодов, неоднократно рассматривались в литературе. Известный факт, что итеративная конструкция является разновидностью каскадной конструкции, позволяет легко перенести методы декодирования каскадных кодов на итеративные коды. Для более подробного дальнейшего изложения вариантов декодирования кратко напомним конструкцию итеративных кодов.

Пусть имеются два кода G_1 и G_2 с параметрами (n_1, k_1, d_1) и (n_2, k_2, d_2) соответственно. Информационная часть итеративного кода представляет собой матрицу, имеющую k_1 столбцов и k_2 строк. Каждая строка матрицы кодируется кодом G_1 . Получается матрица размера $k_2 \times n_1$. Затем каждый столбец кодируется кодом G_2 , в результате чего образуется матрица $n_2 \times n_1$, которая является кодовым словом итеративного кода с параметрами $(n_1 \times n_2, k_1 \times k_2, d_1 \times d_2)$.

Все известные автору процедуры декодирования произвольных итеративных кодов, реализующие их минимальное расстояние, можно разбить на два этапа.

На первом этапе происходит декодирование столбцов принятой из канала матрицы с помощью декодера G_2 , работающего в режиме исправления ошибок. Здесь и далее предполагается, что декодер кода G_i исправляет t ошибок и s стираний, только если $2t + s < d_i$. Формируется вектор $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_{n_1})$, где α_i число ошибок, исправленных при кодировании i -го столбца.

На втором этапе происходит последовательная обработка каждой строки, полученной на первом этапе матрицы размера $k_2 \times n_1$. Рассмотрим обработку одной строки, так как остальные строки обрабатываются аналогично. Производится декодирование строки декодером кода G_1 , работающим в режиме исправления ошибок. Пусть результат декодирования отличается от исходной строки во множестве позиций $\{i_1, i_2, \dots, i_t\}$. Вычисляется значение суммы: $E = \sum_{i=1}^{n_1} \alpha_i + \sum_{i \in \{i_1, i_2, \dots, i_t\}} (d_2 - 2\alpha_i)$ (I). Если $E \leq t = \lfloor (d_1 \times d_2 - 1)/2 \rfloor$, то обработка данной строки заканчивается. В противном случае производится стирание одного символа строки, соответствующего максимальному элементу вектора α , и декодером кода G_1 исправляются ошибки и стирания, после чего вычисляется новое значение (I) и проверяется условие $E \leq t$. Если оно не выполнилось, то стираются два символа

строки, соответствующие двум наибольшим элементам из α и снова производится декодирование с исправлением ошибок и стираний и так далее. Стирать более $d_1 - 1$ символов не имеет смысла, кроме того, можно показать, что стирать следует сразу по два символа, поэтому общее число декодирований строки достигает $(d_1 + 1)/2$, а для всего массива из k_2 строк - $k_2(d_1 + 1)/2$. Ниже мы опишем улучшенную процедуру декодирования, требующую на втором этапе не более $d_1 + k_2$ декодирований строк.

Идея упрощения процедуры декодирования заключается в том, чтобы использовать информацию об ошибочных позициях уже декодированных строк на этапе декодирования последующих строк. Рассмотрим декодирование первой строки. Если при первой попытке декодирования (без стираний) условие $E \leq t$ выполнилось, то это означает, что в данной строке содержится не менее $t_1 + 1 = [(d_1 - 1)/2] + 1$ ошибок. Следовательно, после $l > 1$ декодирований первой строки будут известны, по крайней мере, $t_1 + 1$ столбцов, декодированных на первом этапе неверно. При обработке последующих строк те позиции, которые соответствуют этим столбцам, всегда стираются. Стертые позиции для каждой новой попытки декодирования очередной строки определяются аналогично исходному алгоритму по множеству компонент вектора α соответствующих нестертым столбцам. Если к началу декодирования j -й строки в ней имеется s_j стертых символов, то возможны следующие две ситуации.

1) Эту строку мы декодируем с первой попытки (без внесения дополнительных стираний) и переходим к декодированию следующей строки.

2) Первая попытка оказалась неудачной, следовательно, не менее $(d_1 - s_j)/2$ нестертых позиций этой строки ошибочны. Соответственно количество дополнительных стираний в следующие строки после успешного декодирования данной строки. Очевидно, что для декодирования j -ой строки потребуется не более $l = (d_1 - s_j + 1)/2$ попыток.

Таким образом, если первая строка потребовала $1 < l \leq \frac{d_1+1}{2}$ попыток, то вторая строка потребует не более $\left\lfloor \frac{d_1-1}{2} \right\rfloor \leq \frac{d_1+1}{4}$ попыток декодирования. Если обе строки потребовали более одной попытки декодирования, то третья строка требует не более $(d_1 + 1)/8$ попыток и так далее. Следовательно, общее число L попыток кодирования на втором этапе определяется выражением: $L \leq \sum_{i=1}^{\varphi} \frac{d_1+1}{2^i} + k_2 - \varphi < d_1 + k_2$, где φ — число строк, потребовавших более одного декодирования.

Предлагаемый алгоритм сокращает число попыток декодирования строк за счет предварительного стирания заведомо ошибочных столбцов, которые были обнаружены при декодировании предыдущих строк. В худшем случае все символы таких столбцов ошибочны, и их стирание не приводит к снижению реализуемого алгоритмом минимального расстояния.

Возврат к декодированию столбцов после декодирования части строк

характерен для обобщенных каскадных конструкций. Поэтому предлагаемый алгоритм можно рассматривать как вариант обобщенного каскадного декодирования, применённого в нетрадиционной области – для декодирования обычных итеративных кодов, не обладающих специальными обобщенно-каскадными свойствами.

Если при декодировании строк воспользоваться правилом выбора стираемых позиций, то количество декодирований L можно оценить сверху величиной $(d_1/d_2) + k_2$.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В. К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015.Т. 16. №9.С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирования) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т.18.С.47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1(10). С.90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации- единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Серебрякова Кристина Олеговна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: chris.kiparis@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

К.В. Хохлова, А.К. Горбунов

АСИМПТОТИЧЕСКИ ОПТИМАЛЬНЫЙ МЕТОД ИСПРАВЛЕНИЯ ДЕФЕКТОВ С ПРОСТОЙ РЕАЛИЗАЦИЕЙ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В настоящей работе рассмотрен асимптотически оптимальный метод исправления дефектов линейно растущей кратности

$$t = \alpha n, \quad 0 < \alpha < 1, \quad n \rightarrow \infty,$$

основанный на разбиении блока длины $n \rightarrow \infty$ на подблоки длины $l = o(\sqrt{n \log_2 n})$, $l \rightarrow \infty$. Для каждого подблока длины l исправление содержащегося в нем дефекта кратности $\tau \leq l$ осуществляется аддитивным асимптотически оптимальным кодом $G(l, \tau)$ с избыточностью

$$r(l, \tau) = \tau + O_1 \quad (1)$$

Показано, что в этом случае исправление дефекта кратности t в блоке длины n требует

$$r(n, t) = t + O_2(n), \quad O_2(n) \leq \frac{n O_1(l)}{l} + \frac{n \log_2 l}{l(1-\alpha-\beta)}$$

Проверочных символов, где константа $0 < \beta < 1 - \alpha$ может быть выбрана сколь угодно малой при $l = o(\sqrt{n \log_2 n})$. Таким образом, для построения асимптотически оптимального кода длины n с избыточностью достаточно построить ансамбль асимптотически оптимальных кодов $\{G(l, \tau), \tau = \overline{1, l}\}$ длины l . Сложность кодирования $K(n)$ и декодирования $D(n)$ блока длины n оцениваются как:

$$K(n) \leq \left(\frac{K(l)}{l} + \frac{D(l)}{l} + 1 - \alpha \right) n, \quad D(n) \leq 2n \left(\frac{D(l)}{l} + 1 - \alpha \right).$$

Пусть t_i есть $\lambda = \lceil \log_2 l \rceil$ -значное двоичное представление числа t_i , а \bar{f} есть $\lceil \log_2 \mu \rceil$ -значное представление номера f блока $P = N_f$. Блок $M = M(j)$ используется для передачи вспомогательного сообщения $U = \left\{ \begin{matrix} \bar{f}, \bar{t}_i \\ i \in \Phi \end{matrix} \right\}$ длины

$|U| = \left(\mu \left(1 - \frac{\log_2 l}{l(1-\alpha-\beta)} \right) - 1 \right) * \lambda + \lceil \log_2 \mu \rceil \lceil \log_2 l \rceil$. Сообщение U кодируется в

блоке M аддитивным асимптотически оптимальным кодом $G(L, \alpha L)$ содержащим

$$r(L, \alpha L) = \alpha L + o(L)$$

проверочных символов.

Пусть V_i обозначает l -значный вектор, принимаемый декодером в блоке $N_i, i = \overline{1, \mu}$. Кодер осуществляет декодирование векторов V_i в предположении, что кодирование всех подблоков N_i производилось одним и тем же кодом $G(l, \phi)$.

Далее кодер вычисляет сообщение A_f длины l' для блока $P = N_f$. Сообщение A_f строится таким образом, чтобы вектор $A' = (A'_1, \dots, A'_f, \dots, A'_\mu)$ длины n' имел синдром \bar{j} по коду $G(n')$, т.е. чтобы выполнялось соотношение

$$A'H^T = \sum_{i=1}^{\mu} A_i H^T(l', r) = \bar{j}$$

Сложность кодирования $K(n)$ и $D(n)$ декодирования кода $G(n, \alpha n)$, очевидно, оцениваются как

$$K(n) \leq \mu K(l) + K(l) + \mu D(l) + 2n', D(n) \leq 2\mu D(l) + D(l) + 2n'$$

Асимптотически оптимальное исправление дефектов линейно растущей кратности с избыточностью на длине блока n может быть реализовано построением ансамбля асимптотически оптимальных кодов $\{G(l, \tau), \tau = \overline{1, l}\}$ длины $l = o(\sqrt{n \log_2 n}), l \rightarrow \infty$. Кодирование и декодирование блока длины n требуют $K(n)$ и $D(n)$ операций.

Методом случайного выбора на длине $l \rightarrow \infty$ может быть построен линейный асимптотически оптимальный код $G(l, \tau)$ с избыточностью $r(l, \tau) \leq \tau + \log_2^2 l$, сложностью построения не более 2^{2l} , сложностью кодирования и декодирования l^4 и l^2 . Построение асимптотически оптимального кода, исправляющего дефекты линейно растущей кратности t с избыточностью $r(n, t) = t + o(n)$, где $o(n) \leq \frac{n(\log_2 \log_2 n)^2}{c \log_2 n}, n \rightarrow \infty$ требует n^{2c} операций,

где $c > 0$ — произвольная константа. Кодирование и декодирование требует порядка $c^3 n \log_2^3 n$ и $cn \log_2 n$ операций.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. *Научно-технические технологии*. 2016, №1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. *Научно-технические технологии*. 2015. №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научно-технические технологии*. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. *Депонированная рукопись*. №23, 25.09.2013.

Хохлова Каролина Владимировна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: KROlik-21-01@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.Д. Зайцева, А.К. Горбунов

АСИМПТОТИЧЕСКИ ТОЧНАЯ НИЖНЯЯ ГРАНИЦА ДЛЯ СПЕКТРА СМЕЖНЫХ КЛАССОВ ЛИНЕЙНЫХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть F_2^n - пространство Хэмминга двоичных последовательностей длины n с метрикой $d(.,.)$; $G \in F_2^n$ - линейный код; $B_n(x, t) = \sum_{z \in F_2^n, d(z, x) \leq t}$ - шар радиуса t с центром в точке x .

Решается задача построением асимптотически точной границы для величины $L_{nkt} = \text{MAX}_{G \in F_2^n} \text{MIN}_{x \in G} |G \cap B_n(x, t)|$.

Доказывается $|G| \geq 2^k$.

Теорема. Пусть $\alpha_G(r, y) = |B(r, y) \cap G|$; $R=k/n$ для доли линейных кодов более, чем $1 - \exp(-n \cdot 0(n))$, $0(n) \rightarrow \infty$ справедлива оценка

$$k/n \leq 1 - H(r/n) + \log_2 \alpha_{G_n}(r, y)/n + 0(1) \quad (1)$$

Данное неравенство выполняется одновременно для всех $y \in F_2^n$.

Для доказательства теоремы рассмотрим следующую лемму:

Лемма. Для доли линейных кодов более, чем $1 - \exp(-n \cdot 0(n))$, $0(n) \rightarrow \infty$ справедлива оценка сверху на число кодовых слов Ω в произвольном шаре $B(r, y) \in F_2^n$

$$\Omega = |G \cap B(r, y)| \leq 2^{0(n)} |G| V_r \cdot 2^{-n} \quad (2)$$

Зададим ансамбль линейных кодов с помощью порождающих матриц размера $k \times n$, элементы в которых набираются независимо с равномерным распределением. Пусть также на ансамбле заданы случайные величины $\Omega = |B(y, r) \cap G|$. Справедлива оценка

$$E\Omega^m \leq (E\Omega)^m \cdot (1 + 0(1)), \quad m = 0(n) \quad (3)$$

Отсюда, учитывая, что $E\Omega^m 1 \cong |G| V_r \cdot 2^{-n}$ можно получить оценку (2).

Далее используем равенство

$$\sum_{y \in F_2^n} |B(r, y) \cap G| = |G| |B(r, y)|,$$

которое выполняется для произвольного множества G , и оценку (2) получаем на число различных шаров, в которых величина

$$\begin{aligned} \Omega &\leq 2^{-0'(n)} |G| V_r \cdot 2^{-n}, \quad 0'(n) \rightarrow \infty \\ |z_0| &\geq 2^n (1 - 2^{0'(n)}) \cdot 2^{-0(n)} \end{aligned} \quad (4)$$

Пусть Z_0^L обозначает L -окрестность Z_0 , $Z_0^L = \sum_{\alpha(z, Z_0) \leq L} Z$. Можно показать, что $y \in Z_0^L$. При заданном $y \in Z_0^L$ для некоторого $z \in Z_0$ справедливо неравенство

$$|B(y, \rho + L) \cap G| \geq |B(z, \rho) \cap G| \quad (5)$$

Поскольку асимптотически минимальной L -границей при заданной мощности множества $z \in Z_2^0$ обладает шар $B(y, r)$; $r = \arg \min \{|B(y, r)| \geq z_0\}$ справедлива оценка

$$|z_0^L| \cdot 2^{-n} = \Phi\left[\Phi^{-1}(|z_0| \cdot 2^{-n}) + \frac{(L-1)\text{const}}{\sqrt{n}}\right], \quad (6)$$

где $\Phi(\cdot)$ – функция нормального распределения $N(0, 1)$.

Используя (2), (4), (5), (6), можно показать, что справедлива оценка

$$|y| \cdot |B(y, r + L)| \geq 2^{-o'(n)} \cdot |G| V_r \cdot 2^{-n} \geq 2^n \cdot (1 - o(1)) \quad (7)$$

В дальнейшем для каждого кода G , для которого выполняется оценка (7) строится ансамбль линейных кодов добавлением в порождающую матрицу кода $G \sim \log_2 n$ векторов, которые выбираются независимо и с равной вероятностью. Доказывается, что при сделанных предположениях выполняется неравенство

$$P(|z_0^L| > 0) < 2^{-n \log_2 n + o(n)} \quad (8)$$

Из оценки (8) и (4) получается утверждение теоремы.

ЛИТЕРАТУРА

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // наукоёмкие технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко В.К., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Наукоёмкие технологи. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // наукоёмкие технологии. 2017. Т. 18. № 2. С. 47-52

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации-единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Зайцева Александра Дмитриевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: aaalexa_z98@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

И.Е. Жогленко, П.А. Зорина, А.Р. Пахаренко, Д.С. Засыпкин,
А.К. Горбунов

БЛОКОВО-СВЕРТОЧНЫЕ КОДЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Особенность блочно-сверточных кодов состоит в том, что сведения о каждом информационном символе содержится ровно в двух элементарных блоках. При этом сведений, содержащихся в любом из двух блоков, достаточно для однозначного определения информационного символа без использования другого блока. Данная особенность учитывается при декодировании. Очередной принятый из канала блок проверяется на наличие в нем пакета ошибок. Если пакет ошибок не обнаружен, то декодируется следующий блок. Если пакет ошибок обнаружен, то данный блок удаляется из декодера, а относящиеся к нему информационные символы определяются по следующим блокам, в которых содержатся сведения об этих символах. При этом, если элементарный блок является словом кода A_i , то при его декодировании может быть исправлено до $t_i = [(d_i - 1)/2]$ ошибок. Рассмотрим в качестве иллюстрации конкретный пример.

Пусть $m=2$ и ОБС-код строится на основе трех блочковых кодов: $A_0(30,15,7)$, $A_1(30,20,5)$ и $A_2(30,25,3)$. Обозначим через $\bar{y}_0, \bar{y}_1, \dots$ блоки на выходе канала, соответствующие переданным элементарным блокам $\bar{a}_0, \bar{a}_1, \dots$. Рассмотрим декодирование блока \bar{y}_0 . Для обнаружения пакета используется код A_0 . Установим следующее правило обнаружения пакета: если $\bar{y}_0 \in A_0$, то предполагается, что \bar{y}_0 не содержит пакета ошибок, если $\bar{y}_0 \notin A_0$, то предполагается, что \bar{y}_0 содержит пакет ошибок.

Пусть $\bar{y}_0 \in A_0$. Тогда информационные символы, соответствующие блоку \bar{y}_0 выдаются получателю и устраняется их влияние на блоки \bar{y}_1 и \bar{y}_2 . Пусть теперь $\bar{y}_0 \notin A_0$. Тогда предполагается, что блоки \bar{y}_1 и \bar{y}_2 не содержат пакета и информационные символы, соответствующие элементарному блоку \bar{a}_0 определяются по блокам \bar{y}_1 и \bar{y}_2 . Для этого блок \bar{y}_1 декодируется в коде A_1 , а блок \bar{y}_2 - в коде A_2 . Обозначим результат декодирования соответственно через \bar{x}_1 и \bar{x}_2 . Если матрица G_0 имеет приведено-ступенчатую форму, то первые 15 символов последовательности \bar{x}_1 выбираются в качестве оценки информационных символов элементарного блока \bar{a}_1 , а последние 5 символов – в качестве оценки первых 5 символов элементарного

блока $\overline{a_0}$. Аналогично распределяются информационные символы последовательности $\overline{x_2}$: первые 15 в качестве оценки информационных символов элементарного блока $\overline{a_2}$, а последние 10 - в качестве оценки последних 10 символов элементарного блока $\overline{a_0}$. В блоке $\overline{y_1}$ при декодировании может быть исправлено 2 ошибки, а в блоке $\overline{y_2}$ - 1 ошибка. Отметим, что в соответствующем блоково-сверточном коде известной конструкции в блоке $\overline{y_1}$ может быть исправлена только одна ошибка.

Таким образом, в рассмотренном примере исправляются все обнаруживаемые кодом A_0 пакеты ошибок в пределах одного элементарного блока, если в следующих за ним элементарных блоках произошло не более соответственно двух и одной ошибки. Для исправления произвольным образом расположенных пакетов и увеличения длины исправляемого пакета ОБС-коды можно использовать в сочетании с методом поблочного разнесения.

Оценим вероятность неправильного декодирования ОБС-кодов в каналах, ошибки которых описываются функцией от эргодической марковской цепи. Такие каналы задаются набором следующих параметров: объемом алфавита q , числом состояний цепи s , ее матрицей переходных вероятностей r и матрицами $H(e)$, $e=0, q-1$, размерности $s*s$. При этом матрицы $H(e)$ должны удовлетворять двум условиям: $H(e) \geq 0$ и $\sum H(e) = r$. Вероятность p_e неправильного декодирования текущего блока, при условии, что все предшествующие блоки были декодированы верно, является суммой двух компонент: вероятности $p_{но}$ пропуска пакета и вероятности p_{eo} неправильного декодирования, если пакет обнаружен. Для указанных вероятностей справедливы следующие границы.

Теорема 1. Пусть $H(v) = [\pi_{ij}p(v/j)]$, где π_{ij} - это вероятность того, что за один шаг цепь окажется в состоянии j , если она находилась в состоянии i , $p(v/j)$ - это вероятность появления шумового символа v в состоянии j , $p(v/j) \leq 0,5$, $i, j = \overline{1, s}$, $v=0$, если $e=0$, и $v=1$ в противном случае. Тогда

$$p_{но} < \left[1 - \sum_{i=1}^s (1 - t_i(d_0, t_p)) p(i) \right] Q(k_0, t_p) \text{ где } t_p - \text{наибольшее количество оши-}$$

бок, исправляемых в коде A_0 , $t_i(d_0, t_p) = p(1/i)^{d_0 - t_p} * (1 - p(1/i))^{n - d_0 - t_p}$,

$p(i) = p_i \pi_{ii}^{n-1}$, p_i - финальная вероятность состояний i ,

$$Q(k_0, t_p) = (q^{k_0} - 1) \sum_{i=1}^{t_p} C_n^i (q-1)^i.$$

Теорема 2. Пусть \bar{p} - вектор финальных вероятности состояний цепи, $P_w(n) = [p_w^{ij}(n)]$, $i, j = \bar{1}, s$, - матрица, в которой элемент $p_w^{ij}(n)$ имеет смысл вероятности того, что за n шагов цепи перейдет из состояния i в состояние j и последовательность шумовых символов \bar{e}_n длины n будет иметь вес w . Тогда $P_{e_0} < \bar{p} \left[\sum_{w=t_p+1}^n p_w(n) (r - \prod_{i=1}^m r^I \sum_{w=0}^{t_i} p_w(n)) \right] \bar{1}$ где $\bar{1}$ - вектор-столбец из s единиц, I - коэффициент разнесения.

Сравним ОБС-код с параметрами $I=2$, $m=2$, $n=63$, $k_0=36$, $d_0=11$, $t_1=3$, $t_2=1$, $t_p=0$ с соответствующими ему известными блоково-сверточным кодом, параметры которого отличаются от перечисленных только значением $t_1/t_1=1$. В двоичном канале с параметрами $S=3$, $\pi_{12} = \pi_{23} = \pi_{31} = 0$, $\pi_{21} = 10^{-2}$, $\pi_{32} = 0,2$, $\pi_{13} = 10^{-5}$, $p(1/1)=2 \cdot 10^{-3}$, $p(1/2)=0,02$, $p(1/3)=0,5$, первый код имеет вероятность $p_e \approx 10^{-5}$, а второй код - $\approx 10^{-4}$.

Литература

- [1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016. Т. 17. № 1, с. 66-72.
- [2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. Т. 16. № 9, с. 56-60.
- [3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии. 2017. Т. 18. № 2, с. 47-52.

Жогленко Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: Zhoglenko3@yandex.ru

Зорина Полина Алексеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: zorina_p_a@mail.ru

Засыпкин Денис Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: d.s.zasyrkin@yandex.ru

Пахаренко Артем Романович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: artemph58@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Ю.В. Прокопенкова, А.К. Горбунов

БЫСТРОЕ КОРРЕЛЯЦИОННОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ КОДОВ РИДА-МАЛЛЕРА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Корреляционное декодирование кода A заключается в вычислении произведения $Y=AX$ и определении номера максимальной компоненты. Здесь A -матрица размерности $N \times n$, строками которой являются слова блочного кода длины n и мощности N , а $X = (x_1, \dots, x_n)^T$ -вектор отсчетов принятого сигнала.

Прямое вычисление Y требует выполнения $N(n-1)$ операций типа сложение. Для ряда специальных матриц это количество может быть существенно уменьшено за счет учета особенностей строения матрицы. Сложность алгоритмов принято оценивать коэффициентом сложности S . Быстрые алгоритмы позволяют получить значение S , лежащее в диапазоне $0,5 + \log_2 n$.

Для кодов Рида-Маллера (РМ) первого порядка построен алгоритм с коэффициентом $0,5 \log_2 n$. Коды более высоких порядков декодируются с $S=0,5$. Отметим, что S не учитывает затраты на поиск максимальной компоненты и, поэтому, для кодов с $d \geq 2$, дает заниженное значение оценки сложности алгоритма. Для полного кода с $d=1$ вообще не требуется выполнения векторно-матричного умножения, поэтому коэффициент сложности декодирования значительно ниже. Для пояснения этого рассмотрим бинарный случай. Пусть $x_i = s_i + b_i$, $i = 1, n$; $s_i = d_i - 1$ – символ кода, b_i – компонента шума. Декодирование заключается в нахождении вектора (l_1, l_2, \dots, l_n) , $z_i = l_i - 1$, максимизирующего сумму $y = l_1 x_1 + l_2 x_2 + \dots + l_n x_n$.

Для полного кода максимизации суммы сводится к максимизации каждого слагаемого путем подбора « l_i », а искомый вектор при симметричном характере определяется как $(l_1, l_2, \dots, l_n) = (\lg n x_1, \lg n x_2, \dots, \lg n x_n)$, где $\lg n x = \{1, x > 0; -1, x < 0\}$

Полагая сложность операции определения знака равной сложности операции сложения, получим $S = n 2^{-n}$.

При декодировании q -ичного полного кода описанная ситуация сохраняется, но посимвольное декодирование сводится к распознаванию одного из q символов.

Для дальнейшего нам потребуется код B , образованный следующим образом. Возьмем полный код с основанием $q = 2^{v+1}$, $v = \log_2 l - 1$ длины 2^{r-1} , $r = \log_2 l - v + 1$, $l = 2^m$, m - целое и заменим символы этого кода двоичными последовательностями, являющимися словами кода (РМ) первого порядка длины 2^v . Каждому символу q -ичного алфавита ставится в соответствие одно из слов кода РМ. Полученный код имеет параметры: $n = 2^{r+v-1}$, $k = (v+1)2^{r-1}$, $d_{\min} = 2^{v-1}$.

Теорема. Код В является подкодом кода РМ порядка r длины n .

Код В представляет собой каскадный код, для которого внутренним является 2^{r-1} - разрядный код с основанием 2^v , а внешним- код РМ первого порядка.

Декодирование кода В сводится к фактически к определению символов внутреннего кода. Для этого можно использовать быстрое корреляционное декодирование, когда матрица А является матрицей Адамара порядка 2^v . Умножение на эту матрицу требует выполнения $v2^v$ операций. Еще $2^v - 1$ операций затрачивается на определение номера максимальной компоненты. Полученный номер однозначно указывает символ q - ичного алфавита и соответствующее ему слово кода РМ первого порядка. Так как полный код имеет длину 2^{r-1} , то процедура посимвольного декодирования повторяется 2^{r-1} раз. Таким образом, общее количество операций равно $(v2^v + 2^v - 1)2^{r-1}$, а коэффициент сложности декодирования кода В равен $S = 0,5(v+1-2^{-v})$.

Для кодов РМ порядка $r \geq 2$ воспользуемся разложением кода на смежные классы, взяв в качестве подкода код В. Пусть D_1, \dots, D_h , где $h = 2^{k-(v+1)2^{r-1}}$, k - число информационных символов кода, образующие смежных классов. Тогда матрица слов кода РМ порядка r длины 2^m запишется

$$R(r, m) = [B_{\text{diag}} D_1, B_{\text{diag}} D_2, \dots, B_{\text{diag}} D_h].$$

Очевидно, что простейший путь состоит в раздельном декодировании каждого смежного класса.

Алгоритм декодирования состоит из следующих шагов.

Полагается $f=1$.

Вычисляется вектор $X' = \text{diag} D_1 x$.

Вектор X' разбивается на 2^{r-1} равных частей:

$X' = [X'(1), X'(2), \dots, X'(2^{r-1})]^r$; выполняется декодирование кода В путем вычисления произведений $Y(i) = NX(i)$, $i=1..2^{r-1}$ и нахождения их максимальных компонент. Обозначим их $y(i)_{\text{max}}$.

Находится сумма:

$$Y(f) = \sum_{i=1}^{2^{r-1}} y(i)_{\text{max}}$$

Если $f < h$, то f увеличивается на единицу и выполняет переход к п. 2. Если $f=h$, то выполняется переход к п. 6.

В последовательности $y(1), y(2), \dots, y(h)$ находится максимальная компонента. Соответствующая ей строка матрицы $R(r, m)$ принимается за переданное слово.

В п. 3 выполняется $(v2^v + 2^v - 1)2^{r-1}$ операций, в п. 4 $2^{r-1} - 1$ операций, а в п.6 $h-1$ операция. Общие вычислительные затраты составляют $(v2^{v+r-1} + 2^{v+r-1} - 1 + 2^{r-1})h + h - 1$ операций, а коэффициент сложности равен

$$S = \frac{m - r + 2}{2^{2^{r-1}(m-r+2)-m}} - \frac{1}{2^k}$$

При декодировании различных смежных классов часть операций повторяется, приводя к избыточным вычислениям. Для устранения их представим D_i как совокупность 2^{r-1} отрезков длины 2^v .

Тогда можно записать $R(r, m) = [M_1, M_2, \dots, M_{2^r-1}]$, где $M_j = [A_j, -A_j]^T$. В свою очередь

$$A_j = V_w V_{w-1} \dots V_{w-i+1} \text{diag}(z_{20}, z_{21}, \dots, z_{2i}).$$

Здесь V_{w-j} , $j=0, i-1$: матрица размерности $2^k * 2^k$, содержащая в каждой строке и каждом столбце по две единицы, а w_{2i} матрица размерности $2^{k-i-1} * 2^i$, умножение на которую не сложнее умножения на матрицу полного бинарного кода размерности.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научно-технические технологии. 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научно-технические технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научно-технические технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических(кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Прокопенкова Юлия Викторовна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: pr.juliya.v@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.Р. Пахаренко, И.В. Размахов, Д.С. Засыпкин,
И.Е. Жогленко, А.К. Горбунов

ВЕКТОРНЫЕ САМООРТОГОНАЛЬНЫЕ СВЕРТОЧНЫЕ КОДЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Векторные коды – систематические сверточные коды с относительной скоростью $R = \frac{n-1}{n}$. Длина кодового ограничения (ДКО) векторных кодов с минимальным расстоянием $d_{\min} = 5$, 1,5-2 раза меньше ДКО самоортогональных сверточных кодов с такими же d_{\min} и R . Кодер (систематический сверточный кодер с обратной связью) и декодер легко реализуются и могут работать с высокой информационной скоростью. Это обусловило целесообразность исследования векторного кодирования и разработку на его основе самоортогональных сверточных кодов (СВСК) и алгоритмов их декодирования.

Исследовались следующие векторные коды: СВСК с $J=3$ и $R = \frac{n-1}{n}$, где J – количество ортогональных проверок; СВСК с $R = \frac{1}{2}$ и $d_{\min} \geq 7$.

Доказано, что минимальное расстояние СВСК с любым $R = \frac{n-1}{n}$ и $J=3$ $d_{\min} = 5$. Для СВСК с $J=3$ и порождающими многочленами $G_{(n)}^{(i)}(D) = 1 + D^{2i-1} + D^{4n-2i+1}$, где $i = \overline{1, n}$, разработан одноступенчатый алгоритм декодирования, позволяющий реализовать $d_{\min} = 5$ (двухступенчатый алгоритм декодирования позволяет реализовать $d_{\min} = 4$). За основу при разработке алгоритма положен алгоритм порогового декодирования с обратной связью.

Введем следующие обозначения: $\{A_i\}$ и $\{A_j\}$ – системы проверок, ортогональных относительно $e_0^{(i)}$ и $e_0^{(j)}$; $S_{1,p}^{(i)}$ – синдром, совпадающий с синдромом одиночной ошибки $e_0^{(i)}$ в первой и p -й позициях, где $p = 2, 3$; $d_{1,p}^{(i)}$ – расстояние между первым и p -м битами синдрома одиночной ошибки $e_0^{(i)}$; A_0 – общая проверка.

Алгоритм декодирования. Исправляем ошибки только в следующих случаях: если

1) $A_0 = 0$ и сумма всех A_i равна 2 и сумма всех A_j равна 2, то $e_0^{(i)} = e_0^{(j)} = 1$;

2) $A_0 = 1$ и

а) сумма всех A_i равна 3, то только $e_0^{(i)} = 1$;

б) сумма всех A_i равна 2, то $e_0^{(i)} = 1$;

в) сумма всех A_i равна 2 и сумма всех A_j равна 2 и синдромы обеих

"ошибок" $S_{1,p}$, причем $d_{1,p}^{(i)} < d_{1,p}^{(j)}$, то $e_0^{(i)} = 1$;

г) сумма всех A_i равна 2 и сумма всех A_j равна 2 и синдромы обеих

"ошибок" $S_{1,2}^{(i)}$ и $S_{1,3}^{(j)}$, то $e_0^{(i)} = 1$.

Из-за симметрии порождающих многочленов, алгоритм декодирования достаточно просто реализуется, причем сложность реализации кодера СВСК с заданным R в 1,5 раза меньше сложности кодера самоортогонального сверточного кода с таким же R и $d_{\min} = 5$.

На основе анализа векторного метода кодирования разработана методика синтеза и построены СВСК с $R = \frac{1}{2}$ и порождающими многочленами $G_1(D)$ и $G_2(D)$ (см. табл.) с $d_{\min} = J_1 + 2$, где $J_1 \geq 5$, нечетное – количество членов (ортогональных проверок) многочлена $G_1(D)$.

Таблица

d_{\min}	$G_1(D)$	$G_2(D)$
7	(0,3,4,9,11)	(0,10)
9	(0,1,4,10,18,23,25)	(0,20)
11	(0,1,5,12,25,27,35,41,44)	(0,42)
13	(0,1,4,13,28,33,47,54,64,70,72)	(0,67)
15	(0,3,11,38,40,47,62,72,88,92,93,105,111)	(0,110)
17	(0,4,5,15,33,57,59,78,105,117,125,139,142,148,155)	(0,153)
19	(0,5,7,17,52,56,67,80,81,100,122,138,159,165,168,191,199)	(0,198)
21	(0,1,6,25,32,72,100,108,120,130,153,169,187,190,204,231,233, 242,246)	(0,243)

Коды построены с использованием таблиц порождающих многочленов оптимальных самоортогональных сверточных кодов с $R = \frac{1}{2}$. Максимальная степень порождающих многочленов СВСК с $d_{\min} = J_1 + 2$ совпадает с максимальной степенью порождающих многочленов оптимальных самоортогональных сверточных кодов с $J = J_1$ и $d_{\min} = J + 1$.

Для построения кодов разработан трехступенчатый алгоритм декодирования:

1 степень – коррекция ошибок только в информационной последовательности, порог мажоритарного элемента $T > \frac{J_1}{2}$;

2 ступень – коррекция только ненадежных символов в информационной и проверочной последовательностях, пороги мажоритарных элементов соответственно $T_2 > \frac{J_1}{2}$, $T_3 > 1$;

3 ступень – коррекция ошибок в информационной и проверочной последовательностях, пороги мажоритарных элементов T_2 и T_3 . Ненадежными символами называем такие символы, для которых проверка $A_0 = e_0^{(1)} + e_0^{(2)} = 1$. Проверка A_0 – содержимое синдромного регистра второй ступени декодера, т.е. $A_0 = S_0$.

Исследованные СВСК с $R = \frac{n-1}{n}$ и $d_{\min} = 5$ и с $R = \frac{1}{2}$ и $d_{\min} = J_1 + 2$ короче оптимальных самоортогональных сверточных кодов, что позволяет их рекомендовать для использования в высокоскоростных системах передачи информации.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016. Т. 17. № 1, с. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. Т. 16. № 9, с. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии. 2017. Т. 18. № 2, с. 47-52.

Пахаренко Артем Романович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: artemph58@gmail.com

Размахов Илья Вадимович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: kf_MGTU_FIZ@mail.ru

Засыпкин Денис Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: d.s.zasyrkin@yandex.ru

Жогленко Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: Zhoglenko3@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Д.С. Тихомиров, И.Е. Малышев, А.К. Горбунов

ГРАНИЦЫ СКОРОСТИ ДЛЯ КОДОВ С ДИЗЬЮНКТИВНЫМ РАССТОЯНИЕМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Определение и обозначения. Пусть $1 \leq s < t$, $1 \leq D < N$ - целые числа, $[N]$, такие что число элементов $|\Omega_j| > D$.

Определение 1. Семейство подмножеств $\Omega_1, \Omega_2, \dots, \Omega_t$ называется (S, N, D) – семейством, если для любого набора номеров

$$m_1, m_2, \dots, m_{s+1}, m_i \neq m_j, m_i \in [t]:$$

$$x_i(j) = \begin{cases} 1, \text{если } i \in \Omega_j, \\ 0, \text{если } i \notin \Omega_j. \end{cases}$$

Подмножество Ω_j идентифицируется двоичным столбцом $\underline{x}(j) = (x_1(j), \dots, x_N(j))$, где

$$x_i(j) = \begin{cases} 1, \text{если } i \in \Omega_j, \\ 0, \text{если } i \notin \Omega_j. \end{cases}$$

Поэтому семейство $\Omega_1, \Omega_2, \dots, \Omega_t$ можно рассматривать как

$$U_1 = U_2(d) \begin{cases} h\left(\frac{1}{2}\left[1 - \sqrt{8d(1-2d)}\right]\right), 0 < d < q_1 = 1/4 \\ 0, d \geq 1/4. \end{cases} \quad - \text{ матрицу (код)}$$

$X = \|x_i(j)\|$, $i = \overline{1, t}$, которая состоит из столбцов (кодовых слов) $\underline{x}(1), \underline{x}(2), \dots, \underline{x}(t)$.

Определение 2. Матрица X , соответствующая (S, N, D) – семейству, называется кодом силы s , длины N , объема t с дизьюнктивным расстоянием D .

Коды с дизьюнктивным расстоянием (КДР) $D = 1$ были введены Каутоом и Синглетоном, а затем изучались близкое к нашему определение КДР и его приложение к СМД рассматривалось.

Пусть $t(s, N, D)$ - максимальное возможное число слов КДР. Введем параметр d , $0 < d < 1$. Символом $\lfloor a \rfloor$ будем обозначать наибольшее целое $\leq a$. Определим для фиксированных $s = 1, 2, \dots$ и d . $0 < d < 1$, скорость КДР

$$R(s, d) = \lim_{N \rightarrow \infty} \frac{\log t(s, N, \lfloor Nd \rfloor)}{N},$$

Где здесь и ниже используем логарифмы по основанию 2. Цель данной работы – получить верхние и нижние границы $R(s, d)$.

Верхняя граница. Пусть

$$h(\alpha) = -\alpha \log \alpha - (1 - \alpha) \log(1 - \alpha)$$

– двоичная энтропия. Положим

$$q_s = s^s / (s+1)^{s+1}, s = 1, 2, \dots$$

Теорема I. Скорость КДР

$R(s, d) \leq U_s(d), s=1, 2, \dots$, где при $d \geq q_s$ значение $U_s(d) = 0$, а при $0 < d < q_s$ последовательность $U_s = U_s(d) > 0$ и задается рекуррентным образом:

– если $s = 1$, то

$$U_1 = U_2(d) \begin{cases} h\left(\frac{1}{2}\left[1 - \sqrt{8d(1-2d)}\right]\right), & 0 < d < q_1 = 1/4 \\ 0, & d \geq 1/4. \end{cases}$$

– если $s \geq 2$, то

$$U_s = U_s(d) = \min \left\{ 1 - d / q_s, U_1(d) / s, \hat{U}_s(d) \right\},$$

где величина $\hat{U}_s = \hat{U}_s(d)$ есть единственное решение уравнения

$$\hat{U}_s = \max \left\{ h\left(\frac{v}{s}\right) - (v+d)h\left(\frac{v}{(v+d)s}\right) \right\},$$

В правой части которого максимум берется по всем v , удовлетворяющий условию

$$0 \leq v \leq 1 - \frac{\hat{U}_s}{\hat{U}_{s-1}} - d.$$

Теорема I есть обобщение рекуррентной верхней границы, полученной авторами для скорости КДР с $D = 1$. На первом шаге (при $s = 1$) рекуррентной оценки применяется граница для скорости двоичного кода, исправляющего $D = \lfloor Nd \rfloor$ ошибок. Кроме того, при доказательстве теоремы I используется идея вывода известной в теории кодирования границы Плоткина.

Приведем более простую асимптотическую формулу для $U_s(d)$, когда $s \rightarrow \infty$ и $ds \rightarrow 0$:

$$U_s(d) = \frac{(2 - ds) \log s}{s^2} (1 + o \dots)$$

Отметим, что для любого фиксированного $s \geq 2$ при $d \rightarrow q_s - 0$ величина $U_s(d) = 1 - d / q_s$.

Нижняя граница.

Для фиксированных $s = 1, 2, \dots$ и d , $0 < d < q_s$, введем

$$f_s^{(d)}(z, Q) = -(1-Q) \log(1-Q) + (1-Q-d) \log \frac{1-Q-d}{1-z^5} + d \log \frac{d}{z^5} +$$

$$s \left[Q \log \frac{z}{Q} + (1-Q) \log \frac{1-z}{1-Q} \right]$$

– функцию параметров z , $0 < z < 1$, и $0 < Q < 1 - d$.

Теорема 2. Скорость КДР

$$R(s, d) \geq L_s(d) = s^{-1} \max_{(*)_s^d} \max_{Q \leq Z \leq 1} f_s^d(z, d), \text{ где } (*)_s^d = \{Q: (1-Q)Q^s \geq d\}.$$

Эта теорема доказывается методом случайного кодирования с помощью ансамбля равновесных кодов. Перечислим некоторые важные аналитические свойства границы $L_s(d)$ как функции параметра d .

При $0 < d < q_s$ функция $L_s(d) > 0$, выпукла вниз и монотонно убывает с ростом d .

$$\lim_{d \rightarrow g_{s-0}} L_s(d) = L_s(g_s) = 0.$$

Величина $L_s(0) = \lim_{d \rightarrow 0} L_s(d)$ совпадает с верхней границей окрестности КДР с $D=1$, которая вычислена. Указано также, что при $S \rightarrow \infty$ $L_s(0) = \frac{1}{S^2 \log e} (1 + \bar{0}(1)) = \frac{0,693}{S^2} (1 + \bar{0}(1))$.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. №1. С.66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного фенологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Тихомиров Даниил Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: TitanQuest123212@yandex.ru

Малышев Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: TitanQuest123212@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.А. Бабушкина, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

ГРАНИЦЫ СКОРОСТИ КОДОВ, ОБНАРУЖИВАЮЩИХ ОДИНОЧНЫЕ АНОМАЛЬНЫЕ ОШИБКИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Линейным (n, k) кодом V будем называть k -мерное подпространство в n -мерном евклидовом пространстве R^n . Пусть к кодовому слову $\nu \in V$ добавляется ошибка $e \in R^n$, в результате чего имеем искаженное слово $u = \nu + e$. Вообще говоря, все компоненты вектора $e = (e_1, e_2, \dots, e_n)$ отличны от нуля, предполагается только, что существует t компонент $\{e_{i_1}, \dots, e_{i_t}\}$, таких, что для всех $j \in \{1, 2, \dots, t\}$ и $m \in \{1, 2, \dots, t\}$ $|e_j|/|e_m| < \delta$.

Такие ошибки e называются t -кратными δ -ошибками. Код V обнаруживает t -кратные δ -ошибки, если по вектору u однозначно находятся координаты $\{t_1, t_2, \dots, t_t\}$.

Для любого $n \geq 3$ построены $(n, n-2)$ -коды, обнаруживающие одиночные δ -ошибки как над полем действительных чисел, так и над полем комплексных чисел. Кодовая скорость $R = (n-2)/n \square 1$ при $n \square \infty$, одновременно $\delta = \text{tg}^2 \frac{\pi}{2\pi} \square 0$.

Оставался открытым вопрос о существовании при $n \square \infty$ последовательности кодов, обнаруживающих одиночные δ -ошибки, с фиксированными R и δ .

В докладе для любых $n \geq 3$ и $l \geq 3$ строятся $(nl, nl-2l)$ -коды, обнаруживающие одиночные δ -ошибки, со скоростью:

$$R = (n-2)/n \quad \delta = \text{tg}^2 \frac{\pi}{2\pi}$$

Пусть H_1 - проверочная матрица $(n, n-2)$ -кода из

$$H_1 = (1e^{\frac{i\pi}{2\pi}} \dots e^{\frac{i\pi(n-1)}{2\pi}})$$

Такую конструкцию будем называть перемежением. При декодировании полученное слово $u = (u_1, u_2, \dots, u_l)$ умножаем на матрицу H_1 по синдрому $S = (S_1, S_2, \dots, S_l) = H_1 u^T$

находим подблок u_i с аномальной ошибкой, при этом комплексное число S_i имеет максимальный модуль. Далее аномальную ошибку в подблоке u_i локализуем при помощи синдрома S_i .

Если воспользоваться идеей метода однородных упаковок и покрытий,

можно получить улучшение нижней границы зависимости δ от скорости кода, обнаруживающего одиночные δ -ошибки. По-прежнему кодовое слово v представляем в виде совокупности подблоков $v = (v_1, v_2, \dots, v_l)$, однако условие $H_l v^T = 0$ принадлежности v к коду V заменяем на условие:

$$H_l v^T \in C$$

где $C - (l, l-2)$ - код, обнаруживающий одиночные δ -ошибки, над полем комплексных чисел $\delta = \text{tg}^2 \frac{\pi}{2l}$.

Нетрудно показать, что так определённый код V имеет кодовую скорость $R = 1 - 4/nl$ и обнаруживает одиночные δ -ошибки.

Следующий класс кодов, улучшающий нижнюю границу, получается, если в качестве проверочной матрицы H кода V с r -проверочными символами брать, например, такие матрицы, в которых первая строка состоит из одних единиц, а в остальной части записаны всевозможные вектора из l и $-l$ размерности $r-1$. Код V имеет длину $n = 2^{r-1}$, кодовую скорость $R = (n-r)/n$ и обнаруживает одиночные δ -ошибки при $\delta = 1/(n-1)$.

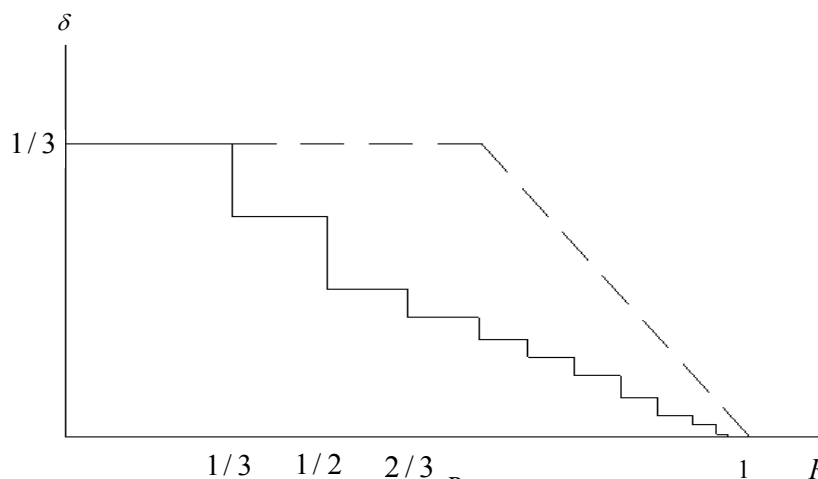


Рис. 1. Границы зависимости δ от скорости R кода, обнаруживающего одиночные δ -ошибки

В докладе показывается, что ко всем построенным кодам применима конструкция перемежения, сохраняющая кодовую скорость и δ . Определяется также класс преобразований, из которого следует, что при укорочении код сохраняет свойство обнаруживать t -кратные δ -ошибки. Все это позволяет построить нижнюю границу зависимости δ от скорости R кода, обнаруживающего одиночные δ -ошибки, на рис. 1 она показана сплошной линией.

На этом же рисунке пунктиром изображены две верхние границы. Доказательство первой границы $\delta \leq 1/3$ состоит в проверке того, что это неравенство справедливо для любого $(n,1)$ -кода, а, следовательно, и для любого линейного кода с отличной от нуля скоростью. Доказательство второй верхней границы $\delta \leq 1-R$, $n \rightarrow \infty$ использует в частности неравенство «о среднем».

Литература

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // *Научно-технические технологии*. 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // *Научно-технические технологии*. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // *Научно-технические технологии*. 2017. Т.18. № 2. С. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // *Электронный журнал: наука, техника и образование*. 2017. № 1 (10). С. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013.

Бабушкина Анастасия Аркадьевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: anastasiy.com@hotmail.com

Чухраева Анастасия Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Е.Ю. Шестопалов, И.Н. Радченко

ГРАНИЧНЫЕ УСЛОВИЯ И РЕШЕНИЕ КРАЕВЫХ ЗАДАЧ В ПОСТОЯННЫХ ЭЛЕКТРИЧЕСКИХ И МАГНИТНЫХ ПОЛЯХ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

С помощью уравнения Лапласа обычно решаются задачи о распределении электрического поля внутри замкнутой области при заданных значениях поля на поверхности, ограничивающей данную область, или при заданных значениях потенциала на этой поверхности [1]. Если граничная поверхность является хорошим проводником, то из условий

$$\begin{aligned}\vec{n} \times (E_2 - E_1) &= 0; \\ \vec{n} \times (D_2 - D_1) &= \sigma;\end{aligned}$$

следует, что тангенциальная составляющая электрического поля на поверхности отсутствует, а нормальная составляющая равна

$$E_{\perp} = \sigma / \varepsilon = \partial\phi / \partial n.$$

Здесь σ – поверхностная плотность заряда, а $\partial\phi / \partial n$ – нормальная производная потенциала на поверхности. Задание на поверхности величины E_{\perp} (или $\partial\phi / \partial n$ отвечает краевой задаче Неймана. Если заряды неподвижно закреплены на поверхности, то потенциал принимает значения, согласующиеся с характером распределения зарядов.

В краевой задаче Дирихле, напротив, вместо плотности зарядов задается распределение потенциала на поверхности. Задание такого распределения на проводящей поверхности приводит к перераспределению зарядов в соответствии с видом потенциала ϕ и его нормальной производной $\partial\phi / \partial n$ и может, вообще говоря, не иметь решения. Тем не менее возможно использование смешанных краевых условий, если задать на некотором участке поверхности поверхностную плотность заряда σ , а производную потенциала $\partial\phi / \partial n$ – на оставшейся части [2].

Решение краевых задач. Решение краевой задачи Неймана (G_N) и краевой задачи Дирихле (G_D) для уравнения Пуассона, полученные методом функций Грина, имеют вид

$$\begin{aligned}\phi(r) &= \int_v \rho(r') G_N(r, r') d^3 r' + \frac{1}{4\pi} \int \frac{\partial\phi}{\partial n} G_N(r, r') da', \\ \phi(r) &= \int_v \rho(r') G_D(r, r') d^3 r' - \frac{1}{4\pi} \int \phi(r') \frac{\partial G_D}{\partial n'} da' .\end{aligned}$$

Другой подход к решению задач состоит в использовании метода изображений. Этот метод состоит в том, что для удовлетворения граничных условий вне рассматриваемой области пространства размещается один или

несколько зарядов, подобранных по величине и знаку. Такие заряды называют мнимыми. Наличие симметрии может упростить выбор конфигурации мнимых зарядов.

Третий подход к решению краевых задач состоит в использовании метода Фурье, позволяющего определить коэффициенты разложения исходя из граничных условий.

Один из наиболее общих подходов к решению краевых задач состоит в использовании известных решений дифференциальных уравнений, получаемых, например, методом разделения переменных в уравнении Лапласа. В декартовой системе координат наряду с периодическими решениями вида $\sin kx$ и $\cos kx$ могут существовать растущие и убывающие решения вида $\text{sh } \chi x$ и $\text{ch } \chi x$. В экспоненциальной форме эти решения записываются в виде экспонент $e^{\pm ikx}$ и $e^{\pm \chi x}$, соответственно. В цилиндрической системе координат решения, как правило, имеют гармоническую зависимость от угловой переменной φ вида $\sin m\varphi$ и $\cos m\varphi$. По осевой переменной z решение может быть экспоненциально растущим (или убывающим) вида $\text{sh } \chi z$ или периодическим ($\sin kz$), а по радиальной переменной ρ оно дается функциями Бесселя $J_n(k\rho)$ или Неймана $N_n(k\rho)$. В сферической системе координат угловая зависимость решений определяется тессеральными гармониками $Z_{LM}^{CS}(\theta, \varphi)$, представляющими собой линейные комбинации пары сферических гармоник с теми же L и M . Поскольку тессеральные гармоники являются вещественными функциями, их использование предпочтительно по сравнению с комплексными сферическими функциями. Решение уравнения Лапласа хотя бы по одной переменной должно быть гармоническим и, хотя бы по одной переменной растущим или убывающим [3-4].

Список литературы

[1] Пул Ч. – Справочное руководство по физике. Фундаментальные концепции, основные уравнения и формулы: Пер. с англ. – М.: Мир, 2001. – С.142-С.157.

[2] Л.Д. Ландау, Е.М. Лифшиц, Теоретическая физика, т. VIII, Электродинамика сплошных сред, – М.: Наука, 1982.

[3] D. Jackson, Classical Electrodynamics, 2d ed., Wiley, New York, 1975. [Имеется перевод: Дж. Джексон, Классическая электродинамика. – М.: Мир, 1965].

[4] Иродов И.Е. – Электромагнетизм. Основные законы/И. Е. Иродов. – 7-е изд. – М.: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2009. – С.177-С.204.

Шестопалов Егор Юрьевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: shestopalovegor@gmail.com

Радченко Ирина Николаевна – канд. физ.-мат. наук, доцент кафедры «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.А. Титова, А.К. Горбунов

ДЕКОДИРОВАНИЕ БЛОКОВЫХ КОДОВ ПО МАКСИМУМ ПРАВДОПОДОБИЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

1. Ансамбль кодов. Основу кодера составляют K_0 двоичных регистров длины L . Выход каждого регистра подключён к его входу, что позволяет осуществлять циклические сдвиги. Первые V ячеек каждого из регистров подключены к вычислительному устройству с VK_0 входами и n выходами, представляющими собой выход кодера. Перед началом работы в регистры кодера записываются $k = LK_0$ информационных символов. После этого на каждом из L тактов работы кодера вычисляются n_0 кодовых символов, после чего производится циклический сдвиг всех регистров. Всего за L тактов работы вычисляются $n = n_0L$ символов, образующих кодовое слово. Множество кодовых слов, получаемых при всевозможных различных заполнениях регистров кодера перед началом его работы, образует блокочный код со скоростью $R = k / n = K_0 / n_0$ бит/символ.

Рассмотрим описание кода с помощью решётчатой диаграммы. Решётчатая диаграмма содержит $(L + 1)$ ярусов с номерами $0, 1, \dots, L$. На каждом из ярусов расположено $\exp_2\{VK_0\}$ узлов. Узлы решётки соответствуют возможным состояниям первых ячеек регистра кодера, рёбра – возможным переходам из состояния на L тактах работы кодера. Рёбрам решётки сопоставляются кодовые символы, формируемые при соответствующих переходах. Состояние кодера после L тактов работы совпадает с начальным состоянием. Поэтому множество кодовых слов совпадает с множеством последовательностей, соответствующих путям в решётке, начинающемуся на ярусе с номером 0 и заканчивающемся на ярусе с номером L в узлах с одинаковыми номерами.

Приведённые ниже асимптотические характеристики кодов получены усреднением по ансамблю случайных кодов, задаваемых решётчатой диаграммой, в которой символы, приписываемые рёбрам, представляют собой последовательности независимых равновероятных двоичных символов.

2. Алгоритм декодирования. Сложность алгоритма декодирования рассматриваемых кодов по максимуму правдоподобия пропорциональна величине $H_e = \exp_2\{2VK\}$. Опишем алгоритм, обеспечивающий декодирование с вероятностью ошибки близкой к вероятности ошибки декодирования по максимуму правдоподобия при существенно меньших вычислительных затратах.

Заметим, что с каждым из номеров начальных узлов решётчатой диаграммы связан список кодовых слов, соответствующих путям, начинающимся и заканчивающимся в узле с таким номером. Обозначим через μ_j минимальную из метрик кодовых слов, связанных с j -м начальным узлом, через $\bar{\mu} = \{\mu_j\}$, $j = 0, 2^{vk_0} - 1$ - вектор метрик. Минимальную из компонент вектора μ обозначим через μ_{\min} . Предлагаемый алгоритм декодирования представляет собой итеративную процедуру вычисления такой последовательности векторов $\bar{\mu}^{(i)} = \{\mu_j^{(i)}\}$, $i = \overline{0, M}$, $j = 0, 1, \dots, 2^{vk_0}$, что последовательность их минимальных компонент $\mu_{\min}^{(i)}$ сходится к μ_{\min} . Решение принимается в пользу кодового слова с метрической $\mu_{\min}^{(M)}$. В описании алгоритма $\bar{m}^{(i)} = \{m_j^{(i)}\}$, $j = 1, 2^{vk_0} - 1$ - векторы размерности 2^{vk_0} , $W^{(i)}$ - подмножества множества номеров начальных узлов, j - параметр, определяющий максимальное число итераций.

Алгоритм

1) Положим $i = 0$, $\bar{m}^{(0)} = (0, \dots, 0)$, $\mu_{\min}^{(0)} = \infty$, множество $W^{(0)}$ совпадает с множеством номеров всех начальных узлов.

2) Положим $i = i + 1$. Узлам нулевого яруса, номера которых входят в $W^{(i-1)}$, приписываются метрики, равные соответствующим компонентам вектора $\bar{m}^{(i-1)}$, остальным узлам - бесконечные метрики. С помощью алгоритма Витерби последовательно обрабатываются узлы ярусов с номерами $1, 2, \dots, L$. В результате вычисляются метрики узлов яруса L , записываемые в виде вектора $m^{(i)}$, и пути, ведущие в узлы яруса L .

3) Вычисляем вектор $\bar{\mu}^{(i)} = \bar{m}^{(i)} + \bar{m}^{(i-1)}$ и находим минимальную из компонент вектора $\bar{\mu}^{(i)}$, принимая во внимание только те узлы, для которых найденный путь начинается и заканчивается в узлах с одинаковыми номерами. Пусть μ_0 - величина минимальной компоненты. Полагаем $\mu_{\min}^{(i)} = \min\{\mu_0, \mu_{\min}^{(i-1)}\}$. Множество $W^{(i)}$ получаем, исключив из $W^{(i-1)}$ все узлы, для которых $\mu_j^{(i)} \geq \mu_{\min}^{(i)}$.

4) Если $i < M$, возвращаемся к шагу 2). При $i = M$ информационные символы, определяющие путь с метрикой $\mu_{\min}^{(i)}$ выдаются получателю.

3. Асимптотические характеристики. Пусть $\rho = \{p \frac{y}{x}\}$ - матрица переходных вероятностей, задающая дискретный канал без памяти с входным алфавитом $X = \{0, 1\}$ и выходным алфавитом $Y = \{y\}$. Через $E_g(R)$ и $E_c(R)$ обозначим показатели экспонент вероятности ошибки для блочных и свёрточных кодов, получаемых усреднением по ансамблям случайных кодов [2],

Через $\delta_g(R)$ и $\delta_c(R)$ обозначим функции, задающие границы Варшамова-Гилберта и Костелло и определяемые соотношения

$$R = 1 - H(\sigma_g(R)), H(z) = -z \log_2 z - (1-z) \log_2 (1-z)$$

$$\sigma_c(R) = -\frac{R}{\log_2(2^{1-R} - 1)}$$

Теорема. Пусть n , R , $d = \sigma n$, $v = \beta n R$, P_e обозначают соответственно длину, скорость, минимальное расстояние, длину кодового ограничения, вероятность ошибки декодирования блочного кода, получаемого из свёрточного. Тогда существует такое n_0 , что для любого $\varepsilon > 0$ при $n > n_0$ найдутся коды, параметры которых удовлетворяют соотношениям

$$\text{При } \beta = \frac{\sigma_g(R)}{\sigma_c(R)} + \varepsilon, \sigma \geq \sigma_g(R) - \varepsilon$$

$$\text{При } \beta = \frac{E_g(R)}{E_c(R)} + \varepsilon, P_e \leq \exp\{-n[E_g(R) - \varepsilon]\}$$

При этом сложность декодирования пропорциональна величине

$$H = \exp_2\{n[\beta R + \varepsilon]\}$$

4. Характеристики кодов конечных длин. Перебор с помощью ЭВМ по множеству свёрточных кодов показывает, что практически все лучшие известные линейные блочные коды небольшой длины могут быть получены из свёрточных, причём такое представление даёт возможность упростить декодирование по максимуму правдоподобия в канале с мягкими решениями. Так, код Голея $(24, 12)$, $d = 8$ получается из свёрточного кода с $v = 6$, код $(30, 15)$, $d = 8$ из кода $v = 5$, код $(42, 21)$, $d = 10$ – из кода с $v = 7$ и т.д. Моделирование описанного алгоритма декодирования показывает, что вероятность ошибки декодирования близка к правдоподобию при числе итераций $M = 4$.

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научно-технические технологии, 2016. Т.17.№1.С.66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнической интерпретации // Научно-технические технологии. 2015.Т. 16. №9. С 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научно-технические технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1(10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Титова Анастасия Алексеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: nastyatitova266@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

ДЕКОДИРОВАНИЕ ЛИНЕЙНЫХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Разнесенный прием сообщений, закодированных избыточным кодом, широко используется на практике для повышения надежности радиосвязи. В большинстве случаев, при совместной обработке кодовых комбинаций u_i , $i=1,2,\dots,m$, принятых по различным ветвям разнесения, используется под оптимальный "мажоритарный алгоритм", согласно которому сначала принимаются мажоритарные решения по каждому символу кодового блока, а затем производится исправление ошибок заданным кодом. Аналитически для двоичных кодов это соответствует декодированию той кодовой комбинации $v(x)=\{v_i(x)\}_{i=1}^n$, которая максимизирует форму.

$$\Lambda(u, v(x)) = \sum_{i=1}^n v_i(x) \operatorname{sign} \sum_{j=1}^m u_{ij}, x \in X = \{x : |x_i| = 1, i = 1, \bar{n} R\}, \quad (1)$$

где u_{ij} – значение i -го символа, принятого в j -ветви, x – вектор сообщения размерности nR , n – длина кода V , R – скорость кода,

$v_i(x) = \prod_{j=1}^{nR} x_j^{g_{ji}}$, $i = 1, \bar{n}$; $g_{ji} \in GF(2)$ – элемент порождающей код V матрицы $G = \{g_{ji}\}$. (Предполагается, что предварительно все нулевые символы комбинаций u элементы на $+1$, а единичные на -1).

При оптимальном декодировании кода \tilde{V} , полученного из кода V путем m – кратного повторения одной и той же комбинации, передаваемой по различным ветвям разнесения, необходимо максимизировать форму

$$\tilde{\Lambda}(u, v(x)) = \sum_{i=1}^n v_i(x) \sum_{j=1}^m u_{ij}, \quad (2)$$

Границы для вероятности ошибочного декодирования (P_{od}) при использовании алгоритмов (1) В (2) в ДСК с вероятностью ошибки символа p имеют следующий вид

$$P_{od} \leq \sum_{s=d}^n N_s \sum_{i=s}^s C_s^i p^i (1-p)^{s-i}, \quad (3)$$

где

$$P_o = \sum_{i=\frac{m+1}{2}}^m C_M^i p^i (1-p)^{m-i}, \quad (4)$$

$$P_{od(2)} \leq \sum_{s=\tilde{c}}^{\tilde{i}} \tilde{I}_s \sum_{l=\frac{s}{2}}^s -sr (1-p)^{s-i}, \quad (5)$$

где $\tilde{c} = \dots, \tilde{i}$ $\tilde{I}_s = \begin{cases} N_s, & \text{если } s \leq d \\ \frac{sTm}{m}, & \text{если } s > d \end{cases}$ d – минимальное кодовое расстояние используемого кода V ; $N_s, s = d, \dots, n$ – спектр весов кода V .

Если вместо оптимального декодирования по минимальному Хэмминговому расстоянию выполнить исправление ошибок гарантированной кратности как после мажоритарного сложения для кода V , так и для кода \tilde{V} с минимальным расстоянием \tilde{c} , то получим соответственно границы

$$P_{od}(V) \leq \sum_{s=\frac{d}{2}+1}^n C_n^s P_o^s (1-p_o)^{n-s}, \quad (7)$$

$$P_{od}(\tilde{V}) \leq \sum_{s=\frac{\tilde{c}}{2}+1}^{\tilde{i}} C_{\tilde{i}}^s (1-p_o)^{\tilde{i}-s}, \quad (8)$$

В таблице I приведены результаты расчета P_{od} , полученные для кода Голея (23, 12) и заданных параметров m и P .

Таблица I

Расчет по формуле	m=3		m=5		m=7	
	P=0,1	P=0,05	P=0,1	P=0,05	P=0,1	P=0,05
(3)	$5,8 \cdot 10^{-3}$	$2,5 \cdot 10^{-5}$	$3,9 \cdot 10^{-5}$	$1,4 \cdot 10^{-8}$	$3,8 \cdot 10^{-7}$	$1,1 \cdot 10^{-11}$
(5)	$1,8 \cdot 10^{-4}$	$1,3 \cdot 10^{-7}$	$1 \cdot 10^{-7}$	$9,8 \cdot 10^{-13}$	$7 \cdot 10^{-11}$	$7,2 \cdot 10^{-12}$
(7)	$3,6 \cdot 10^{-3}$	$2,2 \cdot 10^{-5}$	$3,4 \cdot 10^{-5}$	$1,4 \cdot 10^{-8}$	$3,6 \cdot 10^{-7}$	$1,1 \cdot 10^{-11}$
(8)	$8 \cdot 10^{-2}$	$6 \cdot 10^{-4}$	$3,7 \cdot 10^{-2}$	$1,7 \cdot 10^{-5}$	$1,8 \cdot 10^{-2}$	$5,1 \cdot 10^{-7}$

Видно, что переход от мажоритарного алгоритма (I) к оптимальному алгоритму (2) позволяет значительно (в некоторых случаях на несколько порядков) уменьшить величину P_{od} . Переход после мажоритарного сложения от оптимального декодирования к исправлению ошибок гарантированной кратности почти не увеличивает P_{od} , в то время как аналогичный переход для кода \tilde{V} , полученного m – кратным повторением комбинаций кода V , дает резкое увеличение P_{od} . (Такой вывод не является следствием грубости верхних границ, так как для совершенных кодов Хэмминга и Голея точные формулы для P_{od} дают такие же результаты).

Таким образом, мы сталкиваемся с интересным естественным появлением кода \tilde{V} , для которого необходимо исправление ошибок кратности более $d/2$ и который может не иметь конструктивного алгоритма декодирования.

Синтез алгоритма декодирования основан на решении непрерывной задачи условной оптимизации.

$$\hat{x} = \arg \min_{x \in E} \|x\|^2, \quad (9)$$

где $E = \left\{ x : \hat{T} - \sum_{i=1}^n v_i(x) \sum_{j=1}^m u_{ij} \leq 0, x_i^2 - 1 = 0, i = 1, \bar{n}R \right\}$ – целевое множество задачи (9).

$$T = \arg \min_{T > 0} \left\{ 1 - 2^{-nR} \sum_{x \in X} P \left\{ \sum_{i=1}^n v_i(x) \sum_{j=1}^m u_{ij} \geq T \right\} \right\},$$

Образуем для задачи (9) функцию Лагранжа

$$\Lambda(u, v(x), \lambda) = \|x\|^2 + \sum_{i=1}^{nR} \lambda_i (x_i^2 - 1) + \lambda_{nR+1} \left(\hat{T} - \sum_{i=1}^n v_i(x) \sum_{j=1}^m u_{ij} \right),$$

Применяя численные методы решения экстремальных задач, приходим к рекуррентному алгоритму декодирования

$$\hat{x}[\nu+1] = \hat{x}[\nu] - \gamma_y \left\{ \nabla_x \Lambda(u, \hat{x}[\nu]) \nabla_x \Lambda(u, v(\hat{x}[\nu]), \hat{\lambda}(\hat{x}[\nu])) \right\}, \quad (10)$$

$$\hat{\lambda}(\hat{x}[\nu]) = \arg \min \left\{ \Lambda(u, v(\hat{x}[\nu]), \lambda) - 0.5 \left\| \nabla_x \Lambda(u, v(\hat{x}[\nu]), \lambda) \right\|^2 \right\}, \nu = 0, 1, \dots, \nu_o,$$

где $\hat{x}[0] \in E = \{x : |x_i| \leq 1, i = 1, \bar{n}R\}$ – вектор начальных условий, γ_y – выбирается из условий сходимости итерационного процесса (10) к решению задачи (9), ν_o – число итераций, которое определяется по известной порождающей матрице кода V , и числу ветвей разнесения m , $\lambda = \{\lambda_i\}_{i=1}^{nR+1}$ – вектор множителей Лагранжа.

При моделировании на ЭВМ данного алгоритма два кода Хэмминга (7,4) числе ветвей разнесения $m=5$ и вероятности ошибки в канале $P = 0,1$ получено значение $P_{od} \approx 3.2 \cdot 10^4$, что достаточно хорошо согласуется с расчетом $P_{od, расч} = 2.6 \cdot 10^4$ по формуле (3).

Выигрыш в быстродействии рекуррентного алгоритма существенно возрастает при переходе к более мощным кодам и при увеличении кратности разнесения. Так, например, для кода Голея (23, 12) рекуррентный алгоритм требует примерно на порядок меньше вычислительных операций по сравнению с переборным декодированием.

ЛИТЕРАТУРА

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике// наукоёмкие технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко В.К., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // научные технологии. 2017. Т. 18. № 2. С. 47-52

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации-единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Закоян Эдгар Васакович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: madmalin@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.А. Чураков, А.К. Горбунов

ДОСТИЖИМЫЕ СКОРОСТИ ДЛЯ СЛУЧАЙНО МЕНЯЮЩЕГОСЯ ИСТОЧНИКА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Случайно меняющийся источник $\{X, Y\}$ без памяти задаётся как последовательность $\{X_i, Y_i\}_{i=1}^{\infty}$ независимых, одинаково распределённых пар случайных величин (X, Y) принимающих значения в конечном множестве X и Y соответственно. Источник $\{X\} = \{X_i\}_{i=1}^{\infty}$ является основным источником, сообщения которого должны быть восстановлены декодером, а вспомогательный источник $\{Y\} = \{Y_i\}_{i=1}^{\infty}$ генерирует последовательность состояний, сведения о которых используется на декодерах лишь для лучшего восстановления сообщений основного источника. Случайно меняющийся источник можно интерпретировать как частный случай пары коррелированных источников.

В докладе приводятся оценки (E, Δ) -достижимых скоростей кодов для случайно меняющегося источника при наличии на основном источнике двух кодеров и двух декодеров (см. рис.) с заданными уровнями качества $(\Delta_1, \Delta_2) = \Delta$ и экспонентами $(E_1, E_2) = E$ вероятностей превышения этих уровней.

Пусть задающая случайно меняющийся источник пара случайных чисел (X, Y) имеет совместное распределение $P^*W^* = \{P^*W^*(x, y) = P^*(x)W^*(y|x), x \in X, y \in Y\}$, а случайные векторы $\underline{x} = (x_1, \dots, x_n) \in X^n$, $\underline{y} = (y_1, \dots, y_n) \in Y^n$, вследствие независимости компонент имеют следующие вероятности $P^*W^*(\underline{x}, \underline{y}) = P^*(\underline{x})W^*(\underline{y}|\underline{x})$, где

$$P^*(\underline{x}) = \prod_{i=1}^n P^*(x_i) \quad (1)$$

$$W^*(\underline{y}|\underline{x}) = \prod_{i=1}^n W^*(y_i|x_i) \quad (2)$$

Имеются два конечных множества U и V называемых алфавитами произведения. Последовательности $u = (u_n, \dots, u_1) \in U^n$ и $v = (v_n, \dots, v_1) \in V^n$ рассматривается как возможные варианты восстановления вектора $\underline{x} \in X^n$. Меры искажения векторов сообщений задаются следующим образом

$$d_1(\underline{x}, \underline{u}) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n d_1(x_i, u_i) \quad (3)$$

$$d_2(\underline{x}, \underline{u}) = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n d_2(x_i, u_i) \quad (4)$$

где

$$d_1: X \times U \rightarrow [0, \infty) \quad (5)$$

$$d_2: X \times U \rightarrow [0, \infty) \quad (6)$$

Кодирование осуществляется парой отображения

$$f_n^1: X^n \{l_1, \dots, l_L\}, f_n^2: X^n \{k_1, \dots, k_K\}. \quad (7)$$

Декодирование на двух декодерах задается отображениями

$$F_n^1: \{l_1, \dots, l_L\} \times Y^n \rightarrow U^n \text{ и } F_n^2: \{l_1, \dots, l_L\} \times \{k_1, \dots, k_K\} \times Y^n \rightarrow U^n. \quad (8)$$

Обозначим $e_1 = e_1(f_n^1, F_n^1, d_1, \Delta_1)$, $e_2 = e_2(f_n^1, f_n^2, F_n^2, d_2, \Delta_2)$ вероятности превышения заданных уравнений искажения Δ_1, Δ_2 . Пара скоростей (R_1, R_2) называется (E, Δ) -достижимой, если для любого положительного γ при всех $n \geq n(\gamma, E, \Delta)$, существует код $(f_n^1, f_n^2, F_n^1, F_n^2)$ для которого

$$e_1 \leq \exp(-nE_1), e_2 \leq \exp(-nE_2) \quad (9)$$

и

$$\frac{1}{n} \log L \leq R_1 + \gamma, \frac{1}{n} \log K \leq R_2 + \gamma \quad (10)$$

Множество (E, Δ) -достижимых скоростей обозначим через $X(E, \Delta)$. Пусть $Q = \{Q(u, v|x), u \in U, v \in V, x \in X\}$ – некоторая вероятность матрица. Введем следующие обозначения

$$D(P * W || P^* * W^*) = \sum_{x,y} P(x)W(y|x) \log \frac{P(x)W(y|x)}{P^*(x)W^*(y|x)} \quad (11)$$

$$I_{P,Q}(X \wedge UV) = \sum_{x,u,v} P(x)Q(u, v|x) \log \frac{Q(u,v|x)}{\sum_x P(x)Q(u,v|x)} \quad (12)$$

Пусть $B(E) = \{P * W: D(P * W || P^* * W^*) \leq E\}$. Обозначим через $\Theta(E, \Delta)$ совокупность всевозможных наборов условных распределений, зависящих от $P: Q(P) = \{Q_p(u, v|x)\}$, таких что при $P \in \{P: D(P || P^*) \leq E_1\}$,

$$M_{P,Q(P)} d_1(X, U) = \sum_{x,u,v} P(x) Q_p(u, v|x) d_1(x, u \leq \Delta_1),$$

и при $P \in \{P: D(P || P^*) \leq E_2\}$, $M_{P,Q(P)} d_2(X, U) \leq \Delta_2$,

$$X_r(E, \Delta) = \bigcup_{Q(P) \in \Theta(E, \Delta)} \{R_1, R_2: R_1 \geq \max_{P * W \in B(E_1)} [I_{P,Q(P)}(X \wedge U) - I_{P,Q(P)}, W^{(U \wedge Y)} + E_1 - D(P * W || P^* * W^*)], R_1 + R_2 \geq \max_{P * W \in B(E_2)} [I_{P,Q(P)}(X \wedge UV) - I_{P,Q(P)}, W^{(VU \wedge Y)} + E_2 - D(P * W || P^* * W^*)]\}, \quad (13)$$

$$X_{sp}(E, \Delta) = \bigcup_{Q(P) \in \Theta(E, \Delta)} \{R_1, R_2: R_1 \geq \max_{P * W \in B(E_1)} [I_{P,Q(P)}(X \wedge U) - I_{P,Q(P)}, W^{(U \wedge Y)}], R_1 + R_2 \geq \max_{P * W \in B(E_2)} [I_{P,Q(P)}(X \wedge UV) - I_{P,Q(P)}, W^{(VU \wedge Y)}]\}. \quad (14)$$

Теорема. При любых положительных $E_1, E_2, \Delta_1, \Delta_2$,

$$X_r(E, \Delta) \leq X(E, \Delta) \leq X_{sp}(E, \Delta) \quad (15)$$

Можно показать, что в теореме достаточно рассмотреть множества U, V , где

$$|U| \leq |X| + 2, |V| \leq (|X| + 1)^2 \quad (16)$$

Литература

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. *Научные технологии*, 2016, Т.17, №1, С. 66-72

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. *Научные технологии*, 2015, Т.16, №9, С. 56-60

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научные технологии*, 2017, Т.18, №2, С. 47-52

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*, 2017, №1(10), С. 90-100

[5] *Лысенко Л.В., Шаталова В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Чураков Александр Александрович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: jumandj@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

М.И. Былинка, П.А. Зорина, А.К. Горбунов

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ КОДОВ, ЛОКАЛИЗУЮЩИХ ОШИБКИ, ДЛЯ ДИАГНОСТИКИ ЭВМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Рассмотрим задачу «компактного» тестирования сложной системы дискретного времени (супер-ЭВМ). Каждый такт входы системы устанавливаются в состояния, задаваемые очередным фрагментом текстовой последовательности, а состояния контролируемых выходов сравниваются с эталоном для диагностики отказов элементов.

Компактным мы будем называть такое тестирование, когда относительная избыточность, определяемая как отношение среднего объёма (в битах) эталона на один такт к числу контрольных выходов, меньше I . Количество эталонов равно числу тестируемых тактов работы супер-ЭВМ.

Исходные положения:

- супер-ЭВМ состоит из модулей, отказы которых возникают независимо;
- вероятность одновременного отказа более t модулей пренебрежима;
- отказ любого элемента в модуле может вызвать цепочку отказов других элементов этого модуля в последующие такты тестирования (размножение отказов во времени);
- каждый отказ проявляется в неправильных (неэталонных) состояниях некоторых выходов, совокупность которых будем называть образом отказа;
- моменты возникновения отказа (цепочки отказов) и появление его образа могут не совпадать;
- из-за логических связей образы фиксированного отказа меняются в последующие такты тестирования (размножения образов отказа);
- задана классификация образов отказов каждого модуля, согласованная с диагностикой отказов элементов по их образам;
- точность локализации образов на контрольных выходах задана указанием максимального числа модулей с отказами и классов образов, при которых гарантируется определение всех выходов с состояниями, отличающимися от эталонных (или групп таких выходов).

Простыми примерами классификации образов являются: классификация по весу – число выходов с неправильными состояниями (метрика Хэмминга); по минимальному числу пачек заданной длины b , покрывающих все «неправильные» выходы (пакетная метрика).

Обычно методами сигнатурного (тоже компактного) тестирования решается задача обнаружения хотя бы одного неправильного выхода. Для бо-

лее точной локализации этого выхода требуется проведение других дополнительных тестов. Особенностью тестирования супер-ЭВМ является одновременное тестирование большого числа сложных модулей с очень большим количеством контрольных выходов. Обычная методика тестирования в случае супер-ЭВМ требует много дополнительных тестов.

Ниже предлагается вариант оптимизации структуры проверок (эталонных), избыточности и сложности локализации «неправильных» выходов, использующий с незначительной модификацией каскадную конструкцию и свойства кодов для локализации ошибок.

Рассмотрим конструкцию кода:

1. Состояние контрольных выходов всех модулей запишем в $(m \times k)$ – матрицу M так, что i -я строка содержит выходы только i -го модуля, $i = \overline{1, m}$, а число столбцов K равно максимальному числу выходов среди m модулей (лишние заполняются нулями).

2. Обозначим через u проверочную $(k \times r)$ -матрицу «внутреннего» двоичного кода для строк M (рассматриваемых как информационные символы) и определим $(m \times r)$ -матрицу проверок P , так что i -ая строка P содержит r проверок для i -ой строки M .

$$P = M \cdot u. \quad (1)$$

3. Введём q -ное представление P_q матрицы P . Для этого r двоичных символов каждой строки P разобьём на z блоков длины l , $r \leq z \cdot l$, каждый l -блок будем считать одним q -ным символом при $q = 2^l$ и введём номера от 1 до z q -ных символов в строке P , $q \geq m + h$.

4. Обозначим через V проверочную $(m \times h)$ -матрицу q -го внешнего кода Рида-Соломона (РС) для столбцов матрицы P_q и определим $(h \times z)$ -матрицу проверок Q так, что i -ый q -ный столбец Q содержит проверки для i -го столбца матрицы P_q .

$$Q = V^T \cdot P_q \quad (2)$$

(T - транспонирование).

5. Сигнатурой отказа (синдромом кода для локализации ошибок) назовём $(h \times z)$ -матрицу

$$S = Q - C, \quad (3)$$

где C – $(h \times z)$ -матрица эталонных q -ных проверок для данного такта тестирования; матрица S однозначно определяется образом отказа.

Локализация модулей с отказом состоит в следующем. Каждый столбец S является синдромом кода РС с параметрами $(m + h, m)$ и кодовым расстоянием (в метрике Хэмминга) $h + 1$. Если $h = 2t$, то при отказе не более t модулей обычной процедурой декодирования РС кода восстанавливаются

номера искажённых модулей (строки матрицы P_q) и синдромы (сигнатуры) образов отказов этих модулей.

Локализация образа отказа (неправильных выходов) достигается декодированием внутреннего кода в соответствующих строках матрицы M . Внутренний код обязательно согласуется с классами образов отказов. В случае классификации по весу выбираются двоичные коды для метрики Хэмминга (например, БЧХ коды), а в случае пакетной метрики – коды РС, коды Файра или другие специального вида коды.

Избыточность (объём эталона) данной конструкции равна $2tr$ двоичных символов. Для случая БЧХ кодов в качестве внутренних относительную избыточность при восстановлении образов веса не более w можно оценить как

$$J_k \approx \frac{2tw}{mk} \log_2 k. \quad (4)$$

Если каскадную конструкцию заменить только кодом БЧХ, то получим

$$J_{\text{БЧХ}} \approx \frac{tw}{mk} \log_2 mk. \quad (5)$$

В наиболее интересном случае, когда m и k имеют одинаковый (двоичный) порядок $J_k \approx J_{\text{БЧХ}}$. Однако, существенным преимуществом каскадной конструкции является меньшая сложность реализации и возможность указания неисправных модулей в тех случаях, когда восстановление образа отказов модулей внутренними кодами не достигается.

Предложенная каскадная конструкция легко обобщается на случай различной классификации образов в различных модулях, а также различных стратегий тестирования, использующих макро-такты с увеличенной избыточностью эталонов, рассчитанных на исследование размножения отказов или их образов. Кроме того, возможно уменьшение избыточности на $t(r - l)$ двоичных символов за счёт того, что успешное декодирование первого столбца матрицы P_q , позволяет декодировать остальные $z - 1$ столбцов в режиме исправления не более t стираний и обнаружения ошибок.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. № 2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. № 1 (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Зорина Полина Алексеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: zorina_p_a@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Былинка Максим Игоревич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: maxim_bylinka@mail.ru

А.А. Смирнова, Г.Э. Амеличев, А.К. Горбунов

ИСПРАВЛЕНИЕ ПАКЕТОВ ОШИБОК КОДАМИ С МАЛОЙ ПЛОТНОСТЬЮ ПРОВЕРОК НА ЧЕТНОСТЬ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Рассмотрим коды, проверочная матрица которых имеет вид:

$$H_l = \begin{bmatrix} I_m & I_m & \dots & I_m \\ I_m & C & \dots & C^{b-1} \end{bmatrix} \quad (1)$$

где I_m - единичная $(m \times m)$ - матрица, C - $(m \times m)$ -матрица циклической перестановки:

$$C = \begin{bmatrix} 0 & 0 & \dots & 0 & I \\ I & 0 & \dots & 0 & 0 \\ 0 & I & \dots & 0 & 0 \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ 0 & 0 & \dots & I & 0 \end{bmatrix} \quad (2)$$

а C^s - s -я степень матрицы C .

Следующая теорема дает оценку корректирующей способности этих кодов, лучшую, чем полученные.

Обозначим через r - число проверочных символов кода, через b - длину исправляемого пакета.

Теорема. Код с проверочной матрицей (1) при $l \leq m$ и $m = p$ (p -простое) имеет при длине $n = l \cdot m$

$$r = 2p - 1 \quad (3)$$

и

$$b \geq \min_{\gamma \in \{0, \dots, l-1\}} \max \{p - \gamma, \gamma - 1\} \quad (4)$$

Равенство (3) сразу следует из вида матрицы $\begin{bmatrix} I_p & I_p \\ I_p & C \end{bmatrix}$ являющейся подматрицей матрицы H_l . Действительно, прибавляя к строке с номером $p+i$ ($i = \bar{1}, \bar{p}$) строку с номером i и отбрасывая в полученной матрице $(p+1)$ -ю строку, получим треугольную $((2p-1) \times 2p)$ -матрицу. В то же время сумма всех строк матрицы H_l равна нулю.

Для доказательства второй части теоремы введем некоторые понятия и сформулируем ряд утверждений.

Подматрицы h_γ вида $h_\gamma = \begin{bmatrix} I_p \\ C^\gamma \end{bmatrix}$ будем называть блоками матрицы H_l . b -пачкой будем называть множество позиций, соответствующих пакету ошибок длиной b .

Каждая $(p-1)$ -пачка B содержит позиции не более, чем из двух соседних блоков, например, γ -го и $\gamma+1$ -го. Заменяем в блоках h_γ и $h_{\gamma+1}$ все столбцы, номера которых не входят в B , на нулевые и сложим полученные матрицы h' и $h'_{\gamma+1}$. Матрицу $Q(B) = (h'_\gamma + h'_{\gamma+1})$ будем называть ассоциированной с пачкой B . Для того, чтобы код с проверочной матрицей H_l не мог исправлять пакеты длины $p-1$, необходимо и достаточно, чтобы хотя бы для одной пары $(p-1)$ -пачек B_1 и B_2 , нашлась пара векторов \bar{x}_1 и \bar{x}_2 длины p таких, что

$$\bar{x}_1 \cdot Q(B_1) = \bar{x}_2 \cdot Q(B_2) \quad (5)$$

Матрица $Q(B)$ содержит единственную нулевую строку с номером $i-1$, где i - взятый по модулю p номер начала пачки B – относительное начало пачки B . Удалив эту строку получим $((p-1) \times 2p)$ - матрицу $Q'(B)$. Матрицу $Q'(B)$, в свою очередь, можно представить в виде $Q'(B) = [Q_1(B), Q_2(B)]$, где Q_1, Q_2 - $((p-1) \times p)$ - подматрицы $Q'(B)$. Тогда условие (5) эквивалентно системе из двух уравнений:

$$\bar{x}_1 \cdot Q_1(B_1) = \bar{x}_2 \cdot Q_1(B_2) \quad (6)$$

$$\bar{x}_1 \cdot Q_2(B_1) = \bar{x}_2 \cdot Q_2(B_2), \quad (7)$$

где \bar{x}_1, \bar{x}_2 – векторы длины $p-1$.

Лемма 1. Для выполнения условия (6) необходимо и достаточно существование вектора \bar{y} длины p , такого что:

$$(\bar{y}/i) \cdot Q_1(B_1) = (\bar{y}/i) \cdot Q_2(B_2), \quad (8)$$

где (\bar{y}/s) – векторы длины $p-1$, полученный из вектора \bar{y} отбрасыванием s -той позиции, а $i+1, j+1$ – относительные начала пачек B_1 и B_2 соответственно.

Лемма 2. Для любой пачки B имеет место равенство

$$Q_2(B) = [I_{p-1}, \bar{0}] \cdot C^\gamma, \quad (9)$$

где I_{p-1} – $((p-1) \times (p-1))$ - единичная матрица, $\bar{0}$ – нулевой вектор-столбец длины $p-1$, а γ – целое число, лежащее в пределах от 0 до $l-1$.

Из лемм 1,2 и условия (8) следует, что для того, чтобы две пачки длины $p-1$ имели одинаковый синдром, необходимо и достаточно, чтобы нашелся вектор \bar{y} , удовлетворяющий для некоторого целого γ следующему условию:

$$(\bar{y}/i, 0) = (\bar{y}/j, 0) \cdot C^\gamma, \quad (10)$$

Условие (10) в полиномиальном представлении будет иметь следующий вид:

$$(y(x)/i) = (y(x)/j) \cdot x^\lambda \pmod{x^{p-1}} \quad (11)$$

где $(y(x)/i), (y(x)/j)$ – полиномы, коэффициенты которых определяются векторами $(\bar{y}/i), (\bar{y}, j)$. Далее заметим, что полином вида $(y(x)/s)$ можно представить как: $(y(x)/s) = (y(x) \pmod{x^s} + x^{-1}(y(x) + y(x) \pmod{x^s}) + y_s x^{s-1}) \pmod{x^p - 1}$.

Тогда условие (11) можно записать в виде следующего равенства:

$$(y(x) \pmod{x^i} + x^{-1}(y(x) + y(x) \pmod{x^i}) + y_i x^{i-1}) \pmod{x^p - 1} = F(y(x) \pmod{x^j} + x^{-1}(y(x) + y(x) \pmod{x^j}) + y_j x^{j-1}) \cdot x^\gamma \pmod{x^p - 1} \quad (12)$$

Приравняв коэффициенты при одинаковых степенях x в уравнении (12), можно доказать следующее утверждение.

Лемма 3. Если $y(x) = \sum_{s=0}^{p-1} y_s x^s$ - многочлен, удовлетворяющий уравнению (12), то для любого $y_s, s \neq i, j$ выполняется одно из равенств $y_s = y_{(s+\gamma) \bmod p}$ или $y_s = y_{(s+\gamma+1) \bmod p}$.

Поскольку для того, чтобы два пакета длины, не превышающей $p-1$, имели одинаковый синдром, необходимо выполнение (12) хотя бы для одного $\gamma (0 \leq \gamma \leq l-1)$, то из леммы 3 окончательно следует утверждение доказываемой теоремы.

Для оценки качества кодов задаваемых матрицей (I) введем величину $Z = r - 2b$, называемую мерой неэффективности кода, исправляющего пакеты ошибок. Из (4) следует, что $Z \leq \min \left\{ \frac{3R+1}{1-R}, p-1 \right\}$, где R - скорость кода γ .

Величина Z не зависит от n и растет с ростом R , при $R = 1/2, Z \leq 5$, при $R = 2/3, Z \leq 9$.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016, №1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись. №23, 25.09.2013.

Смирнова Анна Александровна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: annfox9924@gmail.com

Амеличев Глеб Эдуардович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Я.Б. Ким, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

КЛАСС ЛИНЕЙНЫХ КОДОВ С МИНИМАЛЬНО ВОЗМОЖНЫМИ ДЛИНАМИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть $n(k, d)$ – минимально возможная длина двоичного линейного кода размерности (k) с кодовым расстоянием в метрике Хэмминга d . Задача нахождения величины $n(k, d)$ полностью решена для всех значений d только при $k \leq 7$. Одним из направлений решения названной задачи является нахождение достижимых нижних оценок длины кода и построение соответствующих кодов. В ряде работ исследовались вопросы существования и построения кодов, достигающих границы Варшавова-Грайсмера. Эта граница имеет вид:

$$n(k, d) \geq g(k, d) = \sum_{i=0}^{k-1} \lfloor d / 2^i \rfloor, \quad (1)$$

где $\lfloor x \rfloor$ – наименьшее целое, не меньше x . В первую очередь делались попытки уточнения границы (1) для кодовых расстояний, не превосходящих 2^{k-1} . Для больших расстояний ($d > 2^{k-1}$) было показано, что при $k \leq 8$ $n(k, d) = g(k, d)$ и для некоторых значений $k > 9$ и $d > 2^{k-1}$

$$n(k, d) \geq g(k, d) + 1$$

В настоящем сообщении рассматриваются некоторые условия, налагаемые на k и d , при выполнении которых $n(k, d) = g(k, d) + 1$, а также строятся соответствующие коды. Отметим, что для значений $d > 2^{k-1}$ коды построены для всех $k \geq 9$.

Для заданной пары k и d положим $s = \lfloor d / 2^{k-1} \rfloor$ и $3 \cdot 2^{k-1} d = \sum_{i=1}^p 2^{u_i - 1}$, где числа u_1, u_2, \dots, u_p – целые и $0 < u_1 < u_2 < \dots < u_p < k$. Очевидно, что числа s, p, u_1, \dots, u_p определяются однозначно. В целях удобства изложения считаем d четным числом ($u_1 > 1$) и полагаем $u_0 = 0$.

Сформулируем основной результат.

Теорема. Если $n(k, d)$ таковы, что :

$$p > s;$$

В последовательности $u_{p-s-1}, u_{p-3}, \dots, u_p$ а при $p - s > 2$ в $u_{p-s-2}, u_{p-s-1}, \dots, u_p$ нет последовательностей более чем из двух соседних (отличающихся на единицу) чисел;

$$\sum_{i=p-s}^p u_i = sk + \mu + 1, \text{ где } \mu = \begin{cases} 1, & \text{если } u_{p-1} + 1 = u_p = k - 1, \\ 0 & \text{в остальных случаях,} \end{cases}$$

то $n(k, d) = g(k, d) + 1$.

Из [5] следует, что для значений k и d , удовлетворяющих условиям теоремы, не существуют $(g(k, d), k, d)$ – коды, т.е. для таких k и d

$$n(k, d) \geq g(k, d) + 1$$

Рассмотрим построение кодов, для которых достигается равенство в этой оценке. Отметим, что для k и d , не имеющих в последовательности u_1, u_2, \dots, u_p соседних чисел и удовлетворяющих условиям теоремы $(g(k, d) + 1, k, d)$ – коды построены в [4].

Пусть C_k – матрица из столбцов, являющихся всеми ненулевыми двоичными последовательностями длины k . Эта матрица является порождающей для эквидистантного $(2^k - 1, k, 2^{k-1})$ -кода. Через $l * C_k (l > 0)$ обозначим матрицу, столбцы которой – все столбцы l копий матрицы C_k . Порождающую матрицу любого двоичного линейного кода можно строить, отбрасывая в матрице $l * C_k$ некоторые столбцы. Матрица из отбрасываемых столбцов – порождающая матрица (m, k, δ) – антикода, т.е. кода длины m , размерности k и, в отличие от кода, с максимальным расстоянием между кодовыми словами, равным δ . Согласно границе (I),

$$m \leq h(k, \delta) = \sum_{i=0}^{k-1} \lfloor \delta / 2^i \rfloor$$

Для значений k и d , удовлетворяющих условиям теоремы, для построения $(g(k, d) + 1, k, d)$ – кода найдём такую порождающую матрицу $H (h(k, \delta) - 1, k, \delta = s * 2^{k-1} - d)$ – антикода, что максимальное число копий одного столбца в ней будет не более. Тогда порождающей матрицей $(g(k, d) + 1, k, d)$ – кода является матрица, полученная отбрасыванием всех столбцов матрицы H из матрицы $s * C_k$.

Воспользуемся построением порождающих матриц $(h(k, \delta), k, \delta)$ – антикодов. Для заданных k и d , удовлетворяющих условиям теоремы, построим матрицу $(h(k, \delta), k, \delta = s * 2^{k-1} - d)$ – антикода в виде:

$$D = (D^{(1)} | D^{(2)} | \dots | D^{(p)}),$$

где для каждого $i=1, 2, \dots, p$ блок $D^{(i)}$ – матрица размера $k \times (2^{u_i} - 1)$. Если k и d таковы, что $\mu=0$, то для каждого $i=1, 2, \dots, p$ столбцами блока $D^{(i)}$ положим векторы из коэффициентов многочленов множества многочленов

$$\{f(x) | f(x) \in (\varphi_i(x)); 0 < \deg f(x) \leq k - 1\},$$

где $\deg f(x)$ – степень многочлена $f(x)$, $\varphi_i(x)$ – неприводимый над полем $GF(2)$ многочлен степени $k - u_i$, а $(\varphi_i(x))$ – множество многочленов от одной переменной с коэффициентами из поля $GF(2)$, кратных многочлену $\varphi_i(x)$. Если $\mu=1$, то для $i=1, 2, \dots, p-2$ блоки $D^{(i)}$ строим тем же способом, что и в предыдущем случае. Далее, столбцами блока $D^{(p-1)}$ полагаем векторы из коэффициентов многочленов множества многочленов

$$\{f(x) | f(x) \in (1); 0 < \deg f(x) < k - 2\},$$

а блока $D^{(p)}$ – объединения множеств

$$A_p = \{f(x) | f(x) \in (x^2 + x + 1); 0 < \deg f(x) \leq k - 2\}$$

и

$$\{f(x) | f(x) \in (1); \deg f(x) = k-1; f(x) + x^{k-1} \in A_p\}$$

В матрице D , построенной указанным способом, максимальное число копий одного столбца равно $s+1$, но этот столбец единственен. Вычеркнув одну из копий этого столбца в матрице D , получим порождающую матрицу H ($h(k, \delta) - I, k, \delta = s \cdot 2^{k-1} - d$) – антикода, в которой ни один столбец не повторяется более чем 3 раз. Отсюда следует, что $s \cdot C_k \setminus H$ – порождающая матрица ($g(k, d) + I, k, d$) – кода.

Отметим, что построенные коды имеют векторы нечетного веса при четном расстоянии. Кроме того, возможно аналогичное использование построений, для нахождения ($g(k, d) + I, k, d$) – кодов для некоторых значений k и d из множества всех тех значений, для которых открыт вопрос существования кода, достигающего границы Варшавова-Грайсмера.

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. №1. С.66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного фенологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Ким Яна Борисовна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: yana456925@gmail.com

Чухраева Анастасия Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Д.С. Туруева, А.К. Горбунов

КОДИРОВАНИЕ СООБЩЕНИЙ В СЕТИ ЭВМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В сетях ЭВМ с коммуникацией пакетов при дейтаграммном режиме сообщения разбиваются на пакеты и каждый пакет передается по сети независимо. Будем предполагать, что все сообщения состоят из одинакового числа k пакетов. Рассмотрим k пакетов, как информационные символы (n,k) -кода МДР (т.е. кода с расстоянием $d=n-k+1$), например, кода Рида-Соломона, и соответствующее кодовое слово, посылаемое в сеть, будем называть кодированным сообщением. При передаче кодированных сообщений приемник, получив первые k пакетов, рассматривает остальные r ("задержавшиеся") как стертые и восстанавливает (т.е. декодирует) сообщение согласно алгоритму исправления r стираний кодом МДР. Достижимый при таком способе передачи и сборки сообщений выигрыш во времени их доведения обуславливается тем, что среднее время прихода первых k пакетов из n посланных оказывается меньше, чем среднее время всех k пакетов, что необходимо для сборки сообщения при его обычной передаче.

Полученные результаты существенно опираются на свойства порядковых статистик. Если значения m независимых одинаковых распределенных случайно величин $\mathcal{E}_1, \dots, \mathcal{E}_m$ упорядочить в порядке возрастания, т.е. $\mathcal{E}_{i1} \leq \mathcal{E}_{i2} \dots \leq \mathcal{E}_{im}$, то величина $\mathcal{E}_{k:m} = \mathcal{E}_{ik}$ называется k -й порядковой статистикой величин \mathcal{E}_i . Будем предполагать, что времена доведения (задержки) t_i пакетов являются независимыми одинаково распределенными случайными величинами со средним $\bar{t} = \bar{t}(\rho)$ зависящим от нагрузки ρ на сеть. Легко видеть, что при обычной передаче время T доведения сообщений $T = \max_{i=1,k} t_i = t_{k:k}$, а при передаче сообщений, кодированных (n,k) -кодом МДР – $T(R) = T(n,k) = t'_{k:n}$, где $R = \frac{k}{n}$ – скорость кода, t'_i – время доведения i -го пакета в сети с нагрузкой $\rho' = \rho R^{-1}$, $t'_{k:n}$ – k -я порядковая статистика величин t'_i . Отметим, что $T = T(1)$, так как обычный способ передачи сообщений можно рассматривать и как применение безизбыточного (k,k) -кода МДР со скоростью $R=1$.

Для того, чтобы оценить «выигрыш от кодирования» $f(R) = \bar{T} / \bar{T}(R)$ в средней задержке сообщений, сделаем дополнительные предположения относительно функции распределения величин t_i , в частности, об их зависимости от нагрузки ρ на сеть. А именно, будем считать, что величины t_i задержки пакетов распределены экспоненциально с математическим ожиданием $\bar{t} = A/(1-\rho)$, где ρ – константа, зависящая от сети. Это предположение справедливо, например, для сети, которая состоит из M одинаковых каналов пропускной способности C со средним временем обслуживания пакета в канале

$1/\mu$, где по каждому каналу проходит в среднем λ пакетов за единицу времени при интенсивности γ внешнего трафика. Тогда в условиях «гипотезы о независимости» средняя задержка \bar{t} пакета составит $\bar{t} = \sum_{j=1}^m \left(\frac{\lambda}{\gamma(\mu C - \lambda)} \right) = \frac{\bar{m}}{\mu C} \frac{1}{1-\rho} = \frac{A}{1-\rho}$, где $\bar{m} = \mu\lambda/\gamma$ – средняя длина пути для пакета, а $\rho = \frac{\lambda}{\mu C} = \frac{\gamma \bar{m}}{M C \mu}$ – нагрузка на сеть.

Воспользовавшись известными формулами среднего значения порядковых статистик для экспоненциального распределения, получим $\bar{T}(R) = \bar{t}(R) \sum_{r+1}^n \frac{1}{i} = \frac{\bar{t}}{1-\rho R^{-1}} \sum_{r+1}^n \frac{1}{i}$. Используя предыдущее выражение и известные оценки для частичных сумм гармонического ряда, можно показать, что кодирование сообщений «выгодно», т.е. $\max_R f(R) = \bar{T}/\min_R \bar{T}(R) > 1$ если $2 \ln \frac{1+\rho}{1-\rho} < \ln k + \varepsilon$, где $\varepsilon = 0,577\dots$ – константа Эйлера. Отсюда следует качественно легко объяснимое соотношение, что чем больше k , тем в большем диапазоне нагрузки $0 < \rho < \rho_{\max}(k)$ кодирование сообщений выгодно. Отметим также, что в несколько меньшем диапазоне нагрузки кодирование сообщений позволяет передавать их даже быстрее, чем по «пустой» (т.е. сети с $\rho \ll 1$) сети при обычном способе.

Численные значения выигрыша от кодирования в зависимости от ρ и g при $k=8$ (как в сети АРПА) приведены в таблице 1.

Таблица 1

ρ, I	0.2	0.3	0.4	0.5	0.6	0.7
r_{opt}	4	7	4	3	1	1
f	3.47	2.34	1,78	1,43	1,21	1,05

Наряду со средней задержкой сообщений исследуют и такую важную характеристику сети, как вероятность $P_{\text{дов}}(T_0)$ доведения сообщения за время не больше заданного T_0 . Очевидно, что при обычной передаче сообщений $P_{\text{дов}}(T_0) = P^k$, а при использовании (n, k) -кода МДР со скоростью $R = k/n$ $P_{\text{дов}}(R, T_0) = \sum_{j=0}^k C_n^j P_R^{n-j} (1-P)^j$, где P и P_R вероятности доведения пакета за время не больше T_0 , соответственно, при обычной передаче и при передаче кодированных сообщений. Несложно показать, что если фиксирована, задержка пакетов распределена экспоненциально, и число пакетов в сообщении растет, $P_{\text{дов}}(T_0) \rightarrow 0$, но $\max_R P_{\text{дов}}(R, T_0) \rightarrow 1$. Аналогично тому, как это делалось для средней задержки, можно получить для конкретных k и ρ численные значения «выигрыша от кодирования», выраженные в увеличении вероятности доведения сообщения за заданное время T_0 .

Использование кодированных сообщений является одновременно и более эффективным средством ускоренной доставки срочных сообщений по

сравнению с обычным способом их приоритетного обслуживания. Рассмотрим частный случай двух категорий срочности (т.е. срочные и обычные сообщения) и пусть кодируются только срочные сообщения. Средние задержки срочных сообщений при их кодировании и при их приоритетной передаче составят, соответственно, $\bar{T}_{\text{ср}}^{(R)} = \frac{A}{1-\rho} \sum_{r+1}^n 1/i$, $\bar{T}_{\text{ср}}^{\text{пр}} = \frac{A}{1-\theta\rho} \sum_1^k \frac{1}{i}$, θ – доля срочных сообщений, $\rho' = (1-\theta)\rho + \theta\rho R^{-1}$. Несложные выкладки показывают, что при $R > (2-\rho)^{-1}$ средняя задержка сообщений будет меньше их средней задержки при приоритетном обслуживании, а «выигрыш» $f_{\text{ср}}(R) = \bar{T}_{\text{ср}}^{\text{пр}} / \bar{T}_{\text{ср}}^{(R)}$ от кодирования срочных сообщений будет больше рассмотренного выше «выигрыша» $f(R)$. В докладе рассматривается также более общий случай способ кодирования, когда срочные сообщения кодируются кодом МДР со скоростью R_1 , а обычные – со скоростью R_2 , $R_2 < R_1$, и показывается, что это позволяет расширить диапазон нагрузки ρ , где имеется выигрыш во времени передачи сообщений по сравнению с приоритетным обслуживанием.

До сих пор речь шла о так называемых «надежных сетях», т.е. таких, в которых обеспечивается безошибочная передача пакетов. На практике это означает, что применяемые способы защиты от ошибок обеспечивают вероятность ошибки в пакете достаточно малую для того, чтобы итоговая вероятность сборки ошибочного сообщения не превышала допустимой. В докладе показывается, что отказавшись от такой надежной передачи пакетов, но ускорив при этом их доставку, можно при передаче кодированных сообщений и их сборки по первым $k+2\Delta$ принятым пакетам с исправлением до Δ ошибочных пакетов уменьшить время доведения сообщений, сохранив требуемую верность сообщений. В докладе рассматривается также другая модель «ненадежной» сети, для которой характерно «пропадание» пакетов, и показано, что и в этом случае метод кодированных сообщений обеспечивает меньшее среднее время задержки сообщений по сравнению со способом переспроса недошедших пакетов.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии, 2016, Т.17, № 1, с. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии, 2015, Т.16, № 9, с. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии, 2017, Т.18, № 2, с. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование, 2017, № 1(10), с. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации- единство транспортных и хронометрических (кинематических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Туруева Дарья Сергеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: dasha.turueva@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.О. Лосева, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

КОДЫ ДЛЯ СПЕЦИАЛИЗИРОВАННЫХ БИС. КОРРЕКЦИЯ ОШИБОК

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Характерной чертой последнего времени является тенденция к широкому использованию памяти большой ёмкости различного назначения, увеличению длительности эксплуатации, ограниченной возможности ремонта. Это приводит к снижению надёжности вычислительных и управляющих систем из-за высокой вероятности отказов и сбоев элементов. Применение специализированных БИС устройств обнаружения и исправления ошибок (УОИО), реализующих коды для коррекции одиночных и обнаружения двойных ошибок (ИОО-ОДО коды), позволяет повысить надёжность систем в целом как за счёт исправления ошибок в памяти, так и увеличение надёжности цепей коррекции. Однако использование известных БИС УОИО для коррекции одиночных ошибок в памяти на многоразрядных БИС ЗУ, не даёт желаемого результата в степени повышения надёжности. Это объясняется тем, что отказ строк или полных БИС ЗУ, отказ схем обрамления на уровне системы вызывает ошибку в целом слоге (модуле) слова кода.

Длина ℓ и границы модуля известны и равны количеству разрядов, снимаемых с БИС ЗУ. Для обеспечения высокой надёжности систем при такой организации памяти необходимо, чтобы применяемые коды наряду с коррекцией одиночных и обнаружением двойных ошибок позволяли контролировать все ошибки в пределах любого одного модуля. В докладе рассматриваются коды с длиной модуля $\ell = 4, 8$, так как на практике, как правило, наблюдаются модули длиной $\ell = 4$ (это оперативные БИС ЗУ) и $\ell = 8$ (практически все виды БИС постоянной памяти), приспособленные к реализации в виде БИС.

Пусть $L = \begin{bmatrix} I & I & \dots & I \\ & I_\ell & & \end{bmatrix}$ - матрица размерности $(\ell + 1)$, где I_ℓ - единичная матрица порядка ℓ и L_i - матрица, полученная из L циклическим сдвигом всех ее $(\ell + 1)$ строк на i строк вниз и отбрасыванием последней строки.

Объединение матриц L_i обозначим через матрицу $M = [L_0, L_1 \dots L_{\ell-1}]$ размерности $\ell \times \ell$.

Теорема 1. Матрица вида:

$$H = \begin{bmatrix} N & 0 & I_{r-\ell} \\ M_1 & M_2 & M_j I_\ell & 0 \end{bmatrix}, \quad (1)$$

где $r - \ell = 2, 3, \dots, \ell$; $j = 1, 2, \dots$; $\log \frac{\kappa}{\ell}$ - целая часть; подматрица N размерности $\ell(r - \ell) \times \kappa$ состоит из ненулевых столбцов, которые содержат чётное

число единиц для столбцов нечётного веса в M_i и нечётное число единиц для столбцов чётного веса в M_i , причём одинаковым столбцам в M_i соответствуют различные коды, задаёт код длиной $n = j\ell^2 + \ell + j + 1$, числом проверочных символов $r = \ell + j + 1$ и исправляет одиночные ошибки, обнаруживает двойные и модульную ошибки (ИОО-ОДО-ОМО-код).

Поскольку, при $j = 1$, $r = \ell + 2$ вес столбцов матрицы (1) равен $w = 1; 3$, то введённые ИОО-ОДО-ОМО коды обладают минимальной плотностью проверок на чётность, однородны и допускают наращивание за счёт последовательного включения матриц для увеличения формата обрабатываемых данных. Это позволяет на одном и том же типе БИС, реализующем матрицу (1) при $j = 1$, реализовать вычисления проверок более длинного кода.

Дальнейшее расширение функциональных возможностей БИС, реализующих матрицу (1), возможно за счёт дополнительного применения при построении БИС, кода, исправляющего модуль ошибок (ИМО-кода), задаваемого теоремой 2.

Теорема 2. Код, задаваемый матрицей:

$$H = \begin{bmatrix} I_\ell & I_\ell \dots I_\ell & I_{2\ell} \\ & M & \end{bmatrix}, \quad (2)$$

исправляет одиночные модули ошибок чётной длины ℓ и содержит $r = 2\ell$ проверочных разрядов при длине кода $n = \ell(\ell + 2)$.

Подобное совместное использование ИОО-ОДО-ОМО кода (1) и ИМО-кода (2) в одной БИС несущественно усложняет реализацию уравнений кодирования, поскольку определяющие склонность БИС подматрицы M в (1) и (2) являются одинаковыми. Однако возрастает сложность селекции синдромов корректируемых ошибок.

Вместе с тем возможен способ коррекции модульной ошибки на двух БИС, реализующих (1).

Теорема 3. Код, задаваемый матрицей $[\overline{M}, M]^T$, где \overline{M} - матрица с противоположным порядком следования подматриц L_i матрицы M позволяет исправлять модульную ошибку чётной длины ℓ , содержит $r = 2\ell$ проверочных разрядов при длине кода $n = \ell(\ell + 2)$.

Рассматривается возможность коррекции модульной ошибки длиной $\ell = 4$ и $\kappa = 16$ на двух БИС и модуля $\ell = 8$ при $\kappa = 32, 64$ на двух, четырёх БИС при реализации в этих БИС матриц (1).

Используя две БИС, каждая из которых реализует матрицу (2), можно не только исправлять одиночный модуль ошибок, но и контролировать двойные модули. Для этого на этих БИС следует реализовать проверочную

матрицу:
$$H = \begin{bmatrix} I \\ M I_{3\ell} \\ M \end{bmatrix}.$$

Для декодирования ИМО-кода и ИОО-ОДО-ОМО кода, расположенных на одном кристалле БИС, предлагается единый для этих кодов алгоритм декодирования:

1. Вычисляется синдром $S = (S_1, S_2)$, где S_1 и S_2 - соответственно верхние и нижние разряды S .

2. Если $S_1 = S_2 = 0$, то ошибки отсутствуют

3. Если $S_1 \neq 0$, а $S_2 = 0$ или наоборот, то принимается решение об отказе одного из проверочных модулей.

4. Для ИМО-кодов, задаваемых матрицей (2), при $S_1 \neq 0$, $S_2 \neq 0$ вычисляются синдромы $\bar{S}_i = S_1 L_i^T$, сравнивают S_i с S_2 и находят i , где $\bar{S}_i = S_2$. Найденное значение i - номер отказавшего модуля. Вектор ошибки E модуля равен S_1 .

5. Коды ИМО, задаваемые теоремой 3, можно декодировать подобным образом, однако предварительно необходимо найти вектора ошибок $E_i = S_i T_i^n$ и далее $\bar{S}_i = E_i L_i^T$, где T_i^n - перестановочная матрица размерности $\ell \times \ell$, полученная из матрицы

$$T^n = \begin{bmatrix} 10\dots001 \\ 01\dots001 \\ 00\dots101 \\ 00\dots010 \end{bmatrix}$$

размерности $\ell(\ell + 1)$ циклическим сдвигом всех её $(\ell + 1)$ столбцов на i столбцов влево и отбрасыванием крайнего слева столбца.

Аналогичным образом можно декодировать и ИОО-ОДО-ОМО коды, задаваемые (1). Однако при этом \bar{S}_i находится из уравнения $\bar{S}_i = E_i N^T$ причем, в качестве E_i следует выбирать только единичные вектора.

Наличие единого способа декодирования предложенных кодов позволяет использовать одни и те же схемы коррекции для разных кодов, что упрощает построение БИС и даёт возможность реализовать БИС УОИО с широкими функциональными возможностями по контролю ошибок.

ЛИТЕРАТУРА

[1] Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016, №1, с. 66-72.

[2] Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научно-технические технологии*. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. *Депонированная рукопись*. №23, 25.09.2013.

Лосева Анастасия Олеговна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: loseva98@icloud.com

Чухраева Анастасия Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Т.А. Зоз, А.К. Горбунов

МАЖОРИТАРНОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ КОДОВ МАКСИМАЛЬНОЙ ДЛИНЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В технике связи и передачи информации в настоящее время широкое применение находят коды максимальной длины $(2^k-1, k)$, реализуемые регистрами сдвига с обратными связями. Такие регистры по заданным k информационным ненулевым элементам формируют $(2^k - 1)$ кодовых слов, каждое из которых представляет собой каноническую M -последовательность или ее циклический сдвиг.

Таким образом, исходным информационным двоичным элементам $y(0), y(1), \dots, y(k-1)$ будет соответствовать двоичная последовательность максимальной длины

$$\{y\} = \{y(0), y(1), y(2), \dots, y(2^k - 2)\}, \quad (1)$$

которая представляет собой эквидистантный циклический $(2^k - 1, k)$ код с минимальным кодовым расстоянием $d_{\min} = 2^{k-1}$.

Для декодирования кодовых слов максимальной длины предлагается мажоритарный алгоритм, основанный на том, что любой элемент $y(m) \in GF(2)$ последовательности $\{y\}$ может быть найден по известному [3] выражению,

$$y(m) = \sum_{j=1}^k [C \varepsilon^m]^{2^{j-1}}, \quad (2)$$

где элемент $C \in GF(2^k)$ определяется информационными элементами $y(0), y(1), \dots, y(k-1)$ кодового слова, а ε – примитивный корень характеристического многочлена

$$P(x) = P_0 x^k + P_1 x^{k-1} + P_2 x^{k-2} + \dots + P_{k-1} x + P_k, \quad (3)$$

удовлетворяющего определенному рекуррентному линейному уравнению M -последовательности (1).

В докладе показано, что, если кодовое слово вида (1) удовлетворяет характеристическому многочлену (3) с примитивным корнем ε , то элемент C может быть определен по любому k -элементному безошибочному участку $[y(n), y(n+1), \dots, y(n+k-1)]$ принятого кодового слова (1) в соответствии с выражением

$$C = \sum_{i=1}^k \omega_i^{(n)} y(n+i-1) \quad (4)$$

В данном выражении элементы поля $GF(2^k)(\omega_1^{(n)}, \omega_2^{(n)}, \dots, \omega_k^{(n)})$ представляют собой двойственный базис по отношению к степенному базису $(\varepsilon^n, \varepsilon^{n+1}, \dots, \varepsilon^{n+k-1})$ и определяется формулой

$$\omega_i^{(n)} = \varepsilon^{-n} \alpha_i, \quad (5)$$

где элементы поля $GF(2^k) \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_k$ являются постоянными и выражаются через коэффициенты P_0, P_1, \dots, P_k характеристического многочлена (3) как

$$\alpha_i = \frac{\sum_{l=0}^{k-i} (-1)^l P_{k-i-l} \varepsilon^l}{\sum_{t=0}^{\sigma} P_{k-2t-1} \varepsilon^{2t}}, \quad (6)$$

где σ – целая часть дроби $\left(\frac{k-1}{2}\right)$.

Из вышеприведенного вытекает важное для практики мажоритарного декодирования следствие, которое сформулируем следующим образом:

«Если элементы $y(m)$ кодового слова (1) представить в виде следа

$$y(m) = T(U\varepsilon^m), \quad (7)$$

то элемент $U \in GF(2^k)$, однозначно определяющий начальную фазу рассматриваемого кодового слова максимальной длины относительно начала канонической последовательности

$$\left\{ T(1), T(\varepsilon), T(\varepsilon^2), \dots, T(\varepsilon^{2^k-2}) \right\},$$

представляет собой элемент C ».

Действительно, сравнивая выражения (2) и (7), находим, что

$$T(U\varepsilon^m) = T(C\varepsilon^m),$$

откуда, с учетом (4) и (5),

$$U = C = \varepsilon^{-n} \sum_{i=1}^k \alpha_i y(n+i-1), \quad (8)$$

Полученные выражения позволяют реализовать процедуру мажоритарного декодирования кодов максимальной длины, т.е. нахождения как начального образующего элемента U , так и произвольного элемента последовательности $y(m)$.

Рассмотренный алгоритм мажоритарного декодирования более просто реализуется, чем известные.

Пример.

Пусть имеется поле $GF(2^4)$ с характеристическим многочленом $P(x) = x^4 + x + 1$ с первообразным корнем ε . Тогда по формуле (6) находим:

$\alpha_1 = \varepsilon^{14}; \alpha_2 = \varepsilon^2; \alpha_3 = \varepsilon; \alpha_4 = 1$. Пусть, далее при приеме выделен безошибочный k -элементный участок $[y(1), y(2), y(3), y(4)] = [1000]$ при $n = 1$. Для этого случая взаимный базис в соответствии с (5) будет равен $(\omega_1^{(1)}, \omega_2^{(1)}, \omega_3^{(1)}, \omega_4^{(1)}) = (\varepsilon^{13}, \varepsilon, 1, \varepsilon^{14})$. Тогда, как следует из (4),

$$C = \omega_1^{(1)} = \varepsilon^{13}$$

В случае необходимости, используя преобразование (2), можно найти значение любого элемента $y(m)$ кодовой последовательности. Так, например, для $m = 8$ получим:

$$y(m) = y(8) = \sum_{j=1}^4 (C\varepsilon^m)^{2^{j-1}} = \sum_{j=1}^4 (\varepsilon^6)^{2^{j-1}} = 1.$$

ЛИТЕРАТУРА

[1] Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016, №1, с. 66-72.

[2] Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. №9, с. 56-60.

[3] Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись. №23, 25.09.2013.

Зоз Татьяна Александровна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zoz.tatyana@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.С. Ельцов, А.К. Горбунов

МЕТОД ВЫЧИСЛЕНИЯ ЛОГАРИФМА В КОНЕЧНОМ ПОЛЕ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Вычисления в конечных полях применяются при декодировании кодов БЧХ и кодов Рида-Соломона. Различные виды таких вычислений (умножение, деление, возведение в степень, мультипликативное обращение) могут быть реализованы путем операций обычной арифметики над логарифмами (индексами) элементов поля с приведением по модулю $(2^m - 1)$. Известны вероятностные методы вычисления логарифмов в конечных полях больших порядков с использованием высокопроизводительных ЭВМ для реализации криптографических преобразований. При построении же декодирующих устройств использование ЭВМ становится нерациональным. В этом случае аппаратная реализация операции логарифмирования становится более предпочтительной. В связи с этим возникает задача синтеза булевских функций, описывающих структуру устройств вычисления логарифма. Если бы был известен некоторый метод, позволяющий легко вычислять логарифмы элементов поля (основанный не на просмотре таблиц, а на операциях над координатами двоичных представлений элементов поля), то логарифмический подход мог бы составить основу экономной реализации вычислительных операций в конечных полях. Однако в общем случае такие методы непосредственного вычисления логарифмов были неизвестны.

Настоящая работа посвящена решению этой задачи – нахождению логарифмов и антилогарифмов в полях $GF(2^m)$ на основе операций над координатами двоичного представления элемента поля ε^i и его степени i .

Как известно, любой элемент поля $GF(2^m)$ ε^i может быть записан как

$$\varepsilon^i = f_0 + f_1\varepsilon + f_2\varepsilon^2 + \dots + f_{m-1}\varepsilon^{m-1},$$

где элементы $1, \varepsilon, \varepsilon^2, \dots, \varepsilon^{m-1}$ представляют собой базис. Таким образом, элементу ε^i соответствует некоторый вектор $(f_0, f_1, f_2, \dots, f_{m-1})$, где $f_i \in GF(2)$.

В то же время справедливо равенство

$$\varepsilon^i = \prod_{k=0}^{m-1} \varepsilon^{\nu_k \cdot 2^k} = \varepsilon^{\sum_{k=0}^{m-1} \nu_k 2^k}, \quad (1)$$

где ν_k – координаты двоичной записи числа i .

Используя формальную подстановку, сомножители в (1) можно представить в векторной форме [3]

$$\varepsilon^{\nu_k 2^k} \rightarrow (1 + \nu_k + \nu_k f_0^{2^k}, \nu_k f_1^{2^k}, \dots, \nu_k f_{m-1}^{2^k}). \quad (2)$$

Подставив (2) в (1) и произведя перемножение в общем виде, получим систему уравнений

$$\begin{aligned}
f_0 &= F_0(v_0, v_1, \dots, v_{m-1}) \\
f_1 &= F_1(v_0, v_1, \dots, v_{m-1}) \\
&\dots \\
f_{m-1} &= F_{m-1}(v_0, v_1, \dots, v_{m-1}),
\end{aligned}
\tag{3}$$

выражающую координаты f_i через координаты v_0, v_1, \dots, v_{m-1} . Полученные функции $F_i(v_0, v_1, \dots, v_{m-1})$ представляют собой полиномы Жегалкина. Система (3) представляет собой аналитические выражения для вычисления антилогарифма в конечном поле, т.е. они позволяют по известным координатам v_k двоичной записи числа $i, i = \overline{0, 2^m - 2}$, найти соответствующий ему ненулевой элемент ε^i поля $GF(2^m)$.

Система уравнений (3) может быть решена и наоборот, т.е. по заданным координатам $f_0, f_1, f_2, \dots, f_{m-1}$ можно найти и неизвестные координаты v_0, v_1, \dots, v_{m-1} . Таким образом, можно решить и задачу логарифмирования. Однако система (3) является нелинейной, что затрудняет ее решение. Предложим метод решения этой системы. В общем виде решение можно записать в виде совокупности выражений

$$\begin{aligned}
v_0 &= \Phi_0(f_0, f_1, \dots, f_{m-1}) \\
v_1 &= \Phi_1(f_0, f_1, \dots, f_{m-1}) \\
&\dots \\
v_{m-1} &= \Phi_{m-1}(f_0, f_1, \dots, f_{m-1}).
\end{aligned}
\tag{4}$$

Возьмем произведения уравнений (3) по всем возможным сочетаниям. Каждое из этих произведений выразится определенным полиномом Жегалкина. Таким образом, соотношения (3) и их произведения по всем сочетаниям дадут $(2^m - 1)$ уравнений. Составим матрицу H из коэффициентов полиномов Жегалкина, содержащую $(2^m - 1)$ строк и $(2^m - 2)$ столбцов по числу переменных. Для нахождения выражения, определяющего элементы v_j через координаты $(f_0, f_1, f_2, \dots, f_{m-1})$, к полученной матрице H добавим еще одну строку, которая будет состоять из нулей и одной единицы. Расположение единицы в строке определяется номером искомого элемента v_j . Обозначим полученную прямоугольную матрицу через P . Тогда система (3) нелинейных уравнений может быть преобразована в линейную систему, решение которой сводится к нахождению множества линейно-зависимых строк матрицы P . Это множество можно найти, решив следующую систему уравнений

$$\begin{aligned}
&[z_0, z_1, \dots, z_{2^m-1}, z_{2^m}] \\
&P = [00 \dots 00]
\end{aligned}$$

с использованием техники разреженных матриц. В результате решения получим выражения вида (4), представляющие собой булевские функции, пригодные для аппаратурной реализации.

Сложность реализации предложенного метода составит $L(m)=2^m$, в то же время сложность реализации табличного метода составляет $4m(2^m - 1)$. Как видно, предложенный метод реализуется значительно проще табличного.

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. № 1 (10). С. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации - единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Ельцов Андрей Станиславович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: andrei.eltzov@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

М.Ю. Кучер, А.К. Горбунов

МЕТОД ДЕКОДИРОВАНИЯ АЛГЕБРАИКО-ГЕОМЕТРИЧЕСКИХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Для построения алгебраико-геометрического кода необходимо задать гладкую кривую X , определенную над конечным полем кодowego алфавита $K = F_q$. Обозначим g -род кривой, $X(F_q)$ множество F_q – точек $X, Q \in X(F_q)$ – полюс $X, K[X]$ и $K(X)$ кольцо многочленов, и поле функций на X . С точкой кривой P связана функция порядка $-v_P$. Дивизором называется формальная сумма конечного числа точек X с целыми коэффициентами

$$D = \sum d_P * P, \quad (1)$$

где d_P – целые.

Степенью D называется число $S = \sum d_P$. С каждой функцией $f \in K(X)$ связан дивизор (f) степени 0:

$$(f) = \sum v_P(f) * P, \quad (2)$$

где суммирование распространяется на все точки кривой, в которых $v_P(f) \neq 0$. Исходным для построения кода объектом является линейное пространство функций $Z(D) \subset K(X)$, связанное с заданным дивизором D , то есть множество $f \in K(X)$ таких, что выполняется $(f) + D \geq 0$, где 0 – нулевой дивизор. Пространство $Z(D)$ конечномерно и его размерность $h^0(D)$ вычисляется по формуле Римана-Роха

$$h^0(D) = \begin{cases} S - g + I + h^0(K - sD), & S \geq 0 \\ 0, & S < 0 \end{cases} \quad (3)$$

где S – степень, а $I - K$ канонический дивизор, имеющий степень $2g-2$ /некоторый фиксированный дивизор/. Если $S > 2g-2$, то имеет вид $h^0(D) = S - g + I$

Рассмотрим семейство кодов \mathcal{U} , задаваемых следующим образом. Локаторы кодовых позиций обозначаются F_q – точками кривой $\{P_1, \dots, P_N\}$, $P_i \in X(F_q)$. Код задается дивизором $D = S * Q$, степени S . При этом пространство $Z(D) \subset K(X)$ отображается в проверочное пространство кода \mathcal{U} по правилу

$$a \rightarrow (a_1 \dots a_N), a \in Z(D) \quad (4)$$

$a_i = a(P_i) \in F_q$ -значение функции Q в точке P_i . Из формулы Римана-Роха следуют оценки параметров \mathcal{U} :

$$r = S - g + I + \delta_S, \delta_S = h(K - Sq), \quad (5)$$

$$d \geq S - 2g + 2, \quad (6)$$

причем при $S > 2g-2$ имеем $\delta_S = 0$. Код, двойственный к \mathcal{U} , также алгебраико-геометрический.

Для построения проверочной матрицы кода нужно выбрать в пространстве $Z(D)$ некоторый базис $\{a_i\}, i = \overline{0, r-1}$. Из формулы Римана-Роха следует, что можно выбрать базис, для которого выполняется $v_Q(a_0) = 0 > v_Q(a_1) > \dots > v_Q(a_{r-1})$. Важным свойством этого базиса является то, что для любого $S' \subset S$ первые $m(S')$ элементов базиса порождают пространство $Z(S'Q)$, где, по формуле Римана-Роха $m(S') = S' - g + I + h^0(K - S'Q)$. Этот базис является аналогом полиномиального базиса кодов РС. Проверочная матрица \mathcal{U} будет иметь вид

$$H_r = \begin{bmatrix} a_{01} & a_{02} & \dots & a_{0N} \\ a_{11} & a_{12} & \dots & a_{1N} \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ a_{r-11} & a_{r-12} & \dots & a_{r-1N} \end{bmatrix}, a_{ij} = a_i(P_j). \quad (7)$$

При декодировании используются следующие величины. Пусть при передаче некоторого кодового слова произошло v ошибок. Обозначим множество локаторов ошибок $\{P_1, \dots, P_v\}$, а множество значений ошибок $\{e_1, \dots, e_v\}$. С множеством ошибочных позиций связан дивизор локаторов ошибок $D_v = \sum_{i=1}^v P_i$. Компоненты синдрома пятого слова равны

$$S_i = e_1 a_{i1} + \dots + e_v a_{iv}, i = \overline{0, r-1} \quad (8)$$

и вычисляются при умножении слова на проверочную матрицу, определим функцию локаторов ошибок как элемент $\sigma \in Z(D)$, удовлетворяющий условиям

$$\sigma(P_1) = \dots = \sigma(P_v) = 0 \quad (9)$$

Таким образом, $\sigma \in Z(D - D)$. Раскладывая σ по базису, запишем

$$\sigma = \sigma_0 a_0 + \sigma_1 a_1 + \dots + \sigma_m a_m, \sigma_i \in F_z \quad (10)$$

σ_i является коэффициентами функции локаторов ошибок и должны быть определены в процессе декодирования по компонентам синдрома. Указанные величины связаны системой линейных уравнений. После нахождения σ методом перебора ищутся его корни, в число которых входят все локаторы ошибок. Значения ошибок определяются по найденным корням на последнем этапе декодирования.

Основной этап процедуры декодирования-определение коэффициентов σ_i . При этом используется следующий факт

Теорема: Коэффициенты σ связаны системой уравнений

$$(\sigma_0 \dots \sigma_m) x M_{m,n} = \bar{0}, \text{ где } M_{m,n} = \begin{bmatrix} S_{00} & S_{01} & \dots & S_{0n-1} \\ S_{10} & a_{11} & \dots & S_{1n-1} \\ \vdots & \vdots & & \vdots \\ S_{m0} & S_{m1} & \dots & S_{mn-1} \end{bmatrix} \quad (11)$$

Здесь $S_{ij} = e_l a_{il} a_{jl}$, а n ограничено неравенством

$$n \leq r - g - m + \delta, \delta \geq 0 \quad (12)$$

Доказательство следует непосредственно из определения σ , должно быть выполнено для того чтобы функции $a_i a_j, 0 \leq i \leq m, 0 \leq j \leq n - 1$ имели порядок, не превышающий S , и, следовательно, коэффициенты

σ могли быть вычислены по компонентам синдрома. Можно показать также, что, с другой стороны, любое решение является функцией локаторов ошибок, если $n \geq g + v$. Отсюда и из условия следует, что при корректирующая способность удовлетворяет ограничению

$$2t + l = d_0 - g. \quad (13)$$

На следующем этапе декодирования методом перебора по всем $\{P_i\}_{i=1}^N$ находятся корни σ . Из формулы Римана-Роха следует, что при $m = v$ σ может иметь не более g дополнительных корней, не являющихся локаторами ошибок.

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии, 2016, Т.17, №1, С. 66-72

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии, 2015, Т.16, №9, С. 56-60

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии, 2017, Т.18, №2, С. 47-52

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование, 2017, №1(10), С. 90-100

[5] Лысенко Л.В., Шаталова В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Кучер Марина Юрьевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kucher.m16@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

М.В. Кузюкин, Н.В. Кирюхина, И.Н. Овчаренко

МЕТОД МОНТЕ-КАРЛО В ПРАКТИКУМЕ ПО КОМПЬЮТЕРНОМУ МОДЕЛИРОВАНИЮ: МОДЕЛЬ ПЕРЕНОСА ЧАСТИЦ С АНИЗОТРОПНЫМ РАССЕЯНИЕМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Возможности учебно-исследовательского эксперимента с элементами компьютерного моделирования в подготовке будущих инженеров и педагогов в предметной области «Физика» описаны в работах [1-3]. В настоящей статье рассматривается возможность реализации в компьютерном практикуме по вычислительной физике методов статистического моделирования физических процессов.

Под численным статистическим моделированием подразумевается реализация вероятностной модели некоторого процесса на компьютере с целью оценивания его интегральных характеристик на основе закона больших чисел [4]. Сфера применения статистических методов моделирования существенно расширилась за последние десятилетия в связи с прогрессом вычислительной техники. Наиболее известные приложения метода Монте-Карло связаны с решением задач теории переноса излучений, газовой динамики, финансовой математики, теории массового обслуживания, математической биологии.

В рамках практикума одним из авторов (Кузюкин М. В.) была выполнена программная реализация алгоритмов методов Монте-Карло, иллюстрирующая возможности статистических методов моделирования при решении многомерных задач. Программа написана в среде Delphi-7 и представляет собой набор вкладок, на каждой из которых представлена реализация того или иного метода.

На вкладке «Интеграл» иллюстрируются методы вычисления определенного интеграла. Вкладка содержит четыре модуля:

- 1) «Интеграл – выборка по важности»
- 2) «Интеграл — — выделение главной части – стандартный алгоритм»
- 3) «Интеграл – выделение главной части – выделение главной части»
- 4) «Интеграл – геометрический метод»

В модуле «Интеграл – выборка по важности» вычисляется интеграл

$$I = \frac{1}{(2\pi)^{k/2}} \int_{-\infty}^{\infty} \dots \int_{-\infty}^{\infty} \sqrt{1 + \frac{\sin^2(\prod_{j=1}^k x_j)}{4}} \prod_{j=1}^k e^{-\frac{x_j^2}{2}} \prod_{j=1}^k dx_j, \quad (1)$$

с использованием плотности распределения

$$f(x) = \prod_{j=1}^k \frac{e^{-\frac{x_j^2}{2}}}{\sqrt{2\pi}}. \quad (2)$$

Программа позволяет задать кратность интеграла, требуемую точность вычислений. Кнопка «Вычислить» запускает алгоритм выборки по важности. На выходе получается значение интеграла и указывается число выборочных значений случайной величины, необходимое для достижения заданной точности. Аналогичным образом устроены второй и третий модули, которые позволяют вычислять интеграл

$$I = \overbrace{\int_0^1 \dots \int_0^1}^k \left(e^{\prod_{j=1}^k x_j} - 1 \right) \prod_{j=1}^k dx_j \quad (3)$$

с помощью стандартного алгоритма и с применением его модификации. В четвертом модуле определяется интеграл от функции $\sin x$ «геометрическим методом».

Во вкладке «Линейный функционал» выполняется оценка решения интегрального уравнения

$$\varphi(x) = q \int_0^x e^{-(x-x')} \varphi(x') + e^{-x}. \quad (4)$$

В качестве тестовой задачи этой вкладки была выбрана математическая модель переноса частиц с анизотропным рассеянием. Частицы двигаются из точки $x = 0$ вдоль оси x случайными пробегами, распределенными с плотностью $e^x, x > 0$. В конце пробега происходит столкновение, после которого с вероятностью q может произойти «рассеяние», под которым понимается движение вперед, т.н. « δ -рассеяние». В точке $x = H$ происходит вылет, траектория обрывается. Необходимо оценить вероятность вылета частицы P .

Для начальной плотности для цепи столкновений имеем

$$f(x) = e^{-x}, 0 \leq x \leq H.$$

Переходная плотность:

$$k(x', x) = q e^{-(x-x')}, x' \leq x \leq H.$$

В этом случае плотность столкновений $\varphi(x)$ будет определяться оценкой решения уравнения (4) в точке $x = H$.

Вкладка, реализующая модель переноса с анизотропным рассеянием, позволяет задать вероятность рассеяния частицы q , координаты границы среды, требуемую точность вычислений. На выходе получается оценка решения (4) в точке H и количество реализаций случайной величины (цепи Маркова), необходимое для достижения заданной точности.

Список литературы

[1] *Кирюхина Н.В.* Формирование предметной ИКТ-компетентности будущего учителя математики и физики в процессе выполнения экспериментальных учебно-исследовательских работ с элементами компьютерного моделирования // Проблемы современного педагогического образования. Сер.: Педагогика и психология. – Научный журнал: - Ялта: РИО ГПА, 2017. – Вып. 54. – Ч.6. – С. 52-59.

[2] *Кирюхина Н.В., Горбунов А.К.* Изучение процесса теплоотдачи с поверхности цилиндрической трубы в учебно-исследовательском эксперименте с элементами компьютерного моделирования // Электронный журнал: наука, техника, образование. –2016. – №1 (5). – С.240-246. <http://nto-journal.ru/issues/5>.

[3] *Кирюхина Н.В.* Учебно-исследовательский эксперимент с элементами компьютерного моделирования в системе профильной подготовки бакалавров физического образования // Международная научно-практическая конференция «Информационные технологии в образовании XXI века». Сборник научных трудов. – М.: НИЯУ МИФИ. 2015. – 492 с.

[4] *Михайлов Г.А., Войтишек А.В.* Численное статистическое моделирование. Методы Монте-Карло. – М.: «Академия», 2006. – 246 с.

Кузюкин Михаил Валентинович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: 79158975732@yandex.ru

Кирюхина Наталия Владимировна – канд. пед. наук, доцент кафедры «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: 79158975732@yandex.ru

Овчаренко Игорь Николаевич – старший преподаватель кафедры «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: ino1963@yandex.ru

В.С. Коляда, А.К. Горбунов

НОРМИРОВАНИЕ ПОКАЗАТЕЛЕЙ НАДЕЖНОСТИ ПРОГРАММНЫХ КОДЕКОВ РАСПРЕДЕЛЕННЫХ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫХ СИСТЕМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Построение трактов передачи данных (ПД) на базе микропроцессоров в распределенных вычислительных системах требует создания высококачественных программ кодирования-декодирования. Между тем, среди разработчиков программных устройств защиты от ошибок (УЗО) имеет место ошибочная практика непосредственного переноса алгоритмов аппаратной (схемной) реализации кодеков в программу. Несмотря на то, что программы кодирования-декодирования комбинаций корректирующего кода принимаются потребителем после тестирования и отладки, часть алгоритмических и семантических ошибок в них остаются необнаруженными. Это вызвано тем, что практически очень трудно проверить программу путем «прогона» блоков информации, включающих в себя все наборы кодовых комбинаций. Для полной проверки и отладки программы декодирования, например, циклического кода с образующим полиномом 16-й степени контрольный пример должен содержать 2^{16} неповторяющихся блоков информации. Таким образом, контрольные примеры не охватывают все возможные пути реализации программы декодирования. Отказы такой программы из-за некорректного набора входных данных вызванных тем, что она не содержит достаточного количества путей преобразования всех блоков принятой информации. Кроме того, причиной отказа программных кодеков служит наличие непроверенных маршрутов декодирования. Значительную роль в снижении надежности программ из-за ошибочного декодирования играет вычислительная среда. Перемежающиеся отказы микропроцессорной системы могут повысить вероятность необнаружения ошибки на выходе тракта ПД, до величины 10^{-3} , что ведет к полному отказу СПД. Если получателем данных является ЭВМ, то последствия принятия решений на основании неверной информации, искаженной из-за отказов программных кодеков в тракте ПД могут быть катастрофическими. Следовательно, разработчикам необходимы научные методы оценки оптимальности программ кодирования-декодирования.

В докладе ставится задача разработки метода оценки оптимальности программ декодирования комбинаций корректирующих кодов по критерию надежности. Оптимальной с точки зрения надежности считается такая программа декодирования, которая имеет набор исходных данных, поступающих с максимальной вероятностью l_{\max} , преобразует по пути с минимальной вероятностью неправильного выполнения.

С целью решения поставленной задачи для заданного типа кода строится графовая модель машинного алгоритма декодирования [2]. По каждому пути реализации программы согласно графовой модели преобразуется вполне определенная группа блоков информации, обладающих общими признаками. Множество блоков информации N содержит m непересекающихся подмножеств, каждое из которых с вероятностью $l_i (i = \overline{1, m})$ определяет набор исходных данных для декодирования по i -му пути программы. Вероятность l_i для каждого из m подмножеств неодинакова, кроме того, выполняется условие $\sum_1^m l_i = I$.

Из-за воздействия помех в дискретном канале связи блок передаваемой информации может перейти из одного подмножества в другое. Например если блок A_i принадлежал i -му подмножеству с вероятностью l_i , то в результате искажения в канале он может перейти в блок A_k , который принадлежит подмножеству K с вероятностью l_k . При этом вероятность l_k может быть настолько мала, что программа декодирования не предусматривает это событие. Таким образом, в программе может не быть пути преобразования блока A_k . Этот факт является одной из причин отказа программного кодека из-за некорректности входного набора данных. Машинный алгоритм программы декодирования считается устойчивым к ошибкам входной информации, если он содержит число путей L , равное числу подмножеств $m \in N$. Равенство $m = L$ в машинном алгоритме хотя и уменьшает количество отказов при некорректном наборе данных на входе программы, но не устраивает ошибочного декодирования из-за сбоев вычислительной среды.

Вероятность правильного однократного выполнения программы декодирования, учитывая вышеизложенное, будет равна

$$Z = l_{\max} \cdot \prod_{j=2}^n (1 - g_j)^{x_j}, \quad (1)$$

где g_j – вероятность неправильного выполнения оператора j -го типа; x_j – количество операторов j -го типа (арифметических, логических, ввода-вывода, передачи управления и т. д.); n – количество типов операторов. Из выражения (1) видно, что увеличение числа операторов каждого типа ведет к уменьшению вероятности правильного однократного выполнения программы декодирования. С другой стороны, уменьшение x_j может нарушить семантику алгоритма. Поэтому для каждого пути декодирования принятой информации в программе должно выполняться ограничение:

$$\prod_{j=2}^n g_j^{x_j} \leq \frac{R_a}{l_i} \quad (2)$$

где R_a – вероятность отказа аппаратного УЗО, использующего данный корректирующий код. После преобразования выражений (1) и (2) получим следующую математическую модель задачи линейного целочисленного программирования

$$(\max)\varphi = \ln l_{\max} + \sum_{j=2}^n g_j x_j \quad (3)$$

$$\begin{cases} \sum_2^n a_i x_{1j} \leq b_1 \\ \sum_2^n a_j x_{2j} \leq b_2 \\ \dots \dots \dots \\ \sum_2^n a_i x_{mj} \leq b_m \end{cases} \quad (4)$$

где $a_j = \ln g_j$; $b_i = \frac{R_a}{l_i}$; $\varphi = -\ln z$.

Полученная математическая модель позволяет оценить оптимальность программы декодирования по критериям надежности. В процессе разработки программ кодирования-декодирования для одного и того же машинного алгоритма возможно появление различных версий. Оптимальной предлагается считать такую версию программы, которая содержит количество операторов различного типа $x^* = (x_1^*, x_2^*, \dots, \dots)$ удовлетворяющим условиям (3) и (4).

Модель позволяет определить такое количество операторов каждого типа для конкретной программы, при котором без нарушения семантики алгоритма надежность параметры были бы наилучшими. Исходными данными для решения оптимизационной задачи линейного целочисленного программирования являются: вероятность неправильного выполнения оператора j -го типа g_j , которая определена статически; вероятность отказа аппаратной схемы декодирования заданного корректирующего кода определяется либо по паспортным данным аппаратуры передачи данных (АПД), либо путем расчета; вероятность l_i определяется с помощью модели ошибок в дискретном канале связи.

Программа декодирования с оптимальным числом операторов характеризуется нормативной вероятностью отказа $Z(x_j^*)$. Выполнение неравенства $Z(x_j) \leq Z(x_j^*)$, где $Z(x_j)$ – вероятность отказа разрабатываемой программы, свидетельствует об оптимальности по критерию надежности. Предложенный метод нормирования показателей надежности рекомендуется использовать при разработке программных кодеков.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике// наукоёмкие технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко В.К., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Наукоёмкие технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко АЛ, Коржавый АП, Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // наукоёмкие технологии. 2017. Т 18. № 2. С. 47-52

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации-единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Коляда Виктор Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: vitya468@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Н.В. Роденкова, Г.Э. Амеличев, А.К. Горбунов

О ЁМКОСТИ ПАМЯТИ С ОДНОНАПРАВЛЕННОЙ ЗАПИСЬЮ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Существуют такие физические носители информации, на которые записывать только нули или только единицы можно быстрее, чем комбинации нулей и единиц одновременно. К примерам таких носителей относят некоторые типы реверсивных сред, разработанных для цифровых оптических дисков. При этом для реализации этой возможности повышения скорости записи при записи каждого нового слова направление изменения состояния двоичных запоминающих элементов (из состояния 0 в состояние 1 или наоборот) остаётся постоянным. Другими словами, в одном цикле записи не разрешается одни запоминающие элементы переводить из состояния 0 в состояние 1, а другие из состояния 1 в состояние 0, т.е. запись в каждом цикле должна быть однонаправленной. Память с циклом записи такого типа называется ниже памятью с однонаправленной записью или запоминающим устройством с однонаправленной записью (ЗУОЗ). ЗУОЗ изучались в предположении, что в них не возникают сбои и отказы.

Как уже указывалось выше, в каждом цикле ЗУОЗ можно рассматривать как канал с обобщенными дефектами. В ЗУОЗ с n двоичным ЗЭ в каждом цикле можно записать и в дальнейшем безошибочно считать при отсутствии случайных ошибок $n \log_2((1 + \sqrt{5})/2) \approx 0,694n$ бит (при больших n). При этом число обращений к ЗУОЗ может быть сколь угодно большим.

ЗУОЗ со случайными ошибками.

Пусть n – число двоичных ЗЭ в одном слове ЗУ, и E^n, A^n и B^n – множества последовательной длины n с компонентами 0 и 1, 0 и \square , 1 и \square , соответственно. Мы будем предполагать, что перед i -ым циклом записи кодер знает предыдущие состояние слова ЗУ $s_{i-1} \in E^n$ и кодирует сообщение $W_i \in \{1, 2, \dots, M\}$ в кодовое слово $x_i = f(s_{i-1}, w_i)$, где f – эт кодирующая функция следующего вида

$$f_i(s_{i-1}, w_i): E^n \times \{1, 2, \dots, M\} \rightarrow \begin{cases} A^n, & \text{если } i \text{ нечётно,} \\ B^n, & \text{если } i \text{ чётно.} \end{cases}$$

Кодовое слово $x_i = (x_{i1}, \dots, x_{in})$ помещается в ЗУ по заданному адресу в i -ом цикле записи. Состояние $s_i = (s_{i1}, \dots, s_{in}) \in E^n$ n – разрядной ячейки ЗУ, в которую записано слово x_i , определяется следующим отношением

$$s_{ij} = \begin{cases} s_{i-1,j}, & \text{если } x_{ij} = \square \\ 0, & \text{если } x_{ij} = 0 \text{ (} i \text{ нечётно),} \\ 1, & \text{если } x_{ij} = 1 \text{ (} i \text{ чётно).} \end{cases}$$

Символ \square кодового слова обозначает ЗЭ, состояние которых не изменяется при записи этого слова.

Для простоты предположим, что состояние s_i не подвержено влиянию случайных обоев и известно в следующем цикле записи. Случайные ошибки возникают в цикле считывания, так что на вход декодера поступает слово $y_i = s_i \cdot \oplus e_i$, где $e_i \in E^n$ – вектор случайных ошибок, а \oplus – знак покомпонентного по модулю 2 сложения двоичных слов. Так как при декодирования старое состояние s_{i-1} не известно, то i -я декодирующая функция g_i имеет следующий вид $g_i(y_i): E^n \rightarrow \{1, 2, \dots, M\}$, $i=1, 2, \dots$; положим $\hat{w} = g_i(y_i)$.

Говорят, что скорость (относительная емкость) $R = (\log M) / n$ достижима в ЗУОЗ с t ошибками на входе декодера, если $\hat{w} = g_i(s_i \oplus e_i) = w_i$ для всех $w_i \in \{1, 2, \dots, M\}$, $e_i \in E^n$ веса $w(e_i) \leq t$ и $i=1, 2, \dots$ (вес w слова x – это число нулевых компонентов x).

Одной из интересных задач является нахождение максимальной достижимой скорости $R(n, t)$ для различных значений n и t . Это трудная задача и точный ответ в настоящее время известен только для $t=0$ и больших n . Для $t>0$ ниже будет получена нижняя граница для $R(n, t)$. В частном случае, когда $t=0$ эта граница дает известный результат $R(n, 0) \xrightarrow{n \rightarrow \infty} \log_2((1 + \sqrt{5}) / 2) \approx 0,694$. Для вывода нижней границы используется понятие канала с обобщенными дефектами и случайными ошибками.

Канал с обобщенными дефектами.

Пусть S – некоторое конечное множество элементов s , которые мы будем называть состояниями детерминированного канала с входным алфавитом x и выходным алфавитом E^n . Для каждого $s \in S$ имеется множество последовательностей (слов), которые могут быть получены на выходе канала, т.е. если канал находится в состоянии s , то для любого слова $y \in Y_s$ существует входной символ $x \in X$, который переходит на выходе канала в слово y . Общее число состояний канала равно $|S|$.

Предположим, что кодер знает состояние s , а следовательно, и множество возможных выходных последовательностей Y_s , а декодер этой информацией не располагает. Это означает, что кодирование F и декодирование G имеют следующий вид $F(w, s): \{1, 2, \dots, M\} \times S \rightarrow X$ и $G(z): E^n \rightarrow \{1, 2, \dots, M\}$, где M – число сообщений, подлежащих передаче по каналу. На вход декодера поступает слово $z = F(w, s) \oplus e$, где $e \in E^n$ – это вектор случайных ошибок.

Говорят, что скорость $R = \log(M) / n$ достижима в канале с обобщенными дефектами и t случайными ошибками, если существуют такие кодирование F и G , что $\hat{w} = G(F(w, s) \oplus e) = w$ для всех $w \in \{1, 2, \dots, M\}$, $s \in S$ и $e \in E^n$ с $w(e) \leq t$.

Пусть $R(s, t)$ – это максимальная достижимая скорость для канала с множеством состояний S и t случайными ошибками.

Пусть $T(S, \rho) = n^{-1} \log(\min_{s \in S} Y_s(\rho n))$, где $Y_s(r) = \bigcup_{y \in Y_s} E(y, r)$, и $E(y, r)$ – это сфера Хэмминга радиуса r с центром в точке y .

Теорема 1. Для произвольного детерминированного канала с множеством состояний S мощности $|S| \leq \exp\{n \cdot \text{const}\}$ и достаточно больших n $R(S, t) \geq \max[T(S, \rho) - H(\rho + 2\tau)]$, $0 \leq \rho \leq (1 - 4\tau)/2$, где $\tau = t/n$, $H(\alpha) = -\alpha \log(\alpha) - (1 - \alpha) \log(1 - \alpha)$.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Горбунов Е.А., Коржавый А.П., Лысенко А.Л. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике - Научноёмкие технологии, 2016 - Т.17 №1. - 66-72 с.

[2] Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Коржавый А.П. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. - Научноёмкие технологии, 2015 - Т.16 №9. - 56-60 с.

[3] Крицкая А.Р., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Лысенко А.Л., Лысенко М.М. Формализация информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. - Научноёмкие технологии, 2017 - Т.18 №2 - 47-52 с.

[4] Горбунов А.К., Шкилев В.Д., Беккель Л.С., Лысенко Л.В. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов – Электронный журнал: наука, техника и образование, 2017 - №1.(10) - 90-100 с.

[5] Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Минаев А.Н., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических процессов переноса вещества, энергии и моментов импульса. – депонированная рукопись, №23, 25.09.2013

Роденкова Надежда Владимировна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: rodenkova.nadya@yandex.ru

Амеличев Глеб Эдуардович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Р.В. Габдуллин, А.К. Горбунов

О КОЛИЧЕСТВЕ НЕПРИВОДИМЫХ НАД КОНЕЧНЫМ ПОЛЕМ МНОГОЧЛЕНОВ СПЕЦИАЛЬНОГО ВИДА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть p – простое число, F_q – конечное поле из $q = p^2$ элементов и $F_q[x]$ – кольцо многочленов от переменного x с коэффициентами из F_q . Для каждого целочисленного набора

$$(i_1, \dots, i_m), 1 \leq i_1 < \dots < i_m \leq n,$$

обозначим через $N_{q,n}(i_1, \dots, i_m)$ число всех неприводимых многочленов

$$f(x) = x^n + t_1 x^{n-1} + \dots + t_{n-1} x + t_n \in F_q[x],$$

когда t_{i_1}, \dots, t_{i_m} пробегают все элементы поля F_q , а остальные коэффициенты t_i фиксированы.

При $q = p$ и для многочленов $f(x) = x^3 + t_2 x + t_3$, $t_2 \neq 0$. Ватсон доказал, что

$$N_{p,3}(3) = \frac{1}{3} \left(p - \left(\frac{-3}{p} \right) \right).$$

Для многочленов произвольной степени и Коэн получил асимптотику

$$N_{q,n}(n) = cq + O(q^{1/2}), \quad q \rightarrow \infty,$$

с некоторой константой c , зависящей от группы Галуа многочлена $f(x)$ над полем $F_q(t_n)$. Для многочленов вида $f(x) = x^n + x + t_n$ константа c была вычислена. Показано, что $c = 1/n$ при условии $2n(n-1) \neq 0 \pmod{p}$ используется то обстоятельство, что изменяется лишь свободный коэффициент t_n многочлена $f(x)$.

В работе предложен новый подход к изучению величины $N_{q,n}(i_1, \dots, i_m)$ в самом общем случае, когда изменяются любые $m \leq n$ коэффициентов t_{i_1}, \dots, t_{i_m} многочлена $f(x)$.

Теорема 1. Если при всех взаимно однозначных в поле F_q заменах переменных t_{i_1}, \dots, t_{i_m} многочлен $f(x)$ остается абсолютно неприводимым для F_q , то для величины $N_{q,n}(i_1, \dots, i_m)$ справедлива асимптотическая формула

$$N_{q,n}(i_1, \dots, i_m) = cq^m + O(q^{m/2}), \quad q \rightarrow \infty,$$

где константа $c = 1/n$ зависит от множества типов разложения многочлена f и $c = 1/n$, если это множество совпадает с множеством наборов (τ_1, \dots, τ_m) неотрицательных целых τ_i с условием $\tau_1 + 2\tau_2 + \dots + n\tau_n = n$.

Теорема 2. Если многочлен $f(x, t) \in F_q[x, t]$ остается абсолютно неприводимым при всех взаимно однозначных в поле F_q заменах переменного t , то

для числа $N_{q,n}$ элементов $t \in F_q$, при которых $f(x,t)$ неприводим в кольце $F_q[x]$, справедлива асимптотическая формула

$$N_{q,n} = cq + O(q^{1/2}), \quad q \rightarrow \infty,$$

где $1/n \leq c < 1$, $n = \deg_x f$.

Указанный результат приводит к следующему количественному аспекту.

Следствие. Пусть $f(x,t)$ – абсолютно неприводимый многочлен из кольца $Z[x,t]$ степени $n \geq 1$ и высоты $\|f\|$. Если

$$N = (4\|f\|)^{m^{2^m}} \quad m = \left(\frac{n+1}{2}\right),$$

то существует арифметическая прогрессия

$$a + pl, \quad 0 \leq a \leq p-1,$$

с простым знаменателем p , $N < p < c'N$, такая, что многочлен $f(x, a + pl)$ неприводим над полем рациональных чисел Q для каждого $l \in Z$.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. *Научно-технические технологии*, 2016, т. 17, №1, с. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. *Научно-технические технологии*, 2015, т. 16, № 9, с. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научно-технические технологии*, 2017, т. 18, №2, с. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*, 2017, №1(10), с. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. *Депонированная рукопись*, №23, 25.09.2013.

Габдуллин Равиль Василевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: gvg.ravil@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.Н. Куликов, А.К. Горбунов, И.Н. Овчаренко, И.А. Лукошков

О НАХОЖДЕНИИ СОБСТВЕННЫХ ЧИСЕЛ ЗАДАЧИ ШТУРМА-ЛИУВИЛЯ УРАВНЕНИЯ РАДИАЛЬНОЙ МЕХАНИЧЕСКОЙ ДИСПЕРСИИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Исследование явлений массопереноса часто приводит к необходимости решения краевых задач для уравнения вида

$$\frac{\partial C}{\partial t} = \nabla \cdot (D \nabla C - C \cdot v), \quad (1)$$

Так, в случае конвективной диффузии [1, 2]: C – относительная концентрация вещества, v – скорость потока в некоторой точке пространства, D – коэффициент диффузии, в общем случае тензор второго рода, t – время.

Уравнение (1) содержит в себе несколько частных случаев, общие решения которых приводят к специальным функциям, что усложняет численные расчеты и качественный анализ изучаемых явлений переноса вещества.

Так в случае исследования одномерного поля концентрации от источника нейтральной примеси в радиальном фильтрационном потоке уравнение (1) имеет вид [3]

$$\frac{\partial C}{\partial \tau} = \frac{1}{\rho} \cdot \left(\frac{\partial^2 C}{\partial \rho^2} - \frac{\delta C}{\delta \rho} \right), \quad (2)$$

где $\rho = \frac{r}{a}$ – безразмерная пространственная координата, a – дисперсионность пористой среды, r – радиус полярной системы координат, $\tau = \frac{Q \cdot t}{2 \cdot \pi \cdot B \cdot h \cdot a}$ – безразмерное время, t – время, Q – мощность источника радиального фильтрационного потока, создаваемого источником, h – пористость среды, B – толщина слоя потока.

Решение этого уравнения классическим методом Фурье приводит к необходимости нормировки собственных функций оператора пространственной части этого уравнения при различных краевых условиях [4] и нахождении собственных чисел этого оператора.

Даже в наиболее простом для исследования случае краевой задачи первого типа трансцендентное характеристическое уравнение для определения собственных чисел α_i имеет вид

$$\begin{aligned} I_{\frac{1}{3}}[x_i(\rho_1)] \cdot J_{\frac{1}{3}}[x_i(\rho_2)] &= -J_{\frac{1}{3}}[x_i(\rho_2)] \cdot I_{\frac{1}{3}}[x_i(\rho_1)], \\ x_i(\rho) &= \frac{2}{3\alpha_i} (\alpha_i \rho - 0,25)^{\frac{3}{2}}, \quad \alpha_i \rho_1 \leq 0,25, \quad \alpha_i \rho_2 \geq 0,25, \end{aligned} \quad (3)$$

В настоящей работе предлагается графический метод решения этого уравнения, позволяющий наглядно представить спектр собственных чисел указанной краевой задачи для уравнения (2).

Для упрощения рассуждений предположим $\rho_1 = 500$, $\rho_2 = 1000$, при этом $\frac{0,25}{\rho_2} \leq \alpha_i \leq \frac{0,25}{\rho_1}$, $|x_i(\rho_1)| \ll \frac{1}{3}$, т. е. $J_1[x_i(\rho_1)] \approx J_1[x_i(\rho_2)]$, и, следовательно, остаётся решить $J_1[x_i(\rho_2)] = -J_1[x_i(\rho_1)]$.

Для решения исходного уравнения строим графики функции $J_1(x)$ и $J_1(x)$. Через точки пересечения этих графиков, проводим вертикальные линии $x = x_i$. Далее строим графики функции $\alpha = \alpha(x)$ при фиксированном значении ρ_2 (например, $\rho_2 = 500$) с тем же масштабом по оси ox . На графике функции $\alpha(x)$ – проведём прямые $x = x_i$. Ординаты точек пересечения графика функции $\alpha = \alpha(x)$ с прямыми $x = x_i$ дадут искомый спектр значений собственных чисел α_i .

Список литературы

[1] Веригин Н. Н., Васильев С. В., Саркисян В. С., Шержуков Б. С. Гидродинамические и физико-химические свойства горных пород. – М.: Недра, 1977. – 271 с.

[2] Бэр Я., Заславский Д., Ирмей С. Физико-математические основы фильтрации воды. – М.: Мир, 1971. – 451 с.

[3] Гладышев Ю. А., Куликов А.Н. О решении задачи Коши уравнения радиальной дисперсии. – В кн.: Избранные вопросы движения сплошных сред. – М.: МГУ, 1980. – с. 50-54.

[4] Куликов А.Н., Горбунов А.К., Овчаренко И.Н., Родин В.С., Кузнецова А.А. О нормировке собственных решений уравнения радиальной дисперсии // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №2 (12). С. 213-218. URL: <http://nto-journal.ru/uploads/articles/63c92c60716c07bd0755f4891872204f.pdf> (дата обращения 19.10.2017)

Куликов Анатолий Николаевич – канд. физ.-мат. наук, доцент кафедры «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Овчаренко Игорь Николаевич – старший преподаватель кафедры «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: ino1963@yandex.ru

Лукошков Иван Анатольевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_MGTU_FIZ@mail.ru

А.З. Асваров, А.К. Горбунов

О ПОСТРОЕНИИ НЕПРИВОДИМЫХ МНОГОЧЛЕНОВ НАД КОНЕЧНЫМ ПОЛЕМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть n – натуральное, q – степень простого числа. Зафиксируем произвольное $\theta < 941/3620$

Теорема 1. Для любого натурального n за время порядка $\exp(O(\ln n \ln g))$ можно указать натуральное $N = n + O(n \ln^{-\theta} n)$ и построить неприводимый над $GF(q)$ полином степени N .

Доказательство. Всюду в дальнейшем будем считать, что n достаточно велико. Для $0 \leq x < y$ обозначим через $\lambda(x, y)$ произведение последовательных простых чисел, содержащихся на отрезке $[x, y]$

Из асимптотического закона распределения простых чисел (см. рис. /2/) вытекает, что

$$\lambda(x, y) = \exp(y - x + O(y)) \quad (1)$$

Для данного числа n определим натуральное t неравенствами

$$\lambda(t, 2 \ln n) \leq 2n / \ln n < \lambda(t-1, 2 \ln n) \quad (2)$$

Что всегда возможно при достаточно большом n , так как в силу (1) $\lambda(0, 2 \ln n) = \exp((2 + O(1)) \ln n)$

Из соотношений (1) и (2) вытекает, что

$$t = \ln n + O(\ln n) \quad (3)$$

Положим

$$\Delta = 2n / \lambda(t, 2 \ln n) \ln n \quad (4)$$

Очевидно имеем

$$1 \leq \Delta < \lambda(t-1, 2 \ln n) / \lambda(t, 2 \ln n) \leq t-1 \quad (5)$$

Пусть p_1, \dots, p_r – все простые числа, заключенный между t и $2 \ln n$, т.е.

$$\lambda(t, 2 \ln n) = p_1 \dots p_r$$

Через $P(x)$ обозначим наибольшее простое число, не превосходящее x .

В настоящее время известна оценка (см. /3/)

$$P(x) = x + O(x^{1-20}) \quad (6)$$

Определим p_{r+1} и p_{r+2} равенствами

$$p_{r+1} = P((\frac{1}{2} \Delta \ln n)^{1/2}), \quad p_{r+2} = P(p_{r+1}) \quad (7)$$

Из соотношений (3), (5), (6) следует, что при достаточно большом n числа $p_1, \dots, p_r, p_{r+1}, p_{r+2}$, попарно различны, причем

$$((\frac{1}{2} \Delta \ln n)^{1/2}) \geq p_{r+1} \geq p_{r+2} = ((\frac{1}{2} \Delta \ln n)^{1/2})(1 + O(\ln^{-\theta} n))$$

Положим

$$N = p_{r+1} \dots p_{r+2} \quad (8)$$

Тогда $N = n + O(n \ln^{-\theta} n)$ и может быть вычислено за время порядка $n^{O(1)}$ по формулам (2), (4), (7), (8).

Далее, перебором найдем неприводимые над полем $GF(q)$ многочлены f_1, \dots, f_{r+2} степеней p_1, \dots, p_{r+2} . Так как $p_i = O(\ln n)$, то это требует времени порядка $\exp(O(\ln n \ln q))$

Пусть далее $F_1(x)$ и $F_2(x)$ – два неприводимых многочлена взаимно простых степеней m_1 и m_2 , а β – корень $F_2(x)$ в поле $GF(q^{m_2})$. Тогда мно-

гочлен $F = F_1 * F_2$ определяемый равенством $F(x) = \prod_{j=0}^{m_2-1} F_1(x - \beta^{q^j})$, будет

неприводимым над $GF(q)$ многочленом степени $m_1 m_2$ (см. /1/) и может быть вычислен за полиномиальное в зависимости от $m_1 m_2$ и $\ln q$ время. Следовательно, так как $r = O(\ln n)$, то многочлен степени N $f = f_1 * \dots * f_{r+2}$ будет неприводимым и может быть вычислен за время порядка $\exp(O(\ln n \ln q))$.

Тем самым теорема доказана.

Отметим, что при фиксированном q алгоритм теоремы 1 требует времени порядка $n^{O(1)}$. Покажем, что в этом случае аналогичный результат может быть получен несколько проще, причем получаемый неприводимый многочлен имеет очень малую долю ненулевых коэффициентов.

Через $Wt(f)$ обозначим количество ненулевых коэффициентов многочлена f .

Теорема 2. При достаточно большом n для любого фиксированного q и $\varepsilon > 0$ можно указать такое натуральное N , что $|n - N| \leq \varepsilon n$, и построить неприводимый над полем $GF(q)$ многочлен степени N веса $Wt(f) = (\ln n)^{O(1)}$ за время порядка $n^{O(1)}$.

Доказательство. Пусть n достаточно велико по сравнению с q . Положим $m = \lceil \varepsilon n / \ln q \rceil$. Перебором найдем примитивный над полем $GF(q)$ многочлен степени m

$$F(x) = x^m + a_{m-1}x^{m-1} + \dots + a_1x + a_0$$

и положим

$$\varphi(x) = x^{q^m-1} + a_{m-1}x^{q^{m-1}-1} + \dots + a_1x^{q-1} + a_0$$

По теореме Оре-Глисона-Марша (см./1/) многочлен $\varphi(x)$ будет неприводимым. Далее, перебором найдем неприводимый многочлен $\psi(x)$ степени $r = \lfloor n / q^m \rfloor \leq q\varepsilon^{-1}$. Используя многочлены $\varphi(x)$ и $\psi(x)$, как и при доказательстве теоремы 1, построим многочлен $f = \varphi * \psi$ степени $N = q^m r$. Имеем $|n - N| \leq q^m \leq \varepsilon n$. Кроме того, очевидно, что

$$Wt(f) \leq m^r = (\ln n)^{O(1)}$$

Легко видеть, что многочлен f может быть построен за время порядка $n^{O(1)}$, тем самым теорема доказана.

Литература

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии, 2016, Т.17, №1, С. 66-72

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии, 2015, Т.16, №9, С. 56-60

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии, 2017, Т.18, №2, С. 47-52

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование, 2017, №1(10), С. 90-100

[5] *Лысенко Л.В., Шаталова В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Асваров Алидар Загирбекович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: alidar.asvarov@gmail.com

К.А. Зубенко, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

О РАСЧЕТЕ ХАРАКТЕРИСТИК ПОБЛОЧНОГО ДЕКОДИРОВАНИЯ СВЕРТОЧНЫХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть двоичный линейный сверточный код со скоростью $R_\sigma = k/n$, длиной кодового ограничения ν и длиной ребра кодовой решетки n задается следующим выражением:

$$\bar{x}_t = \bar{a}_t G_0 + \bar{a}_{t-1} G_1 + \dots + \bar{a}_{t-\nu+1} G_{\nu-1} \quad (1)$$

где \bar{a}_t – вектор из k двоичных символов (сообщение) на входе кодера в момент времени t . G_j – двоичная матрица размерности $(k \times n)$ $t = 0, 1, 2, \dots, a_i = 0$ для $i < 0$.

Слово сверточного кода представляется в виде последовательности подблоков длины n каждый, образуемых на выходе кодера. Последовательность $\bar{S}_t = (\bar{a}_{t-1}, \dots, \bar{a}_{t-\nu+1})$ называется состоянием кодера в момент кодирования сообщений \bar{a}_t .

При поблочном декодировании очередная оценка сообщения $\tilde{a}_t \in \{m_1, m_2, \dots, m_q, *\}$ (* – символ стирания) вычисляется по некоторому правилу:

$$\tilde{a}_t = \varphi(\hat{x}_t) \quad (2)$$

где $\varphi(\hat{x}_t)$ задает декодирование принятого из канала подблока \hat{x}_t в смежном классе блокового кода с порождающей матрицей G_0 . Образующий R_t этого смежного класса определяется по ранее вычисленным оценкам:

$$h_t = \tilde{a}_{t-1} G_1 + \dots + \tilde{a}_{t-\nu+1} G_{\nu-1}$$

Выдача очередного сообщения осуществляется с задержкой на τ подблоков. Состоянием декодера при декодировании \hat{x}_t называется последовательность $\tilde{S}_t = (\tilde{a}_{t-1}, \dots, \tilde{a}_{t-\nu+1})$

Каждому состоянию \tilde{S}_t декодера на кодовой решётке соответствует узел, из которого исходит множество ребер, образующих блокочный (n, k) код $A(\tilde{S}_t) = \{\bar{x}_{m_1}(\tilde{S}_t), \bar{x}_{m_2}(\tilde{S}_t), \dots, \bar{x}_{m_q}(\tilde{S}_t)\}$. Декодер, приняв очередной подблок, декодирует его на множество слов этого кода со стиранием.

Эффект, достигаемый от подобной процедуры в каналах с обратной связью (ОС), исследован для случайных кодов и декодирования по вероятности. Практическое использование поблочного декодирования в протоколах с ОС и каскадных конструкциях связано с применением в качестве $\varphi(\hat{x}_t)$ (2) неполного декодирования по минимуму расстояния и кодов, в которых такое декодирование просто реализуется.

В настоящей работе решается задача получения точных вероятностных характеристик помехоустойчивости поблочного декодирования для правила φ , определяемого следующим образом. Если для принятого слова \hat{x}_t

найдется такое $\bar{x}_{mi}(\tilde{S}_t) \in A(\tilde{S}_t)$, что $dist(\hat{x}_t, \bar{x}_{mi}) \leq R$, то принятое слово декодируется как \bar{x}_{mi} , и формируется оценка сообщения $\tilde{a}_t = m_i$, в противном случае происходит отказ от декодирования. Заметим, что минимальное столбцовое расстояние d_m в рассматриваемом случае должно удовлетворять неравенству $d > 2R$. Пусть передача ведется по двоичному симметричному каналу без памяти с переходной вероятностью $P < 1/2$. Для рассматриваемой модели допустимо считать, что по каналу передается нулевое кодовое слово.

Процесс декодирования может быть описан как движение по направленному графу (диаграмме состояний), вершины которого соответствуют состояниям декодера, а ребрам, соединяющим состояния, приписаны последовательности длины n на входе декодера, вызывающие соответствующий переход.

При $R = 0$ переход из состояния в состояние возможен, если вектор ошибки длины n совпадает с одним из подблоков сверточного кода. В этом случае ребра рассматриваемого графа (назовем его исходным) представляют собой подблоки сверточного кода.

Пример 1. Определим вероятность ошибки как вероятность события, заключающегося в том, что декодер впервые свернул с нулевого пути и прошел по замкнутому пути. Вычисление может быть выполнено по формуле:

$$P_{\text{ош}} = \sum_{I=1}^{\infty} \sum_{J=1}^{\infty} A(I, J) P^I (1 - P)^{nJ-I} \quad (3)$$

где $A(I, J)$ - количество путей веса I и длины J , исчисляемой в ребрах, на описанном графе, замкнутых на нулевое состояние. Понятно, что для кода со свободным расстоянием d_f и кодовым ограничением v , $A(I, J) = 0$ для $I < d_f, J < v$.

В случае $R > 0$ переход из состояния в состояние происходит, если конфигурация ошибки такова, что принятый подблок находится на расстоянии R или менее от соответствующего подблока, определяющего переход на исходном графе. Тогда для расчетов потребуется граф, полученный из исходного следующим способом. Каждое ребро веса L , соединяющее два состояния, заменим пучком из $M(I, L)$ ребер веса I каждое ($I = \overline{0, n}$). Здесь функция $M(I, L)$ определяет количество векторов веса I , ошибочно декодируемых в кодовые слова веса L блокового (n, k) кода, и может быть вычислена по формуле, получаемой как следствие из результатов работы (3):

$$M(I, L) = \sum_{j_1=\max(Q_1, Q_2)}^{\min(I, L)} C_L^{j_1} C_{N-L}^{I-j_1} \quad (4)$$

где

$$Q_1 = \left\lceil \frac{I+L-R}{2} \right\rceil, Q_2 = I - (n - L)$$

Поясним преобразования графа на примере. Пусть состояния S_i и S_j соединены на исходном графе ребром веса $L = 4$ длины $n = 4$ двоичных символов, $R = 1$ (рис.1). Вычисления по формуле (4) дают:

$$M(0,4) = M(1,4) = M(2,4) = 0, M(3,4) = 4, M(4,4) = 1$$

Преобразованный фрагмент графа представлен на рис. 2.

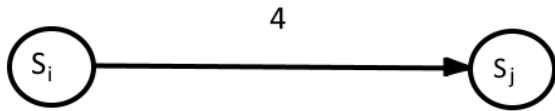


Рис. 1

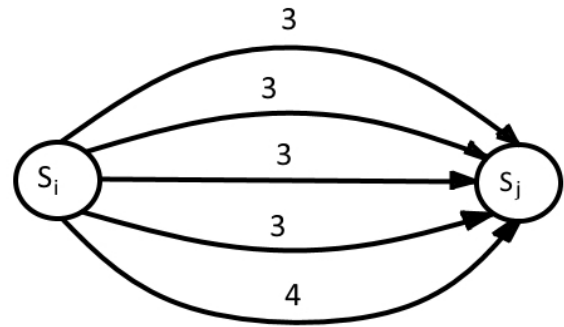


Рис. 2

Пример 2. Формула для вычисления вероятности ошибки при $R > 0$ (см. определение в примере 1) имеет вид:

$$P_{\text{ош}} = \sum_{I=1}^{\infty} \sum_{J=1}^{\infty} B(I, J) P^I (1 - P)^{nJ-I}$$

Здесь $B(I, J)$ – функция, аналогичная $A(I, J)$ в формуле (3), но вычисляемая по преобразованному графу.

Функции $A(I, J)$ и $B(I, J)$ из примеров 1 и 2 вычисляются известным способом из систем уравнений, записываемых по диаграммам состояний.

Расчет вероятностных характеристик помехоустойчивости при поблочном декодировании сверточных кодов сводится к вычислению вероятностей движения декодера по соответствующим траекториям на диаграмме состояний. При использовании неполного декодирования по минимуму расстояния ($R > 0$) диаграмма получается из исходной указанным в работе способом.

В докладе приводятся примеры расчета характеристик сверточно-блокового способа передачи сообщений по каналам ОС и каскадных конструкций с внутренними кодами с единичной памятью, декодируемыми поблочно.

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии, 2016, т. 17, № 1, с. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии, 2015, т. 16, № 9, с. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии, 2017, т. 18, № 2, с. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование, 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев В.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись № 23, 25.09.2013.

Зубенко Ксения Андреевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: just.anra@gmail.ru

Размахов Илья Вадимович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: kf_MGTU_FIZ@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.Г. Полторацкий, М.О. Игнатов, И.В. Размахов,
А.К. Горбунов

О СВЁРТОЧНЫХ КОДАХ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть $g_{ij}(x)$, $i = 1, \dots, k$, $j = 1, \dots, m$ – произвольные многочлены над $GF(q)$, $q = 2^r$, максимальной степени S .

Многочлен

$$T(x) = \sum_{i=1}^k I_i(x^m) \sum_{j=1}^m (x^{j-1}) \cdot g_{ij}(x^m) \quad (1)$$

называется словом q -ичного свёрточного кода со скоростью $R = \frac{k}{m}$ и порождающими многочленами g_{ij} . При этом $I_1(x), \dots, I_k(x)$ – информационные многочлены. Код называется некатастрофическим, если для каждого i многочлены g_{i1}, \dots, g_{im} в совокупности взаимно просты, т.е. их наибольший общий делитель есть одночлен. Число $v = \sum_i \max_j \{d_{eg}(g_{ij})\}$, где $d_{eg}(g)$ – степень g

называется памятью кодера. Число $n_A = (S+1)m$ называется длиной ограничений, оно равно протяженности в числе кодовых символов импульсного отклика кодера, как линейного фильтра. Ниже будут рассматриваться коды, которые задаются иначе, чем в (1). Для них длина ограничений также будет определяться как протяженность отклика.

Пусть $J(n, S)$ – множество информационных многочленов степени $n-1$ вида $I_i(x) = \mu_{i0} + \mu_{i1}x + \dots + \mu_{i(n-1)}x^{n-1}$, для которых $\mu_{i0} \neq 0$, $\mu_{i(n-1)} \neq 0$ хотя бы для одного i и отсутствует серия из S последовательных коэффициентов $\mu_{it}, \dots, \mu_{i(t+s-1)}$, равных нулю для всех i . Величина

$$d_l^{(r)} = \min_{J(l,S)} W(T(x)), \quad l = 1, 2, \dots, \quad (2)$$

где W – вес Хэмминга называется строчным расстоянием порядка l . Наименьшее из строчных расстояний называется свободным расстоянием. Последовательность строчных расстояний характеризует введённое И. Юстенсенем декодирование с ограниченным расстоянием. Такое декодирование исправляет любую последовательность ошибок $\bar{e}_1, \bar{e}_2, \dots$, для которой

$$\sum_{i=0}^e W(\bar{e}_i) \leq (d_l^r - 1) / 2, \quad l = 1, 2, \dots$$

Лемма 1. Для любого многочлена $P(x)$ над полем $GF(p^r)$, любого ненулевого $c \in GF(p^r)$ и любых неотрицательных целых n и N справедливо неравенство

$$W[P(x)(x^n - c)^N] \geq W[(x - c)^N] \cdot W[P(x) \bmod (x^n - c)], \quad (3)$$

причем $W[(x - c)^N] = 2^{w(N)}$ при $p = 2$, где $w(N)$ – количество единиц в двоичном представлении числа N .

Некоторые недвоичные свёрточные коды. Пусть $g(x)$ – произвольный многочлен над $GF(q)$. Будем обозначать через $d_n(g)$ минимальное расстояние циклического кода длины n с порождающим многочленом $g(x)/(x^n - 1)^N$, где N – наибольшее целое, для которого деление возможно.

Лемма 2. Пусть многочлены $g_1(x), g_2(x)$ порождают циклические коды длины n над $GF(2^r)$, т.е. $x^n - 1 = 0 \pmod{g_i(x)}$, $i = 1, 2$, и $g_1(x) \cdot g_2(x) \neq 0 \pmod{x^n - 1}$. Пусть $h_i(x) = (x^n - 1)/g_i(x)$. Тогда $g_1(x)$ и $g_2(x)$ порождают свёрточный код над $GF(2^r)$ со скоростью $1/2$ и свободным расстоянием

$$d_f \geq \min \{2d_n(h_1 h_2) + 2d_n(h_1), 2d_n(h_1 h_2) + 2d_n(h_2), d_n(g_1 h_2) + 2, d_n(g_2 h_1) + 2, d_n(g_1) + d_n(g_2), 2d_n(h_1) + 2d_n(h_2)\}, \quad (4)$$

Если $g_1(x)$ и $g_2(x)$ взаимно просты, то свёрточный код является некатастрофическим и

$$d_f \geq \min \{4d_n(H_{12}), d_n(h_1) + 2, d_n(h_2) + 2, d_n(g_1) + d_n(g_2)\},$$

где $H_{12} = \text{НОД}(h_1, h_2)$. Если при этом $g_1(x) = x - \alpha_1$, $g_2(x) = x - \alpha_2$, где α_1, α_2 – различные ненулевые элементы, то $d_f = 4$ и строчные расстояния удовлетворяют $d_l^{(r)} = 3 + l$.

Лемма 3. Пусть $g_1(x), g_2(x)$ и $g_3(x)$ – попарно взаимно просты и порождают циклические коды длины n над $GF(2^r)$. Указанные многочлены порождают некатастрофический свёрточный код над $GF(2^r)$ со скоростью $1/3$ и свободным расстоянием

$$d_f \geq \min \{6d_n(H_{123}), 2d_n(h_1) + 2, 2d_n(h_2) + 2, 2d_n(h_3) + 2, d_n(g_1) + d_n(g_2) + d_n(g_3)\}, \quad (5)$$

где $H_{123} = \text{НОД}(h_1, h_2, h_3)$ и $h_i(x) = (x^n - 1)/g_i(x)$. Если при этом $g_i(x) = (x - \alpha_i)$, где $\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3$ – различные ненулевые элементы, то $d_f = 6$ и строчные расстояния удовлетворяют соотношению $d_l^{(r)} = 4 + 2l$.

Некоторые двоичные свёрточные коды, получающиеся из РС-кодов. Будем считать, что в рассматриваемых ниже конструкциях исходные коды суть РС-коды длины $n = 2^r - 1$. Двоичные коды будут получаться из них заменой каждого символа поля $GF(2^r)$ на r или на $r + 1$ двоичных символов, один из которых в последнем случае – символ проверки на чётность. Будем также считать, что поток двоичных символов на выходе кодера получается в результате перемежения m двоичных последовательностей, получающихся в результате указанной замены на каждом из m выходов недвоичного свёрточного кодера. При этом в случае замены на $r + 1$ двоичных символов будем считать, что символ проверки на чётность располагается в начале подблока из $r + 1$ символов. Это соглашение оказывается полезным при оценке длины ограничений как длины отклика двоичного кодера.

В результате из свёрточного кода над $GF(2^r)$ со скоростью R и памятью кодера v будет получаться двоичный свёрточный код со скоростью $R_{gb} = r/R - 1$ $r = R$ или со скоростью $R_{gb} = r/R^{-1}(r + 1)$ и памятью кодера $v_{db} = rv$. В первом

случае свободное и строчное расстояния оцениваются аналогичными расстояниями недвоичного кода. Во втором случае все оценки расстояний могут быть удвоены.

Теорема 1. Пусть $g_1(x)$ и $g_2(x)$ – различные многочлены степени $S \leq (n - 1)/2$, порождающие РС-коды над полем $GF(q)$, $q = 2^r$ и $n = q - 1$ – длина кодов. Пусть $d_{eg} \text{НОД}(g_1, g_2) = S_0$. Тогда эти многочлены порождают двоичный свёрточный код со скоростью $R_{gb} = 1/2$, свободным расстоянием $d_f \geq \min\{2(S+1), n - S + S_0 + 3\}$ и длиной ограничений $n_A = 2rS + 2$. Эти же многочлены порождают двоичный свёрточный код со скоростью $R_{gb} = r/2(r + 1)$, свободным расстоянием $d_f \geq \min\{4(S+1), 2(n - S + S_0 + 3)\}$ и длиной ограничений $n_A = 2S(r + 1) + 4$.

Теорема 2. Пусть $g_1(x)$, $g_2(x)$ и $g_3(x)$ – попарно взаимно простые многочлены степени $S \leq (n - 1)/3$, порождающие РС-коды длины $n = 2^r - 1$ над полем $GF(2^r)$. Тогда эти многочлены порождают двоичный свёрточный код со скоростью $1/3$, свободным расстоянием $d_f \geq 3(S + 1)$ и длиной ограничений $n_A = 3rS + 3$. Эти же многочлены порождают двоичный свёрточный код со скоростью $r/3(r + 1)$, свободным расстоянием $d_f \geq 6(S + 1)$ и длиной ограничений $n_A = 3S(r + 1) + 6$.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. № 2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. № 1 (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Полторацкий Александр Георгиевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: pag.2010@ya.ru

Игнатов Михаил Олегович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mikhail.ignatov1998@yandex.ru

Размахов Илья Вадимович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_MGTU_FIZ@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.С. Голубовская, А.К. Горбунов, И.Е. Малышев

О СЛОЖНОСТИ ДЕКОДИРОВАНИЯ НИЗКОСКОРОСТНЫХ КОДОВ РИДА-МАЛЛЕРА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Коды Рида-Миллера (РМ), находят широкое применение из-за простоты их кодирования и декодирования и достаточно высокой корректирующей способности. Наиболее распространенным методом декодирования кодов РМ является мажоритарный, сложность реализации которого пропорциональна $n \log^r n$, где n – длина кода, а r – его порядок. Использование обобщенного каскадного представления этих кодов позволяет построить алгоритмы их кодирования и декодирования со сложностью пропорциональной произведению длины кода на его порядок.

Пусть $n = 2^m$ – код Рида-Маллера r -го порядка длины $n = 2^m$ с $K(r, m) = \sum_{i=0}^m (m_i)$ информационными символами и минимальным расстоянием $d = 2^{m-r}$, а алгоритм декодирования в пределах, гарантируемых оценкой кодового расстояния, $-\psi(r, m)$. Сложность реализации алгоритмов кодирования $C_\varphi(r, m)$ и декодирования $C_\psi(r, m)$ будем оценивать в числе операций сложения-вычитания действительных чисел $C_\varphi^{(1)}(C_\psi^{(1)})$, определения модуля числа $C_\varphi^{(2)}(C_\psi^{(2)})$, сравнения двух чисел $C_\varphi^{(3)}(C_\psi^{(3)})$ и смены знака числа на противоположный $C_\varphi^{(4)}(C_\psi^{(4)})$. При оценке сложности алгоритмов не учитываются затраты на операции присвоения, изменения индексных переменных и т.п.

Осуществим в кодовых словах замену нулей на I и единиц на -I. Такую же замену совершим в символах информационного вектора $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots, u_{K(r, m)})$.

Алгоритм кодирования $\varphi(r, m)$:

1. Если $r = 0$, то кодовый вектор $\bar{u} = (u_1, \dots, u_{K(r, m)})$ является 2^m -кратным повторением единственного информационного символа u_1 .

2. Если $r = m$, то кодовый вектор \bar{v} совпадает с информационным вектором \bar{u} .

3. Информационный вектор $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots, u_{K(r, m)})$ размерности $K(r, m)$ разобьем на 2 части $\bar{u}^{(1)} = (u_1^{(1)}, \dots, u_{K(r-1, m-1)}^{(1)})$ и $\bar{u}^{(2)} = (u_1^{(2)}, \dots, u_{K(r, m-1)}^{(2)})$.

4. Закодируем вектор $\bar{u}^{(1)}$ с помощью алгоритма $\varphi(r-1, m-1)$. В результате получим вектор $\bar{v}^{(1)} = (v_1^{(1)}, v_2^{(1)}, \dots, v_{2^{m-1}}^{(1)})$ размерности 2^{m-1} .

5. Закодируем вектор $\psi(r, m)$ с помощью алгоритма $\varphi(r, m-1)$. В результате получим вектор $\bar{v}^{(2)} = (v_1^{(2)}, v_2^{(2)}, \dots, v_{2^{m-1}}^{(2)})$ размерности 2^{m-1} .

6. Кодовый вектор \bar{v} получается из векторов $\bar{v}^{(1)}$ и $\bar{v}^{(2)}$ следующим образом: $\bar{v} = (v_1^{(2)}, v_1^{(1)} \times v_1^{(2)}, v_2^{(2)}, v_2^{(1)} \times v_2^{(2)}, \dots, v_{2^{m-1}}^{(2)}, v_{2^{m-1}}^{(1)} \times v_{2^{m-1}}^{(2)})$.

Сложность алгоритма кодирования определяется следующим рекуррентным соотношением:

$$C_\varphi(r, m) = C_\varphi^{(4)}(r, m) = C_\varphi(r-1, m-1) + C\varphi(r, m-1) + 2^{m-1}$$

с краевыми условиями $C_\varphi(0, m) = C_\varphi(m, m) = 0$, решением которого является $C_\varphi(r, m) = r2^m$. Отсюда следует

Утверждение 1. Сложность кодирования кодов РМ пропорциональна произведению длины кода на его порядок.

Пусть по каналу связи передавался вектор $\bar{v} \in R(r, m)$, а на приёмной стороне получен возможно искаженный вектор $\bar{\omega} = (\omega_1, \dots, \omega_n)$, $\omega_i \in \{1, -1\}$. Результатом кодирования является информационный вектор \bar{y} размерности $K(r, m)$, а так же кодовый вектор \bar{z} кода $R(r, m)$, соответствующий информационному вектору \bar{y} .

Алгоритм декодирования $\psi(r, m)$:

1. Если $r = m$, то декодируемые вектора \bar{y} и \bar{z} совпадают с вектором $(\text{sign}(\omega_1), \text{sign}(\omega_2), \dots, \text{sign}(\omega_n))$.

2. Если $r = 0$, то определяется знак величины $\sum_{i=1}^n \omega_i$, который совпадает с знаком декодируемого символа $\bar{y}, \bar{z} = (\bar{y}, \dots, \bar{y})$.

3. Принятый вектор \bar{W} представляется в виде матрицы W размерности $2 \times 2^{m-1}$, содержащей две строки, в первой- элементы \bar{W} с нечетными, во второй – с четными номерами.

4. Вычисляется матрица $S = H_2 W$ размерности $2 \times 2^{m-1}$, где H_2 – матрица Адамара размерности два,

$$H_2 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 1 & -1 \end{bmatrix}$$

5. Находится вектор \bar{S} размерности 2^{m-1} , равный разности модулей элементов первой и второй строки матрицы S .

6. Вектор \bar{S} декодируется по алгоритму $\psi(r-1, m-1)$. Результатом являются вектора $\bar{y}^{(1)}$ размерности $K(r-1, m-1)$ и $\bar{z}^{(1)} \in R(r-1, m-1)$ размерности 2^{m-1} .

7. Из матрицы S выбираются элементы, образующие вектор $\bar{\omega}' = (\omega'_1, \omega'_2, \dots, \omega'_{2^{m-1}})$ размерности 2^{m-1} , причем ω_i равняется i -му элементу первой строки S , если $z_i^{(1)} = 1$ и i -му элементу второй строки, если $z_i^{(1)} = -1$.

8. Вектор $\bar{\omega}'$ декодируется по алгоритму $\psi(r, m-1)$. Результатом декодирования являются $\bar{y}^{(2)}$ размерности $K(r, m-1)$ и вектор $\bar{z}^{(1)} \in R(r-1, m-1)$ размерности 2^{m-1} .

9. Результатом декодирования $\bar{\omega}$ являются вектор $\bar{y} = (\bar{y}^{(1)}, \bar{y}^{(2)})$ размерности $K(r, m)$ и вектор $z = (z_1^{(2)}, z_1^{(1)} \times z_1^{(2)}, z_2^{(2)}, z_2^{(1)} \times z_2^{(2)}, \dots, z_{2^{m-1}}^{(2)}, z_{2^{m-1}}^{(1)} \times z_{2^{m-1}}^{(2)})$ размерности 2^m .

Сложность алгоритма декодирования определяется системой рекуррентных соотношений:

$$C_{\varphi}^{(1)}(r, m) = 3 \cdot 2^{m-1} + C_{\varphi}^{(1)}(r-1, m-1) + C_{\varphi}^{(1)}(r, m-1)$$

$$C_{\varphi}^{(2)}(r, m) = 2^m + C_{\varphi}^{(2)}(r-1, m-1) + C_{\varphi}^{(2)}(r, m-1)$$

$$C_{\varphi}^{(3)}(r, m) = C_{\varphi}^{(3)}(r-1, m-1) + C_{\varphi}^{(3)}(r, m-1)$$

$$C_{\varphi}^{(4)}(r, m) = 2^{m-1} + C_{\varphi}^{(4)}(r-1, m-1) + C_{\varphi}^{(4)}(r, m-1)$$

с краевыми условиями

$$C_{\varphi}^{(i)}(m, m) = 0, i = 1, \dots, 4;$$

$$C_{\varphi}^{(1)}(0, m) = 2^m - 1, C_{\varphi}^{(2)}(0, m) = 0, C_{\varphi}^{(3)}(0, m) = 1, C_{\varphi}^{(4)}(0, m) = 0$$

Решением системы являются соотношения:

$$C_{\varphi}^{(1)}(r, m) \leq (3r+1)2^m, C_{\varphi}^{(2)}(r, m) \leq r2^{m+1}, C_{\varphi}^{(3)}(r, m) \leq \binom{m-1}{r}, C_{\varphi}^{(4)}(r, m) \leq r2^m,$$

из которых следует

Утверждение 2. Сложность декодирования кода Рида-Маллера, в пределах гарантируемых кодовым расстоянием, пропорциональна произведению длины кода на его порядок.

Отметим возможность использования описанного алгоритма декодирования в полунепрерывном канале связи.

ЛИТЕРАТУРА

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В. К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирования) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т.18. С.47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1(10). С.90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации- единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Голубовская Анастасия Сергеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: anastasiya.golubovskaya@gmail.com

Мальшев Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: TitanQuest123212@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.Б. Рафикова, Г.Э. Амеличев, А.К. Горбунов

О СОВЕРШЕННЫХ КОДАХ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть V^n - множество двоичных слов длины n и $V^* = \bigcup_{n=0}^{\infty} V^n$. На множестве V^* была введена метрика $\rho(\alpha, \beta)$, равная минимальному числу выпадений и вставок, преобразующих слово α в слово β . Если обозначит через ℓ длину слова α , через ℓ максимальную длину общих подпоследовательностей слов α и β , а через $\bar{\ell}$ минимальную длину общих надпоследовательностей слов α и β , то можно показать, что $\rho(\alpha, \beta) = \ell - \ell$ и, следовательно, $\rho(\alpha, \beta) = \bar{\ell} - \ell$. Метрика $\rho(\alpha, \beta)$ и ее обобщение широко используются во многих приложениях. Для любого $\alpha \in V^n$ обозначим через $\underline{A}_\zeta(n)$ множество различных подпоследовательностей длины $n - \zeta$ слова α (т.е. множество слов, получаемых из α выпадениями ζ символов), а через $\bar{A}_\zeta(n)$ множество различных надпоследовательностей длины $n + \zeta$ слова α (т.е. множество слов получаемых из α вставками ζ символов). Обозначим через $\tau(\alpha)$ число серий слова α . Например, $\tau(01101) = 4$. Было установлено, что для любого слова

$$\left(\tau(\alpha) - \zeta + 1 \right) \leq |\underline{A}_\zeta(\alpha)| \leq \left(\tau(\alpha) + \zeta - 1 \right), \quad (1)$$

$$|\bar{A}_\zeta(n)| = \sum_{j=0}^{\zeta} \binom{n + \zeta}{j}. \quad (2)$$

В частности, $|\underline{A}_1(\alpha)| = \tau(\alpha)$ и $|\bar{A}_1(\alpha)| = n + 2$. (В q -ичном случае неравенства (1) справедливы без изменения, а в равенстве (2) j -ое слагаемое нужно умножить на $(q-1)^j$).

Множество $W \subset V^*$ называется кодом с исправлением ζ выпадений и вставок, если $\rho(\alpha, \beta) > 2\zeta$ для любых различных $\alpha, \beta \in W$. Множество $W \subset V^*$ называется кодом с исправлением ζ выпадений (ζ вставок), если попарно не пересекаются множества $\underline{A}_\zeta(\alpha), \alpha \in W$ (соответственно множества $\bar{A}_\zeta(\alpha), \alpha \in W$). Для кодов, состоящих из слов одной и той же длины, эти три определения равносильны. Поэтому, например, код $W \subset V^n$ с исправлением ζ выпадений позволяет исправить в каждом кодовом слове все ошибки типа выпадений и вставок, если их суммарное число не превышает ζ . Максимальную мощность (число слов) кода $W \subset V^n$ с исправлением ζ выпадений

и вставок обозначим через $M_\zeta(n)$. Будем говорить, что множество $W \subset B^n$ порождает покрытие множества $B^{n-\zeta}$ (множества $B^{n+\zeta}$), если для любого $\beta \in B^{n-\zeta}$ ($\beta \in B^{n+\zeta}$) существует слово $\alpha \in W$, такое, что $\beta \in \underline{A}_\zeta(\alpha)$ (соответственно $\beta \in \overline{A}_\zeta(\alpha)$). Минимальную мощность кода $W \subset B^n$, порождающего покрытие множества $B^{n-\zeta}$ (множества $B^{n+\zeta}$) обозначим через $\underline{M}_\zeta(n)$ (соответственно через $\overline{M}_\zeta(n)$). Код $W \subset B^n$ с исправлением ζ выпадений и вставок будем называть совершенным кодом длины n с исправлением ζ выпадений (ζ вставок), если он порождает покрытие множества $B^{n-\zeta}$ (соответственно множества $B^{n+\zeta}$). В настоящей работе рассматривается только случай $\zeta=1$ и поэтому индекс ζ в обозначениях $M_\zeta(n)$, $\underline{M}_\zeta(n)$ и $\overline{M}_\zeta(n)$ в дальнейшем будут опускаться.

Для исправления одной несимметрической ошибки типа $0 \rightarrow 1$ были предложены коды

$$W(n, z) = \{ \alpha = a_1 \dots a_n \in B^n \mid \sum_{i=1}^n i a_i \equiv z \pmod{n+1} \}, \quad (3)$$

где z – любое из чисел $0, 1, \dots, n$. В работе [2] было показано, что коды $W(n, z)$ являются также кодами с исправлением одного выпадения и вставки, и было установлено, что

$$M(n) \sim \frac{2^n}{n} \text{ при } n \rightarrow \infty. \quad (4)$$

Как оказалось, коды $W(n, z)$ порождают покрытия множества B^{n-1} .

Теорема I. При любом $W(n, z)$, $z=0, 1, \dots, n$, является совершенным кодом длины n с исправлением одного выпадения.

Таким образом, при любом z для любого слова $\gamma \in B^{n-1}$ существует единственное слово $\alpha = \alpha(n, z, \gamma) \in W(n, z)$ такое, что $\gamma \in \underline{A}_1(\alpha)$ (или, что то же самое, $\rho(\gamma, \alpha)=1$). Алгоритм нахождения по слову $\gamma=c_1 \dots c_{n-1}$ слова $\alpha=\alpha(n, z, \gamma)$ состоит в следующем. Вычисляется наименьший неотрицательный вычет h числа $z - \sum_{i=1}^{n-1} i c_i$ по $\text{mod } n+1$. Если h не превышает числа единиц в слове γ , то слово α получается вставкой символа 0 в то место слова γ , правее которого в слове γ имеется ровно h единиц. В противном случае слово α получается вставкой символа 1 в то место слова γ , правее которого имеется ровно $n-h$ нулей.

Найдены мощности кодов $W(n, z)$ и было показано, что максимальная мощность получается при $z=0$, а минимальная – при $z=1$. Это дает следствие

$$\underline{M}(n) \leq \frac{1}{2(n+1)} \sum_d 2^{\frac{n+1}{d}} \mu(d) \leq \frac{1}{2(n+1)} \sum_d 2^{\frac{n+1}{d}} \phi(d) \leq M(n)$$

Где суммы распространяются по всем нечетным делителям d числа $n+1$, а $\mu(d)$ и $\varphi(d)$ – функции Мебиуса и Эйлера соответственно.

Это следствие показывает парадоксальную на первый взгляд особенность метрики выпадений и вставок: мощность минимального покрытия множества V^{n-1} единичными шарами с центрами в V^n , вообще говоря, меньше мощности его максимальной упаковки (в метрике Хэмминга выполняется противоположное неравенство). Однако, как показывает следующее утверждение, это уменьшение несущественно в асимптотическом смысле.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016, №1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись. №23, 25.09.2013.

Рафикова Альбина Бауржановна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: alyarafikova@yandex.ru

Амеличев Глеб Эдуардович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

О.А. Таганова, Д.Н. Волченков, А.К. Горбунов

О СПЕКТРАХ ДВОИЧНЫХ ЦИКЛИЧЕСКИХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть C – двоичный циклический код длины $n = (2^m - 1)/N$. Зафиксируем примитивный корень α поля $GF(2^m)$. Пусть $\alpha^{Nj_1}, \dots, \alpha^{Nj_t}$ – корни порождающего многочлена C , по одному из каждого циклотомического класса (мы будем предполагать, что порождающий многочлен C не имеет кратных корней). Код C образован всевозможными многочленами $f(t) = \sum_{k=1}^{\omega} t^{i_k}$, принадлежащими кольцу многочленов по модулю $x^n - 1$ и обращающимися в ноль в $\alpha^{Nj_1}, \dots, \alpha^{Nj_t}$. Число ω есть вес кодового слова $f(t)$. Пусть A_i обозначает число кодовых слов веса i . Через D обозначаем $\max\{i_k, k = 1, \dots, t\}$.

Каждому ненулевому кодовому слову $f(t) = \sum_{k=1}^{\omega} t^{i_k}$ сопоставляется множество его локаторов т.е. элементов поля $GF(2^m)$ $x_1 = \alpha^{Ni_1}, \dots, x_{\omega} = \alpha^{Ni_{\omega}}$

Рассмотрим систему уравнений:

$$\sum_{i=1}^r x_i^{j_k} = 0, k = 1, \dots, t.$$

Обозначим через $S_n(r)$ множество решений в $GF(2^m)$ таких, что $x_i^n = 1, i = 1, \dots, r$. Легко видеть, что (x_1, \dots, x_{ω}) . Обратно, пусть $(y_1, \dots, y_r) \in S_n(r)$ и пусть (x_1, \dots, x_{ω}) – все различные значения координат y_1, \dots, y_r , входящие в набор (y_1, \dots, y_r) нечетное число раз. Тогда $\{x_1, \dots, x_{\omega}\}$ есть множество локаторов некоторого кодового слова. Получаем соотношение

$$|S_n(r)| = \sum_{i=0}^r A_i B_{ri},$$

где b_{ri} есть число способов расставить на r позициях символы алфавита мощности h так, чтобы каждый из данных i символов встречался нечетное число раз, а каждый из остальных $n - i$ символов – четное (возможно, нулевое) число раз. Очевидно, что $b_{ri} = 0$ при $r < n$ или при $r \equiv i + 1 \pmod{2}$.

Кроме того, при $r \leq n$

$$r^n = \sum_{i=0}^r \binom{n}{i} B_{ri}$$

Отсюда получаем

$$|S_n(r)| - \frac{n^r}{2^{mt}} = \sum_{i=0}^n \left(A_i - \frac{\binom{n}{i}}{2^{mt}} \right) B_{ri}, \quad (2)$$

Лемма I. Пусть $n > 32, i < n/2$. Тогда $B_{ri} \leq r! (n/2)^{(r-i)/2}$.

Следующее утверждение доказывается с использованием оценки тригонометрических сумм А.Вейля.

Лемма 2. $||S_n(r)| - n^r/2^{mt}| \leq D^r 2^{mr/2}$.

Теперь, обращая матрицу $||B_{ri}||$ и применяя оценки лемм 1 и 2 получаем теорему. Ввиду того, что $A_i = A_{n-1}$, можно ограничиться случаем $i < n/2$.

Теорема. Весовой спектр двоичного циклического кода C длины $n > 32$ удовлетворяет соотношению

$$|A_i - \binom{n}{i}/2^{mt}| < e^D * 2^{mi/2} \quad (3)$$

В случае примитивных кодов БЧХ, если длина n достаточно велика по сравнению с i , то оценка (3) становится лучше.

Можно вывести следующую оценку (где для простоты $N = 1$):

$$|A_i - \binom{n}{i}/2^{mt}| < e^{D^2/2} \div \binom{n}{i}^{1/2} * n^{1/4} \quad (4)$$

Если n достаточно велико по сравнению с i , то (3) становится лучше, чем (4).

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1. (10). С. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Таганова Ольга Андреевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: taganovaolga17@gmail.com

Волчёнков Дмитрий Николаевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: Manfils@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Е.Р. Камзаракова, Д.Н. Волченков, А.К. Горбунов

ОБОБЩЕНИЯ РАЗНОСТНЫХ МНОЖЕСТВ И ИХ ПРИМЕНЕНИЕ К ЗАДАЧАМ ТЕОРИИ КОДИРОВАНИЯ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Множество $H = \{h_1, \dots, h_n\}$ вычетов по модулю натурального числа M (т.е. $H < \mathbb{Z}$) называется разностным, если по модулю M все разности $h_i - h_j, i \neq j$ различны и отличны от 0. Назовем множество $H < \mathbb{Z}$ разностным множеством типа (t^+, t^-) , где t^+, t^- - неотрицательные целые числа, если по модулю M выражения

$$\sum_{i_1 \leq \dots \leq i_{t^+}} h_i - \sum_{j_1 \leq \dots \leq j_{t^-}} h_j \quad (1)$$

отличны от 0 при $I = \{i_1, \dots, i_{t^+}\} \neq J = \{j_1, \dots, j_{t^-}\}$ и различны при различных симметрических разностях $I \Delta J$ совокупностей I и J . При $t^- = 0, t^+ = t$ получается определение множества разных t -сумм. Известны следующие результаты относительного минимального числа $M = M(n, t)$ по модулю которого существует множество мощности n разных t -сумм.

$$\left. \begin{aligned} M(n, 2) &= n^{1/2} + n + 1 \\ M(n, t) &\leq (n^{t+1} - 1) / (n - 1) \end{aligned} \right\} \text{при } n = p^m, p - \text{ простое число.} \quad (2)$$

Легко показать, что совпадают понятия разностного множества типа (t^+, t^-) и множества разных t -сумм, $t = t^+ + t^-$. Отсюда при $t^+ = \lceil t/2 \rceil, t^- = \lfloor t/2 \rfloor$ очевидно получаем нижнюю границу

$$M(n, t) \geq \frac{n^t}{\lceil t/2 \rceil! \lfloor t/2 \rfloor!} \quad (3)$$

Отметим близкое понятие B_t - последовательностей, введенное в (3), которое отличается только тем, что H рассматривается как подмножество натуральных чисел. Для величины $N(n, t) = \max h_i$ аналогичной $M(n, t)$, получена нижняя граница

$$N(n, t) \geq n^t / c \sqrt{t} \lceil t/2 \rceil! \lfloor t/2 \rfloor!$$

Разрешим изменять t^+ и t^- в выражениях (1), сохраняя при этом постоянной их сумму $t = t^+ + t^-$, получим определение t разностного множества. А именно, будем называть множество $H < \mathbb{Z}$ t -разностным, если из равенства

$$\sum_{k_1 \leq \dots \leq k_t} \varepsilon_k h_k \equiv \sum_{l_1 \leq \dots \leq l_t} \delta_l h_l \pmod{M}, \quad \varepsilon_k, \delta_l \in \{+1, -1\} \quad (4)$$

следует совпадение совокупностей $K^+ = \{k : \varepsilon_k = 1\}$ и $L^+ = \{l : \delta_l = 1\}$, соответственно, $K^- = L^-$. Обозначим через $M(n, t)$ минимальное возможное при этом значение M .

В данных выше определениях можно условие фиксированного числа элементов в выражениях (1) и (4) заменить на условие " \leq ". Соответствующие множества H и минимально возможные M будем помечать "*" или заменять в обозначениях t на " $\leq t$ ". Имеется очевидное соответствие между множествами H и H^* , а именно, $H^* \cup 0$ является множеством H , и $H_1 = \{h_2 - h_1, \dots, h_n - h_1\}$ является множеством H^* . Наконец отметим, что во всех приведенных определениях можно вместо \mathbb{Z} рассматривать производную абелеву группу G_m мощности M . При такой более общей постановке очевидно, что

$$\tilde{A}_{\leq t, \dots} = A(n, t)(2t+1) \quad (5)$$

Достаточно взять множество H разных t -сумм в группе G_m ($M = M(n, t)$) и положить $\tilde{A}_{\leq t, \dots} \subset \mathbb{Z}$.

Множества H^* разных " $\leq t$ "-сумм тесно связаны с кодами, исправляющими асимметричные ошибки /5/.

Пусть $A = \{0, 1, \dots, q-1\}$ - алфавит из q элементов, $v = (v_1, \dots, v_n)$ - переданное слово, $v' = (v'_1, \dots, v'_n)$ - принятое слово, $v, v' \in A^n$. Говорят, что произошла вектор-ошибка $e = (e_1, \dots, e_n)$, где $e_i = v'_i - v_i$, а величина $\|e\| = \sum_{i=1}^n |e_i|$ называется амплитудой ошибки. Ошибка называется асимметрической (неубывающей), если $e_i \geq 0$ для всех i . В /5/ показано, что если H^* - множество разных t -сумм по модулю M , то для любого $\alpha \in \mathbb{Z}$ код $V_{H^*, \alpha}$, задаваемый сравнением

$$V_{H^*, \alpha} = \{v \in A^n : \sum_{i=1}^n v_i h_i \equiv \alpha \pmod{M}\} \quad (6)$$

Исправляет асимметрические ошибки амплитуды не более t . Аналогично показывается, что если H^* это " $\leq t$ "-разностное множество, то код $V_{H^*, \alpha}$ исправляет произвольные ошибки амплитуды не более t . В частности, если $q=2$, то $V_{H^*, \alpha}$ - двоичный код с исправлением t ошибок.

Из стандартной нижней оценки

$$\max_{\alpha \in \mathbb{Z}} |V_{H^*, \alpha}| \geq \min_{\alpha \in \mathbb{Z}} |V_{H^*, \alpha}| = q^n / M \quad (7)$$

и верхних оценок величины M следуют нижние оценки мощности соответствующих кодов.

Так, из (2), (7) следует существование кодов, исправляющих t асимметрических ошибок. Из (2), (5) и (7) также следует, что для любого простого числа p и натурального числа m существует двоичный код длины $n = p^m - 1$, исправляющий t ошибок и имеющий мощность не меньше $2^{n'}(n'-1)/((n'-2)^t - 1)$. Тем самым, код, построенный как решение системы двух сравнений при $t \geq 3$ в интервалах длин $[2^{i-1}, 2^i / t \sqrt{2t+1}]$ будет иметь, как правило, больше слов, чем коды БЧХ той же длины.

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике – Научные технологии. 2016. Т.17. №1. С.66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. – Научные технологии. 2016. Т.16. №9. С.56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного фенологического управления энерготехнологических процессов. – Научные технологии. 2017. Т.18.№2. С.47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов – Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1(10). С.90-100.

[5] *Лысенко А.Л., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических процессов переноса вещества, энергии и момента импульса – Депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Волчёнков Дмитрий Николаевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: Manfils@yandex.ru

Камзаракова Елизавета Руслановна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: e-kamzarakova@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Е.А. Волнотепова, П.А. Зорина, А.К. Горбунов

ОПТИМАЛЬНОЕ НЕЛИНЕЙНОЕ СОГЛАСОВАНИЕ ДЕМОДУЛЯТОРА И ДЕКОДЕРА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Помехоустойчивое сверточное кодирование с декодированием по алгоритму Витерби широко применяется для повышения энергетической эффективности каналов связи. Сложность реализации декодера зависит от длины кодового ограничения, скорости кода (R), а также от разрядности процессора, определяемой точностью представления метрик ветвей, пропорциональных логарифмической функции правдоподобия принятой кодовой ветви. Уменьшение разрядности процессора может быть достигнуто применением нелинейного формирования метрик ветвей. Предлагается метод аналитической оценки потерь, вносимых формирователем метрик ветвей (ФМВ). Для примера рассмотрен канал с аддитивным белым гауссовским шумом и ансамбль сигналов ФМ-4. Аналогичные оценки могут быть получены и при других ансамблях сигналов.

Параметры АЦП демодулятора (далее АЦП) задаются количеством уровней квантования Q , а также параметром $\gamma = U_{on} / \sqrt{E_s}$, где U_{on} – сигнал, соответствующий границе между уровнями $Q-1$ и Q АЦП. ФМВ описывается матрицей метрик ветвей D размерностью $Q \times Q$. Обозначим сигналы ансамбля ФМ-4 через $\zeta_1, \zeta_2, \zeta_3, \zeta_4$. Тогда при появлении отсчетов АЦП со значениями i и j из матрицы D будут выбраны метрики $d(\zeta_1) = d_{ij}$; $d(\zeta_2) = d_{(Q-i),j}$; $d(\zeta_3) = d_{i,(Q-j)}$; $d(\zeta_4) = d_{(Q-i),(Q-j)}$; $i = 0, 1, \dots, Q-1$; $j = 0, 1, \dots, Q-1$. Поскольку метрики ветвей $d(\zeta_n)$ пропорциональны логарифмической функции правдоподобия сигнала ζ_n , то вероятность того, что будет принят сигнал ζ_n при передаче сигнала ζ_m определяется как

$$P(\zeta_n | \zeta_m) = \frac{P_{ij}(\zeta_n)}{\sum_{i=0}^{Q-1} \sum_{j=0}^{Q-1} P_{ij}(\zeta_n)} \exp(-d(\zeta_n)), \quad (1)$$

где $P_{ij}(\zeta_n)$ – вероятность появления отсчетов i и j АЦП при передаче сигнала ζ_m , зависящая также от соотношения сигнал - шум в канале E_s / N_0 и параметра γ .

Поскольку появление на выходе ФМВ одной из метрик $d(\zeta_n)$ составляет полную группу событий, то полученные в (1) значения необходимо нормировать исходя из условия

$$\sum_{n=1}^4 P(\zeta_n | \zeta_m) = 1. \quad (2)$$

Тогда потери, вносимые ФМВ определяются следующим образом

$$\Delta(\zeta_m) = 10 \lg(E_S / N_0) - 10 \lg(B(\zeta_m)), \quad (3)$$

где $B(\zeta_m)$ – оценка соотношения сигнал - шум, определенная по распределению вероятностей $P(\zeta_n | \zeta_m)$, $n = 1, 2, 3, 4$.

$$B(\zeta_m) = F^2 \left(2P(\zeta_1 | \zeta_m) + 2P(\zeta_2 | \zeta_m) \right) + F^2 \left(2P(\zeta_1 | \zeta_m) + 2P(\zeta_3 | \zeta_m) \right), \quad (4)$$

где $B(\alpha)$ – функция, обратная функции $erfc(\alpha)$.

При одинаковом распределении спектральной плотности шума по координатам сигнальной плоскости ФМ-4, потери не зависят от передаваемого сигнала ζ_m и $\Delta(\zeta_m) = \Delta$, $m = 1, 2, 3, 4$.

Полученные соотношения дают возможность определить также оптимальную матрицу метрик ветвей. Такая матрица приводит к наименьшим потерям Δ при заданных параметрах E_S / N_0 и γ , причем элементы матрицы D_{opt} определяются как

$$d_{(Q-i),(Q-j)opt} \quad (5)$$

Полученные значения метрик d_{ij} приводятся к диапазону значений $0 \dots d_{max}$ и округляются до ближайшего целого числа, поскольку декодер Витерби оперирует только с целыми числами. От значения d_{max} зависит разрядность представления метрик ветвей и, следовательно, разрядность процессора декодера Витерби.

Таким способом получены матрицы метрик ветвей D_{opt1} и D_{opt2} , оптимальные при соотношении сигнал - шум 3 дБ и $\gamma = 0,8$, причем матрица D_{opt1} приведена к диапазону значений $0 \dots 14$, а D_{opt2} – к диапазону $0 \dots 7$.

$$D_{opt1} = \begin{bmatrix} 0 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 6 & 7 \\ 2 & 3 & 5 & 6 & 7 & 8 & 8 & 9 \\ 3 & 5 & 7 & 8 & 9 & 9 & 9 & 10 \\ 4 & 6 & 8 & 9 & 10 & 10 & 11 & 11 \\ 5 & 7 & 9 & 10 & 11 & 11 & 12 & 12 \\ 6 & 8 & 9 & 10 & 11 & 12 & 12 & 13 \\ 6 & 8 & 9 & 11 & 12 & 12 & 12 & 13 \\ 7 & 9 & 10 & 11 & 12 & 13 & 13 & 14 \end{bmatrix}$$

$$D_{opt2} = \begin{bmatrix} 0 & 1 & 2 & 2 & 3 & 3 & 3 & 3 \\ 1 & 2 & 2 & 3 & 4 & 4 & 4 & 4 \\ 2 & 2 & 3 & 4 & 4 & 5 & 5 & 5 \\ 2 & 3 & 4 & 4 & 5 & 5 & 5 & 6 \\ 3 & 4 & 4 & 5 & 5 & 6 & 6 & 6 \\ 3 & 4 & 5 & 5 & 6 & 6 & 6 & 6 \\ 3 & 4 & 5 & 5 & 6 & 6 & 6 & 7 \\ 3 & 4 & 5 & 6 & 6 & 6 & 7 & 7 \end{bmatrix}$$

На рисунке 1 приведены зависимости потерь Δ от параметра γ , рассчитанные при трех значениях соотношения сигнал - шум $E_s / N_0 = 1, 3, 5$ дБ. Семейства кривых 1 и 2 соответствуют линейной и нелинейной матрицам метрик ветвей. Семейства кривых 3 и 4 соответствуют матрицам D_{opt1} и D_{opt2} , причем минимальные потери, вносимые ФМВ с матрицей D_{opt1} приняты за 0 дБ.

Полученные оценки позволяют качественно сравнивать потери, вносимые ФМВ при различных значениях соотношения сигнал - шум E_s / N_0 , параметра γ и различных матрицах метрик ветвей D . Это позволяет строить оптимальную в заданных условиях матрицу метрик ветвей, а также определять оптимальный параметр γ для выбранной матрицы D . Количественные оценки потерь могут быть получены путем моделирования на ЭВМ.

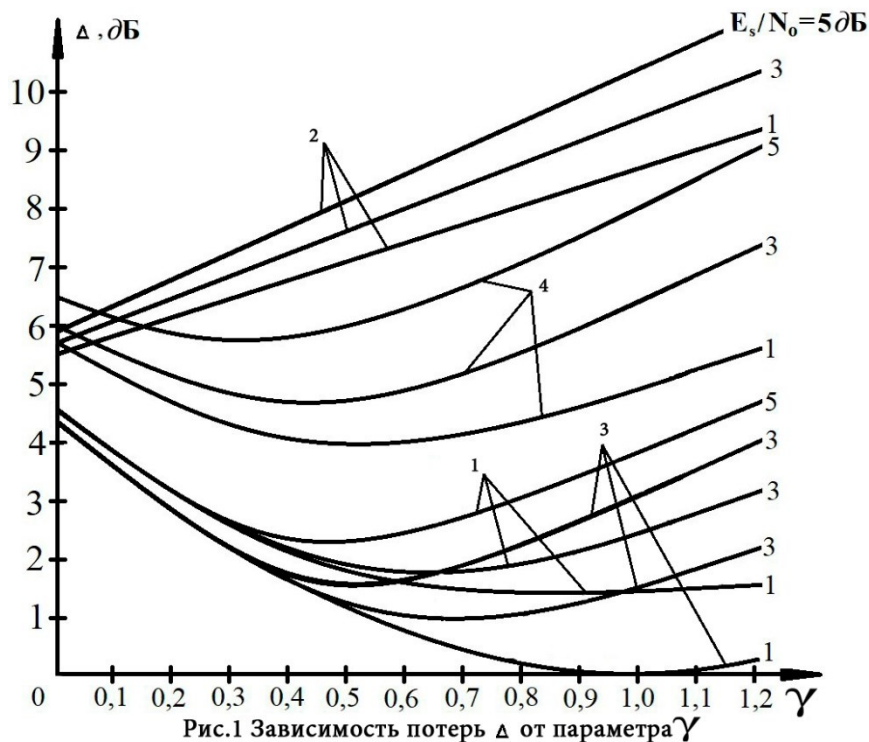


Рис.1 Зависимость потерь Δ от параметра γ

Литература

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научноёмкие технологии Т.17, 2016, №1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научноёмкие технологии. Т.16, 2015, №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научноёмкие технологии. Т.18, 2017, №2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017, №1(10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации - единство транспортных и хронометрических(кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Волнотепова Елизавета Андреевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: eliza.twil16@gmail.com

Зорина Полина Алексеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zorina_p_a@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

М.К. Тараскина, И.Е. Малышев, А.К. Горбунов

ОПТИМАЛЬНЫЕ КОДЫ ДЛЯ ПРОИЗВОЛЬНО МЕНЯЮЩЕГОСЯ КАНАЛА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Пусть x, y, S конечные множества, а w семейство дискретных каналов без памяти, где s состояние канала. Будем предполагать, что: 1) случайный выбор состояний канала в последовательные моменты времени не зависит ни от передаваемого, ни от получаемого слов, 2) вся последовательность состояний s длины n известна при кодировании и неизвестна при декодировании.

Алсведе показал, что пропускная способность C произвольно меняющегося канала при вышеуказанных условиях равна $C = \max_{p(x)} I(x; y)$, где \mathcal{P} - семейство всех вероятностных распределений на S , а $I(x; y)$ - найденная Гельфандом и Пинскером пропускная способность канала со случайным параметром, имеющим заданное распределение $p(x)$.

Блочный код длин n задается кодированием $x \rightarrow y$ и декодированием $y \rightarrow \hat{x}$. Максимальная и средняя вероятности ошибки кода (f, g), соответственно, равны

E -пропускная способность $C(E)$ определяется следующим образом

где

E -пропускная способность для средней вероятности ошибки определяется аналогично и обозначается $C(E)$.

Мы будем пользоваться следующими обозначениями для средней взаимной информации

и условной дивергенции

Рассмотрим следующие функции:

как обычно

Имеет место следующая Теорема. Для любого $E > 0$

Как и в случае обычного дискретного канала без памяти, полученные границы случайного кодирования и сферической упаковки совпадают при малых ϵ и при $\epsilon \rightarrow 0$ стремится к пропускной способности C этого канала, найденной Алсведе.

Вывод границы сферической упаковки основан на комбинаторном методе. Для получения границы случайного кодирования доказывается некоторая модификация леммы об упаковке.

Граница сферической упаковки является верхней оценкой также для E -пропускной способности.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. *Научно-технические технологии*. 2016, №1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. *Научно-технические технологии*. 2015. №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научно-технические технологии*. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. *Депонированная рукопись*. №23, 25.09.2013.

Тараскина Мария Константиновна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: taraskina1999@yandex.ru

Мальшев Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: TitanQuest123212@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Д.А. Белоногов, А.К. Горбунов

ПРИОРИТЕТНОЕ ОБСЛУЖИВАНИЕ В КАНАЛЕ СО СЛУЧАЙНЫМ ДОСТУПОМ.

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Приоритетное обслуживание в системе связи предусматривает зависимость качества обслуживания абонентов от приоритета передаваемых ими сообщений. Для спутниковых каналов пакетной радиосвязи со случайным доступом (способ доступа АЛОНА) под качеством обслуживания будем понимать вероятность p_{sp} успешного (бесконфликтного) прохождения пакета через канал. В таком канале вероятность попадания в конфликт одинакова для пакетов всех приоритетов, что соответствует неприоритетному обслуживанию. Приоритетное обслуживание пакетов в канале со случайным доступом (КСД) может быть организовано путем передачи пакетов различных приоритетов некоторым количеством копий, разнесенных во времени. Вероятность успешного прохождения в этом случае равна вероятности бесконфликтного прохождения через канал хотя бы одной копии

$$p_{sp} = 1 - p_{cc}^k$$

где p_{cc} - вероятность потери копии в конфликте; k – количество копий пакета.

Очевидно, что чем большим количеством копий передается пакет, тем выше вероятность его успешного прохождения. Поставив количество копий в зависимости от приоритета (относительной ценности) пакета, получаем механизм приоритетного обслуживания КСД. В работе исследуется зависимость количества копий, выбираемого для передачи пакетов, от параметров трафика в канале и от относительной ценности пакетов.

Используется следующая модель. В канале пакетной радиосвязи с многостанционным случайным доступом присутствуют потоки пакетов n приоритетов с интенсивностями $\lambda_1, \dots, \lambda_n$. Суммарная интенсивность потока пакетов

$$\lambda_p = \sum_{i=1}^n \lambda_i.$$

Каждый пакет i -го приоритета передается k_i копиями, длительность копии τ . Общий поток копий в канале принимается регулярным с интенсивностью

$$\lambda = \sum_{i=1}^n \lambda_i k_i.$$

Эффективность работы канала оценивается значением функции потерь вида

$$\pi = \sum_{i=1}^n d_i p_{icp},$$

где d_j - коэффициент, в составе которого входит относительная ценность пакета c_i -го приоритета;

$P_{icp} = f(\lambda, k_i)$ - вероятность потери в конфликтах пакета i -го приоритета.

Чем меньше значение функции, тем эффективнее считается работа канала.

Решена задача минимизации функции π на множество K переменных $\bar{k} = \{k_1, \dots, k_i, \dots, k_n\}$, заданном неравенством $k_i \geq 0$. Результатом решения является алгоритм вычислительной процедуры для расчета \bar{k} (поток копий в канале пуассоновский):

1. Решаем уравнение

$$\frac{d}{d\lambda_{\text{опт}}} [\lambda_{\text{опт}} \ln(1 - e^{-2\tau\lambda_{\text{опт}}})] = 0$$

и находим $\lambda_{\text{опт}}$.

2. Вычисляем $k_i(\lambda_{\text{опт}})$ по формулам

$$k_i(\lambda_{\text{опт}}) = \frac{\lambda_{\text{опт}}}{\lambda_p} + \frac{\ln\left(\frac{\lambda_i}{d_i}\right) - (\sum_{i=1}^n \lambda_j \ln(\frac{\lambda_j}{d_j}))/\lambda_p}{\ln \lambda_{psc}}.$$

3. Если все $k_i(\lambda_{\text{опт}}) > 0$ – конец вычисления, иначе - к 4.

4. Образуем множество натуральных чисел J такое, что $j \in J \leftrightarrow k_i(\lambda_{\text{опт}}) < 0$

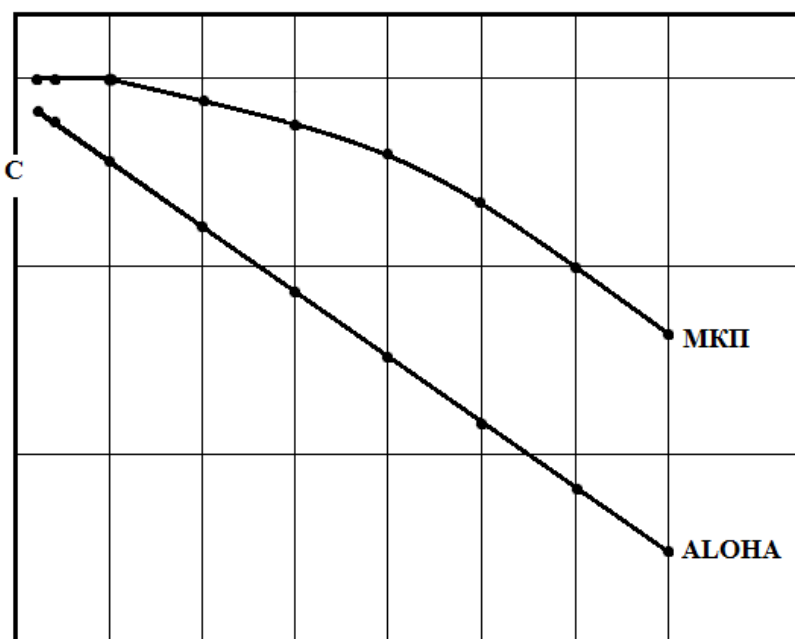
5. Для каждого $j \in J$ найдем $k^{-(j)}$ – точку глобального минимума функции $\pi \setminus k_j$ на $K_j = K \cap (k_j = 0)$ пользуясь индукционным предположением. Пусть $m_j = \min_{K_j} \pi \setminus k_j$.

На рисунке представлены значения величины

$$C = \frac{C_{max} - \pi}{C_{max}},$$

где $\pi = \sum_{i=1}^n c_i \lambda_i p_{icp}$; $C_{max} = \sum_{i=1}^n c_i \lambda_i$; в зависимости от условной нагрузки $\alpha_p = \lambda_p \tau$ в канале ($\tau = 0,0358$ с) для способа доступа АЛОНА и предполагаемого способа многокопийной передачи (МКП). Взято 4 приоритета, относительные ценности пакетов 1: 0,7: 0,2: 0,7.

Из рисунка видно, что, сохранив простоту способа АЛОНА предлагаемый способ МКП более эффективно (в смысле предложенной функции π) обслуживает многоприоритетный трафик пакетов.



Список литературы.

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.Д., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Белоногов Дмитрий Александрович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: V.Rous@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

И.В. Размахов, А.К. Горбунов

ПРОПУСКНАЯ СПОСОБНОСТЬ КАНАЛОВ С АДДИТИВНЫМ ШУМОМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Рассмотрим непрерывный канал без памяти с аддитивным шумом, задаваемый равенством

$$Y = X + Z \quad (1)$$

где X - сигнал на входе, Y - сигнал на выходе канала, а Z - аддитивный шум, действующий в канале. Будем предполагать, что $Y = (Y_1, \dots, Y_N)$, $X = (X_1, \dots, X_N)$, $Z = (Z_1, \dots, Z_N)$ - случайные векторы, принимающие значения в N -мерном евклидовом пространстве R^N , X и Z независимы.

Исследованию асимптотического поведения информации и пропускной способности канала (1) при слабом входном сигнале посвящено довольно большое число работ. Однако, до сих пор при тех или иных ограничениях были получены лишь главные члены асимптотического разложения информации и пропускной способности канала. В настоящей работе впервые найдены условия на распределение аддитивного шума и входного сигнала, при которых удастся получить не только главные, но и следующие члены подобных асимптотических разложений. Ранее полные асимптотические разложения рассматриваемых характеристик были получены автором для каналов с почти гауссовским шумом.

Предположим далее, что сигнал на выходе $X = X_\varepsilon = (X_{\varepsilon 1}, \dots, X_{\varepsilon N})$ зависит от малого параметра $\varepsilon > 0$ таким образом, что выполняется хотя бы одно из следующих ограничений $E|X_\varepsilon / \varepsilon|^{\alpha+\eta} \leq K < \infty$ для некоторого натурального $\eta \geq 2$ и $0 < \alpha \leq 1$, либо $|X_\varepsilon| \leq K_\varepsilon, K < \infty$, с вероятностью (1)

Сформулируем теперь основные предложения относительно распределения аддитивного шума Z , при которых справедливы приводимые ниже результаты, доказательство которых будет опубликовано в журнале "Проблемы передачи информации".

Существует ограниченная на R^N плотность распределения $\rho_z(x) = \rho(x) / \rho(x)$ для $x = (x_1, \dots, x_N) \in R^N$, имеющая всевозможные непрерывные и ограниченные частные производные до порядка $\eta + 1$ включительно и

$$\lim_{x \rightarrow \infty} \rho(x) = \lim_{x \rightarrow \infty} \rho^{(k)}(x_{i_1}, \dots, x_{i_k}) = 0 \text{ для } k = 1, \dots, \eta - 1 \text{ и всех } i_1, \dots, i_k$$

Существует достаточно большие $M > 0$ и $\delta_0 > 0$ такие, что

$$\left| \rho_{x_{i_1}}^{(k)}, \dots, x_{i_k}^{(x)} \right| \leq \delta^M \rho(x).$$

Для всех $x \in G_\delta$, $\delta \geq \delta_0$, $k = 1, \dots, n$ и всех i_1, \dots, i_k , где $G_\delta = \{x \in \mathbf{R}^N \mid \rho(x) > e^{-S^2}\}$.

$$\overline{\lim}_{y \rightarrow \infty} (D(\rho \parallel \rho^y) / |y|^{\alpha+\eta}) < \infty, \text{ где } D(\rho \parallel \rho^y) = \int_{\mathbf{R}^N} \rho(x) \log \frac{\rho(x)}{\rho(x-y)} dx$$

Здесь приняты следующие обозначения:

$$\overline{G}_\delta = \mathbf{R}^N, \nu = \frac{\lambda}{\lambda + \mu} \eta, \text{ а } \mu - \text{ наименьшее неотрицательное число, удо-}$$

влетворяющее условиям:

$$\lambda + \mu \geq 1, G_\delta \leq \delta^M e^{\mu \delta^2} \text{ для всех } \delta \geq \delta_0$$

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т.17.№1.С.66-72.

[2] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов А.К. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т.16.№9.С.56-60

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017.Т.18№2.С. 47-52.

[4] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации - единство транспортных хронометрических (кинематических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Размахов Илья Вадимович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: kf_MGTU_FIZ@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Д.С. Засыпкин, П.А. Зорина, И.Е. Жогленко, А.Р. Пахаренко,
А.К. Горбунов

САМООРТОГОНАЛЬНЫЕ СВЕРТОЧНЫЕ НЗ КОДЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

При построении каскадных систем модуляции и кодирования с системой вложенных сигналов во внутренней ступени и сверточным кодом во внешней представляют интерес сверточные коды с неравной защитой (НЗ) символов, позволяющие применять простые методы порогового и многопорогового декодирования. Этим требованиям удовлетворяют самоортогональные сверточные коды.

НЗ коды защищают каждый из k_0 информационных потоков в различной степени. Степени защиты в силу самоортогональности кода полностью определяются числом ортогональных проверок, контролирующих каждый символ i -го информационного потока, где $i = 1, 2, \dots, k_0$.

Метод построения самоортогональных сверточных НЗ кодов. Метод основан на выборе непересекающихся разностных множеств с различным числом элементов из совокупности разностных множеств, построенных с использованием вычетов по модулю V исходного совершенного разностного множества (СРМ)/ V . Исходными данными для построения требуемого систематического НЗ кода является число входов кодера k_0 и число ортогональных проверок J_i . Длина СРМ определяется как сумма различных вычетов, определяющих степени субгенераторных многочленов кода. Поскольку для организации J ортогональных проверок требуется $J - 1$ различных вычетов по модулю V исходного СРМ, длина которого определяется по формуле:

$$K = \sum_{i=1}^{k_0} (J_i - 1), \quad (1)$$

СРМ с требуемым K может быть найдено в таблицах или вычислено с помощью метода, основанного на использовании свойств подобия элементов поля $GF[(p^n)^3]/2/$.

При построении самоортогональных сверточных НЗ кодов, как и при построении кодов с равной защитой (РЗ) требуется найти все циклические перестановки исходного СРМ по модулю V путем построения матрицы расширенного СРМ. Матрицу расширенного СРМ разбивают на k_0 секции $J_i - 1$ столбцов. В каждой секции выделяется $J_i - 1$ строка и определяется максимальный элемент среди элементов первых столбцов каждой секции в соответствующей $J_i - 1$ строке. Это число является максимальной степенью порождающего многочлена НЗ кода, а элементы первых столбцов с первого по $(j_i - 1)$ -й являются степенями субгенераторных многочленов НЗ кода.

Для поиска НЗ кода с меньшей длиной кодового ограничения следует повторить описанную выше процедуру поиска порождающего многочлена НЗ кода для всех возможных вариантов разбиений матрицы расширенного СРМ на секции и всех циклических сдвигов секций матрицы с шагом в один столбец. Минимум максимальных степеней, полученный в результате такого перебора и сравнения, позволяет выбрать степени порождающего многочлена НЗ кода, соответствующие оптимальному коду, построенному на основе использованного СРМ.

Оптимальность самоортогональных сверточных кодов. Оценку оптимальности можно получить, сравнивая длину ограничения построенного кода с нижней границей длины кодового ограничения. Для существования самоортогональных НЗ кода с относительной скоростью $R=k_0/k_0+1$ набором J_i ортогональных проверок требуется k_0 совокупностей разностей. Каждая из этих совокупностей должна содержать не менее $j_i(j_i-1)/2$ элементов. Следовательно, максимальное число, входящее в эти k_0 совокупностей разностей, соответствующее нижней границы максимальной степени порождающего многочлена НЗ кода, определяется по формуле (2). Отсюда нижняя граница длины кодового ограничения самоортогонального кода.

$$m \geq \sum_{i=1}^{k_0} J_i(J_i - 1) / 2, \quad (2)$$

$$n_A \geq (k_0 + 1) \left[1 + \sum_{i=1}^{k_0} J_i(J_i - 1) / 2 \right], \quad (3)$$

Результаты поиска порождающих многочленов НЗ кодов. С помощью ЭВМ произведен поиск порождающих многочленов самоортогональных НЗ кодов в диапазоне $R = 2/3 \dots 8/9$, $m=4 \dots 250$. В таблице приведены порождающие многочлены некоторых самоортогональных НЗ кодов с относительной скоростью $2/3 \dots 6/7$, построенных с помощью приведенного выше метода.

Таблица 1

J	m	n _A	Граница n _A	Степени порождающих многочленов.
2,3	4	15	15	0,4 0,2,3
2,4	7	24	24	0,6 0,4,5,7
2,5	11	36	36	0,10 0,2,7,8,11
2,6	18	57	51	0,13 0,1,3,8,12,18
2,3,4	13	56	44	0,13 0,4,10 0,1,3,8
2,4,6	29	120	92	0,18 0,8,24,29 0,9,19,20,22,26
2,2	19	100	75	0,2 0,8 0,14,15,19,0,7,13,16
2,2 6,6	46	235	165	0,7 0,43 0,4,18,26,35,37 0,6,16,21,45,46
2,2,2 6,6,6	70	497	343	0,10 0,13 0,27 0,18,35,44,60,63 0,11,49,50,64,70 0,5,7,29,37,41

Заключение. По результатам, приведенным в таблице, видно, что параметры построения НЗ кодов с $n_A < 50$ совпадает с нижней границей длинны кодового ограничения.

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии, 2016, Т.17, №1, С. 66-72

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии, 2015, Т.16, №9, С. 56-60

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии, 2017, Т.18, №2, С. 47-52

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование, 2017, №1(10), С. 90-100

[5] *Лысенко Л.В., Шаталова В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013

Зорина Полина Алексеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: zorina_p_a@mail.ru

Пахаренко Артем Романович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: artemph58@gmail.com

Засыпкин Денис Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: d.s.zasyrkin@yandex.ru

Жогленко Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: Zhoglenko3@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

М.О. Игнатов, А.Г. Полторацкий, И.В. Размахов,
А.К. Горбунов

СВЁРТОЧНЫЕ КОДЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Кроме тривиальной нижней границы для максимальной степени порождающих многочленов самоортогональных свёрточных кодов (ССК) с числом проверок J и относительной скоростью $R = \frac{k}{n}$

$$m_{opt} \geq m_R = \frac{kJ(J-1)}{2},$$

где k – количество входных последовательностей кодера, $n = k + 1$ – количество выходных последовательностей кодера, известны следующие результаты: для $J=3$ и $k=0$ или $1 \pmod{4}$ $m_{opt} = m_R = 3k$; для $J=3$ и $k=2$ или $3 \pmod{4}$ $m_{opt} > m_R$; для $J=4$ и всех k (кроме $k = 2, 3$) $m_{opt} = m_R$; для $J = 5$ и k – нечётное число $m_{opt} > m_R$; для $J > 5$ $m_{opt} > m_R$. Известна также нетривиальная нижняя граница, которая для $J \geq 19$ улучшает тривиальную:

$$m_{opt} \geq k[(J-1)^2 - 2(J-1)\sqrt{J-1}] + \frac{k-1}{2}. \quad (1)$$

В теореме I и следствии мы уточняем нижнюю границу для $J=3$ и $k=2$ или $3 \pmod{4}$.

Теорема I. Для любого k и $J = 3$ существует ССК с максимальной степенью порождающих многочленов $m = m_R + 1 = 3k + 1$ и порождающими многочленами

$$\begin{aligned} G_{(n)}^{(i)}(D) &= 1 + D^{k-2i+2} + D^{3k+2-i}; \\ G_{(n)}^{(j)}(D) &= 1 + D^{k-2j+1} + D^{2k-j+1} \end{aligned}$$

где $i = j = 1, \frac{k}{2}$ – для чётных k ; $i = 1, \frac{k+1}{2}$, $j = 1, \frac{k-1}{2}$ – для нечётных k .

Следствие. Максимальная степень порождающих многочленов ССК с $J = 3$ и $k = 2$ или $3 \pmod{4}$ $m_{opt} = m_R + 1$.

Для частичного улучшения границы (I) вначале приведём необходимые определения и условие существования разностных треугольных множеств (РТМ), однозначно задающих ССК.

Определение I. Системой $G(L, b, r, 1)$ троек из b элементов назовём такой набор из L подмножеств этих элементов, что

- а) каждое подмножество состоит из трёх различных элементов;
- б) любая пара элементов содержится в одном и только одном подмножестве;
- в) каждый из элементов содержится точно в r подмножествах;

г) сумма двух элементов в каждом подмножестве равна третьему элементу;

Из определения следует, что количество троек $L = \frac{br}{3}$.

Определение 2. Множество $\Delta = \{\Delta_1, \Delta_2, \dots, \Delta_k\}$, где $\Delta_i = \{a_{i,j} \mid 0 \leq j \leq J-1\}$, $a_{i,j}$ - целые неотрицательные числа такие, что $0 \leq a_{i,0} < a_{i,1} < \dots < a_{i,J-1}$, $1 \leq i \leq k$, называется разностным треугольным множеством и обозначается $(k, J-1)$, если все числа вида $a_{i,j} - a_{i,j'}$, где $1 \leq i \leq k$ и $0 \leq j' < j \leq J-1$, являются различными.

РТМ однозначно задаёт порождающие многочлены ССК, причём максимальная степень

$$m = \max\{a_{i,J-1} \mid 1 \leq i \leq k\}$$

Теорема 2. Если существует $(k, J-1)$ РТМ, то существует k систем троек $G(L, b, r, 1)$, где $r = J-2$, $b = \frac{J(J-1)}{2}$

Теорема 3. Необходимым условием существования $(k, J-1)$ РТМ является существование k систем троек $G(L, b, r, 1)$, элементы которых не пересекаются.

В теоремах 4 и 5 мы частично улучшаем границу (I), воспользовавшись полученными необходимыми условиями существования РТМ.

Теорема 4. Максимальная степень порождающих многочленов ССК с $k=1$ и $J \geq 9$

$$m_{opt} \geq 0.5(J-1)^2 + p(p+1) \text{ для нечётных } J,$$

$$m_{opt} \geq 0.5J^2 + p(p-1) \text{ для чётных } J,$$

где $p = [J - 0.5 - 0.5\sqrt{J^2 - J + a}]$, $a = 4.5$ для чётных m_R , $a = 2.5$ для нечётных m_R , $[x]$ - наибольшее целое число, не превосходящее x .

Теорема 5. Для любых k и J максимальная степень порождающих многочленов ССК

$$m_{opt} \geq 0.525kJ^2 - 0.675kJ + 0.01k + 0.25$$

Нижняя граница, полученная в теореме 4 сильнее границы (I) с $J=9$ по $J=26$, при $J=28$ границы совпадают. Нижняя граница, полученная в теореме 5, сильнее границы (I) с $J=10$ по $J=20$.

Список литературы

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научно-технические технологии. 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научно-технические технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов // *Научные технологии*. 2017. Т. 18. № 2. С. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // *Электронный журнал: наука, техника и образование*. 2017. № 1 (10). С. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Полторацкий Александр Георгиевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: pag.2010@ya.ru

Игнатов Михаил Олегович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mikhail.ignatov1998@yandex.ru

Размахов Илья Вадимович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_MGTU_FIZ@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

СВЕРТОЧНЫЕ КОДЫ ДЛЯ БОЛЬШИХ АЛФАВИТОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

В докладе исследуются сверточные коды, аналогичные по свойствам блоковым МДР-кодам. Впервые сверточные МДР-коды, только для скорости $R = 1/2$, были описаны для алфавитов мощности $q \leq 13$. Там же отмечалось, что неизвестно общих методов построения сверточных МДР-кодов. Ниже приведены конструкции, позволяющие строить сверточные коды для любых допустимых скоростей $R = k_0/n_0$. Кроме того, для этих кодов найден спектр весов кодовых последовательностей.

Пусть $I = (i_0, i_1, i_2 \dots)$ – полубесконечная последовательность информационных символов, состоящая из блоков i_s длины k_0 каждый. Зададим полубесконечную порождающую матрицу систематического сверточного кода со скоростью $R = k_0/n_0$ и длиной кодового ограничения $n_a = (m + 1)n_0$ в виде

$$G = \begin{pmatrix} G_0 & G_1 & G_2 & \dots & G_m & 0 & 0 & \dots \\ 0 & G_0 & G_1 & \dots & G_{m-1} & G_m & 0 & \dots \\ 0 & 0 & G_0 & \dots & G_{m-2} & G_{m-1} & G_m & \dots \\ \vdots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots & \vdots & \vdots & \dots \end{pmatrix} \quad (1)$$

где $G_0 = (E, P_0)$, $G_j = (0, P_j)$, $j = 1, \dots, m$; E – единичная $k_0 \times k_0$ матрица; P_j , $j = 0, 1, \dots, m$ некоторые $k_0 \times (n_0 - k_0)$ – матрицы с элементами поля $GF(q)$; 0 – нулевые $k_0 \times (n_0 - k_0)$ – матрицы.

Кодовая последовательность g , соответствующая информационной последовательности I , равна $g = IG$. Ее можно представить также в виде полубесконечной последовательности $g = (g_0, g_1, g_2, \dots)$ – блоков длины n_0 ; где $g_i = i; G_0 + i_{j-1}G_1 + \dots + i_{j-m}G_m$. Наряду с полубесконечной последовательностью g будем рассматривать конечные укороченные последовательности $g^{(0)} = (g_0)g^{(1)} = (g_0, g_1)g^{(2)} = (g_0, g_1, g_2), \dots$ длины соответственно $n_0, 2n_0, 3n_0, \dots$. Последовательность $g^{(s)}$ можно представить как произведение укороченной информационной последовательности $I^{(s)}$ на усеченную порождающую матрицу $G^{(s)}$

$$g^{(s)} = (i_0, i_1, \dots, i_s) = \begin{pmatrix} G_0 & G_1 & \dots & G_s \\ 0 & G_0 & \dots & G_{s-1} \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & G_0 \end{pmatrix} \quad (2)$$

Пусть $d_s = \min_{i_0 \neq 0} |g^{(s)}|$, где $|x|$ означает хэммингову норму вектора x . Последовательность (d_0, d_1, d_2, \dots) называется профилем расстояний сверточного кода. Очевидно, $d_s \leq (s + 1)(n_0 + k_0) + 1$ (граница Сингтона-Плоткина). Сверточный код называется МДР-кодом, если

$$\begin{aligned} d_s &= (s+1)(n_0 - k_0) + 1, s=0,1,\dots,m-1 \\ d_m &= d_{m+1} = \dots = d_\infty = d_{tree} = (m+1)(n_0 - k_0) + 1 \end{aligned} \quad (3)$$

Для таких кодов профиль расстояний оптимальный.

Сформулируем условия, которым должна удовлетворять матрица $G^{(m)}$ чтобы выполнялись соотношения (3). Переставим в ней столбцы так, чтобы получилась матрица вида

$$\widetilde{G^{(m)}} = \begin{pmatrix} E & 0 & \dots & 0 & P_0 & P_1 & \dots & P_m \\ 0 & E & \dots & 0 & 0 & P_0 & \dots & P_{m-1} \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots & \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & E & 0 & 0 & \dots & P_0 \end{pmatrix}$$

и обозначим через $Q^{(m)}$ верхнюю квазитреугольную матрицу

$$Q^{(m)} = \begin{pmatrix} P_0 & P_1 & \dots & P_m \\ 0 & P_0 & \dots & P_{m-1} \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & P_0 \end{pmatrix} \quad (4)$$

Теорема 1. Сверточный код с порождающей матрицей (1) является МДР-кодом тогда и только тогда, когда в матрице $Q^{(m)}$ невырождены любые квадратные подматрицы порядков $j = 1, 2, \dots, (m+1)k_0$, не содержащей внутри себя нулевой подматрицы размеров $l \times k$, где $l \times k = j + 1$. (Матрицы с таким свойством будем называть сильно невырожденными).

Теорема 2. Если матрица $Q^{(m)}$ соответствует сверточному МДР-коду со скоростью $R = k_0/n_0$, то матрица

$$\widetilde{Q^{(m)}} = \begin{pmatrix} P_0^T & P_1^T & \dots & P_m^T \\ 0 & P_0^T & \dots & P_{m-1}^T \\ \vdots & \vdots & \dots & \vdots \\ 0 & 0 & \dots & P_0^T \end{pmatrix} \quad (5)$$

соответствует сверточному МДР-коду со скоростью $R = (n_0 - k_0)/n_0$.

Для доказательства достаточно заметить, что матрица $\widetilde{Q^{(m)}}$ сильно невырождена.

Теорема 3. Если из сильно невырожденной матрицы выбросить некоторые ряды, то оставшаяся матрица будет сильно невырожденной. Многократное применение теорем 2 и 4 позволяет строить из матрицы МДР-кода со скоростью $R_0 = k_0/n_0$ матрицы кодов с другими скоростями. Например, если в матрице $Q^{(m)}$ выбросить все нечетные ярусы и обозначить $\widehat{P}_0 = (P_0, P_1)$, $\widehat{P}_1 = (P_2, P_3)$, ..., то получим матрицу МДР-кода со скоростью $R = (k_0)/(2n - k_0)$. Вообще, если можно построить МДР-код со скоростью $R = 1/2$, то с помощью теорем 2 и 3 можно МДР-коды с любыми допустимыми скоростями.

Для $R = 1/2$ блочная матрица $Q^{(m)}$ превращается в обычную матрицу с элементами $P \in GF(q)$, а свойство сильной невырожденности любых ненулевых квадратных подматриц. В матрице $Q^{(m)}$ с элементами $P_i = (1 - \alpha^{q-i-2}) - 1$, $i = 0, 1, \dots, m = q - 3$, α — примитивный элемент поля $GF(q)$, все ненулевые квадратные подматрицы невырождены.

Для сверточных МДР-кодов можно вычислить рекуррентно спектр кодовых слов. Для примера рассмотрим коды со скоростью $R = 1/2$. Обозначим через $B_i(2m + 2)$ число слов веса i на длине кодового ограничения $n_0 = 2(m + 1)$ при условии, что первый информационный символ отличен от нуля (это и есть спектр сверточного кода). Тогда верны следующие соотношения:

$$B_i(2m + 2) = A_i(2m + 2) - A_i(2m) \quad (6)$$

где

$$\begin{aligned} A_0(2m + 2) &= 1 \\ A_i(2m + 2) &= 0, i = 1, 2, \dots, m + 1; \\ A_{m+2+j}(2m + 2) &= \sum_{i=0}^j (-1)^{s+j} \binom{m-s}{m-j} U_{m-s}(m + 1); j = 0, 1, \dots, m; \\ U_{k(m+1)} &= q^{m+1-k} \sum_{i=0}^k \binom{2m+2-i}{k-i} A_i(2m) - \sum_{i=0}^{m+1} \binom{2m-i}{k} A_i(2m) \end{aligned} \quad (7)$$

По формулам (6) – (7) числа $B_i(2m + 2)$ вычисляются рекуррентно, начиная с $m = 1$. Начальные условия имеют вид $A_0(2) = 1, A_i(2) = 0, A_2(2) = q - 1$.

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике, *Научно-технические технологии*. 2016. Т. 17. №1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации, *Научно-технические технологии*. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов, *Научно-технические технологии*. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов, *Электронный журнал: наука, техника и образование*. 2017. №1. (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса, *Депонирования рукописей* №23, 25.09.2013

Чекулов Анатолий Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: tol00773@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

М.А. Медведев, А.К. Горбунов

СВОЙСТВА ЦИФРОВЫХ СИГНАЛОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Цифровые сигналы являются объектами преобразования в широко используемых на практике и быстро развивающихся в настоящее время средствах цифровой обработки сигналов. Это обуславливает необходимость углубленного изучения различных свойств цифровых сигналов и прежде всего – их информационных свойств, поскольку количество информации в сигнале служит объективной мерой качества преобразования, обработки и восстановления сигнала и экономичности его кодирования. Мерой количества информации в цифровых сигналах является энтропия классов этих сигналов. Для нахождения поведения функционалов энтропии в зависимости от параметров классов необходимо уточнить понятия аналоговых и цифровых сигналов.

Постулирование аналогового сигнала произведем исходя из следующих положений. 1. Сигнал может быть представлен в виде суммы гармоник (синусоидальных составляющих). Поскольку синусоиды являются собственными функциями линейных фильтров – основных функциональных звеньев систем обработки сигналов, то такое разложение удобно для описания сигналов. 2. Вся информация о сигнале содержится на конечном временном отрезке длительности T . 3. Амплитуды синусоидальных составляющих сигнала отличны от 0 только на конечном интервале частотной оси, т.е. сигналы имеют ограниченный спектр. 4. Значения сигнала в начале и в конце наблюдения равны 0. После проведения соответствующего масштабного преобразования переменной t , класс A^T аналоговых сигналов $\varphi(\tau)$, удовлетворяющих перечисленным условиям, определяется в виде следующего множества $A^T = \{ \langle \varphi(\tau) \rangle \}$ существуют такие $a_0, a_1, \dots, a_{T-1} \in R$, что

$$\sqrt{\frac{2}{T}} \sum_{k=0}^{(T/2)-1} (a_{2k} \cos \pi(2k+1) \frac{t}{T} + a_{2k+1} \sin \pi(2k+1) \frac{t}{T})$$

при всех $t \in R$, $\langle \varphi(t) \rangle$ – функция рассматриваемая в целом как объект.

Дискретизацией с параметрами: длительностью T , плотностью $\theta \in R$ и локальным ограничением $\rho \in N, (0 < \rho < \theta)$ называются множества $\Psi = \{ i + \frac{t}{\theta} : i \in N \cap [0, T-1], t \in Z \cap E(\frac{\rho}{2}, \frac{\rho}{2}) \}$. Очевидно, при $\rho = 0$ дискретизация представляет собой равномерное расположение точек на числовой оси с шагом $1/\theta$. Если же $I = \theta$, то расположение точек также равномерно, но шаг равен I . Дискретным сигналом над Ψ от функции $\langle \varphi(t) \rangle \in A^T$ назовем функцию $\langle \varphi_d(t) \rangle$ вида $\varphi_d : \Psi \rightarrow R$, удовлетворяющую равенству $\varphi_d(t) = \varphi(t)$ при всех $t \in \Psi$. В T -мерном евклидовом пространстве E^T рассмотрим вектор $\varphi = (\varphi(0), \dots, \varphi(t-1))$, где $\langle \varphi(t) \rangle \in A^T$. Аналоговый сигнал обладает следующим

свойством, вытекающим из теоремы Котельникова В.А. /5/. Вектор φ полностью определяет функцию $\langle \varphi(t) \rangle$, а множества A^T и E^T эквивалентны. Поэтому, задание аналогичного сигнала можно осуществлять как в классе A^T так и в пространстве E^T в виде точки.

Решеткой с дискретизацией Ψ (имеющий параметры: длительность T , плотность дискретизации θ , локальное ограничение ρ , и с плотностью квантования β назовем множество $\Upsilon = \{(t, y) \in R^2 : t \in \Psi, \beta y \in Z\}$.

Числа T, θ, ρ, β называются параметрами решетки ψ . Через $[\omega]$ обозначается наибольшее целое число не превосходящее $\omega \in R$.

Определение. Цифровым сигналом от сигнала $\langle \varphi(t) \rangle \in A^T$ над решеткой Υ (с дискретизацией ψ и плотностью квантования β) называется функция вида $\varphi_y : \psi \rightarrow Z$? удовлетворяющая равенству $\varphi_y(t) = [\beta\varphi(t)]$ при всех $t \in \psi$. В технике процесс нахождения процесс нахождения цифрового сигнала по аналоговому называется аналогово цифровым преобразованием, а устройство его осуществляющее – аналого-цифровым преобразователем.

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. // Научно-технические ведомости СПбГПУ. 2016.Т.17.№1.С.66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Гоабунов А.К., Лысенко А.Л. Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научно-технические ведомости СПбГПУ. 2015.Т.16.№9.С.56-60

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Бекель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017.№1(10).С.90-100

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Медведев Матвей Андреевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: m.medvedev@markprior.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Е.Т. Путинцева, Г.Э. Амеличев, А.К. Горбунов

СТРОЕНИЕ И СОСТАВ АТМОСФЕРЫ. МОДЕЛИ АТМОСФЕРЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Атмосфера есть газообразная оболочка Земли. Ее масса (с учетом объема, занимаемого материками над уровнем моря) равна $5,157 \cdot 10^{15}$ т, т.е. составляет несколько меньше одной миллионной доли массы самой Земли ($6 \cdot 10^{21}$ т). Приблизительно до высоты 200 км воздух облегает Землю как тонкая сравнительно одинаковая повсюду (по горизонтали) оболочка. Однако выше 200 км температура и плотность воздуха сильно меняются во времени и пространстве, так что атмосфера там пульсирует, расширяется и сжимается. Поэтому внешняя атмосфера имеет довольно неправильную форму.

В атмосфере различают несколько слоев. В тропосфере, простирающейся до высоты около 17 км, температура убывает вверх так, что нередко создаются неустойчивость, сильные вертикальные движения и перемешивания воздушных масс, а также благоприятные условия для преобразования тепловой энергии в кинетическую. В тропосфере выделяют внизу планетарный пограничный слой толщиной 1-1,5 км, в котором заметно задерживающее влияние трения на ветер. В этом слое происходит активный обмен количеством движения, теплом и водяным паром между атмосферой и поверхностью земли и океана, формируются наиболее отчетливые фронты, возникают местные ветры (например, бризы) и т.д. Самую нижнюю часть этого слоя (толщиной около 50 м), в которой велики вертикальные градиенты температуры, скорости ветра и влажности, называют приземным слоем атмосферы.

Над переходным слоем тропосферы – тропопаузой - расположена стратосфера, для которой типичны внизу очень малый вертикальный градиент температуры и довольно быстрое возрастание температуры с высоты 34-36 км до уровня стратопаузы - близ 50 км. В этой части - стратосферы температура почти такая же, как на поверхности Земли (в среднем 270 К). Такое распределение температуры неблагоприятно для развития вертикальных движений и неустойчивости воздушных масс. Влажность воздуха в стратосфере мала, поэтому облака образуются очень редко, а состав воздуха отличается от тропосферного лишь примесью озона.

Выше находится слой мезосферы, где температура снова понижается, порой до 163 К в ее верхней части. Здесь иногда образуются так называемые серебристые облака, форма которых свидетельствует о существовании в мезосфере волн и вихрей.

Из выражений можно видеть, что альbedo растительности A_r определяется ее диэлектрическими свойствами и шероховатостью, а альbedo системы почва – растительность – еще и наличием дискретных рассеивателей, характеризующихся L_0 – индексом.

Отмеченные особенности формул 1 и 6 позволяют использовать в выражениях для корреляционных функций распределения неоднородностей диэлектрических свойств, дискретных рассеивателей и сплошной среды.

Это можно сделать вследствие вероятного характера экспонент в выражениях 1 и 3 при равномерной ориентации фитоэлементов и моделировании растительности сплошной средой где дисперсии характеризуют соответственно распределения неоднородностей диэлектрической проницаемости, шероховатости и дискретных рассеивающих центров.

При таком распространении задачи в определенной степени произошло (разделение эффектов) в описании взаимодействия излучения с растительным покровом: сплошная часть растительности не имеет дискретных рассеивателей и не является шероховатой (рассеяние на ней определяется только ее диэлектрическими свойствами); рассеяние на шероховатостях фитоэлементов определяется только дисперсией их наклонов и ориентацией; рассеяние на дискретных наборах фитоэлементов определяется и их ориентацией относительно направления на Солнце и их относительной площадью в направлении линии визирования. Все перечисленные допущения являются естественными при описании крупномасштабного взаимодействия поля излучения с растительным покровом и вместе с тем позволяют провести сравнительный анализ теории поля и теории переноса излучения для одних и тех же исходных данных в расчетных моделях.

ЛИТЕРАТУРА

[1] *Лысенко Л. В., Коржавый А. П., Шаталов В. К., Лысенко А. Л., Горбунов Е. А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии. 2016, №1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Горбунов А. К., Лысенко А. Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. Научные технологии. 2015. №9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А. Р., Лысенко А. Л., Коржавый А. П., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Лысенко М. М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. Научные технологии. 2017, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В. Д., Лысенко Л. В., Горбунов А. К., Беккель Л. С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л. В., Шаталов В. К., Минаев А. Н., Лысенко А. Л., Горбунов А. К., Коржавый А. П., Кашинский В. И., Воронов В. И., Гульков А. Н., Паничев А. М., Лысенко С. Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись. №23, 25.09.2013.

Путинцева Екатерина Тимуровна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: putintseva.k@yandex.ru

Амеличев Глеб Эдуардович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

К.С. Рыбкин, А.К. Горбунов

ТЕОРЕМЫ СУЩЕСТВОВАНИЯ И АСИМПТОТИЧЕСКОЕ ОПИСАНИЕ СЕТЕЙ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Сеть коммутации каналов (КК) дисциплиной $FCFS + RC$. Рассмотрим сеть КК на произвольном конечном или счетном конфигурационном графе, Работающим по следующему правилу. Сообщение, возникающие в некотором источнике, встает в очередь, ожидая, пока все ранее возникшие сообщения покинут этот узел. После этого сообщение получает доступ к сети. Если все линии его маршрута L в этот момент свободны, сообщение занимает все линии маршрута L и покидает сеть через время l , равное его длине. Передача заблокированных сообщений осуществляется по следующему правилу. Пусть некоторые сообщения завершили обслуживание и покинуло сеть, рассмотрим все возможные полные группы сообщений, получивших доступ к сети и таких, что их передача может начаться. Группа называется полной, если ее нельзя расширить, то есть маршрут любого получившего доступ к сети и заблокированного сообщения пересекается либо с маршрутами сообщений из данной группы, либо с маршрутами уже передающихся сообщений. Среди всех полных групп, которые могут начать передачу, производится равновероятный выбор.

Предполагается, что степени захода вершин графа равномерно ограничены, входные потоки в узлах v графа - пуассоновские интенсивности a_v , распределение длин сообщений имеет носитель $[b_0, b_1]$, $0 < b_0 \leq b_1 < \infty$, и выполнено следующие условие неперегруженности:

$$\sup_v a_v E_v l < 1$$

Распределение длин маршрутов удовлетворяет следующему условию

$$P_v\{|L| > n+1\} \leq q P_v\{|L| > n\}, n=1, 2, \dots$$

где константа q не зависит от v .

Доказывается, что существует такое $q_0 \in (0, 1)$, что при всех $q < q_0$ существует и в некотором смысле единственен стационарный режим работы сети, при котором очередь во всех узлах сети ограничено по вероятности. при этом пространственно-временные корреляции случайных процессов, описывающих очереди в различных узлах сети и в различные моменты времени, убывают с экспоненциальной скоростью.

Приближение среднего поля для звездообразной сети коммуникации сообщений (КС). Асимптотические методы, связанные с особенностями различных процедур приближенного расчета сложных сетей с очередями, привлекают сейчас особое внимание. Рассмотрим одну из простейших и наиболее изученных моделей - звездообразную сеть КС. Сеть состоит из N

периферийных узлов C_1, \dots, C_N , каждый из которых соединён с центром C_0 парой линий $\lambda'_\gamma = (C_\gamma \rightarrow C_0)$ и $\lambda_\gamma = (C_0 \rightarrow C_\gamma)$. В каждый из периферийных узлов поступает пуассоновский поток сообщений интенсивности a . Адресом сообщения, поступившего в некоторый периферийный узел, с вероятностью $(N-1)^{-1}$ может быть любой из оставленных периферийных узлов, дисциплина обслуживания во всех очередях *FCFS*, времена обслуживания на первой и второй фазе (l, l') имеют некоторое совместное распределение, и маргинальные распределения l, l' - экспоненциальные с параметрами b, b' , соответственно.

Список литературы

[1] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Эпсилон-энтропия с задержкой при малой средневариатической ошибке воспроизведения. В сборнике энерготехнические процессы: Москва, 2004. – 21-30 с.

[2] Горбунов А.К., Пинскер М.С. Эпсилон энтропия с задержкой гауссовского зашумленного сообщения. Проблемы передачи информации. 1988. Т.24. №3. 18-23 с.

[3] Горбунов А.К., Эпсилон энтропия с задержкой при малой среднеквадратичной оценке воспроизведения. Труды МГТУ сборник статей. Сер. “Труды МГТУ/Московский гос. Технический университет им. Н.Э. Баумана” ред. кол.: А.В. Царькова (гл. ред.) и др. Москва, 2010. 25-37 с.

Рыбкин Кирилл Сергеевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.
E-mail: kirillribkin1998@gmail.com

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Е.В. Акимова, А.К. Горбунов

УЛУЧШЕНИЕ ХАРАКТЕРИСТИК ДЕКОДЕРА ВИТЕРБИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Среди известных алгоритмов декодирования сверточных кодов наиболее эффективными и часто используемыми на практике являются алгоритм Витерби и алгоритмы последовательного декодирования.

При скорости кода, меньшей вычислительной скорости канала, алгоритмы последовательного декодирования имеют предпочтительный по сравнению с алгоритмом Витерби характер зависимости вероятности ошибки декодирования от сложности реализации декодирующего устройства. Однако, применение этих алгоритмов затрудняется тем, что при последовательном декодировании затрачивается случайное число вычислений. Показано, что он характеризуется такими же асимптотическими соотношениями между вероятностью ошибки и сложностью реализации, как и алгоритмы последовательного декодирования. Приведены примеры кодов с малой сложностью реализации выигрывающих по числу исправляемых ошибок при предлагаемом способе декодирования по сравнению с лучшими известными кодами, декодируемыми по алгоритму Витерби.

Основная идея предложенного ниже алгоритма заключается в том, что, начиная с некоторого яруса кодовой решетки, узлы решетки группируются в подмножества, и в памяти декодера сохраняются списки из фиксированного числа наиболее правдоподобных путей, ведущих в узлы каждого подмножества.

Пусть для передачи информации по дискретному каналу без памяти, заданному переходными вероятностями $p(x|y)$, $y \in Y$, $x \in X$, используется сверточный код с длиной кодового ограничения v и скоростью $R = \log_2 q/n_e$ бит на символ канала. Как хорошо известно, информационная последовательность $\bar{u} = (u_1, u_2, \dots)$, $u_j \in \{0, 1, \dots, q-1\}$ задает путь в кодовой решетке сверточного кода, и кодовая последовательность \bar{x} формируется из кодовых символов, приписанных ребрам данного пути. При этом узел пути \bar{u} , расположенный на ярусе t , однозначно определяется вектором $\bar{u}_t = (u_{t-v+1}, \dots, u_{t-1}, u_t)$. Для описания алгоритма декодирования введем три параметра: L – объем списка, τ – задержку декодирования и v_0 – параметр, определяющий реализации декодера, $v_0 \leq v$. При фиксированной последовательности $\bar{y} = (y_1, y_2, \dots, y_t)$, $y_j \in Y^{n_e}$ на выходе канала каждой последовательности $\bar{x} = (x_1, x_2, \dots, x_t)$, $x_j \in X^{n_e}$, $j = \overline{1, t}$ на входе канала сопоставим метрику

$$r(\bar{x}, \bar{y}) = -\sum_{j=1}^t \ln p(y_j | x_j).$$

Введем также правило разбиения множества узлов каждого яруса на подмножества. Для этого через \bar{v} обозначим вектор из v_0 информационных символов, а через $u_t(\bar{v})$ – множество узлов яруса t , у которых последние v_0 символов в записи номера узла совпадают с вектором \bar{v} . Очевидно, что при $t \geq v_0$ имеется q^{v_0} таких множеств.

Алгоритм декодирования представляет собой многошаговую процедуру, каждый шаг которой состоит в обработке узлов очередного яруса кодовой решетки. На шагах $t=1,2,\dots, v_0+\lceil \log_q L \rceil$ в память декодера помещаются все пути, ведущие из начала решетки в эти узлы, а также метрики соответствующих им кодовых последовательностей ($[a]$ обозначает целую часть a). На каждом последующем шаге t для всех \bar{v} среди путей, ведущих в узлы множества $u_t(\bar{v})$, выбираются L путей с наименьшей метрикой и сохраняются в памяти декодера вместе со своими метриками. После шага τ в памяти декодера отыскивается путь с наименьшей метрикой, и первый информационный символ этого пути выдается получателю в качестве оценки первого переданного символа. Все пути, у которых первый символ отличается от выданного получателю, удаляются из памяти. На шаге $\tau+1$ для каждого подмножества $u_{\tau+1}(\bar{v})$ снова строится список из L путей с наименьшей метрикой и после обработки всех множеств получателю выдается оценка второго информационного символа и т.д. Таким образом, объем памяти декодера и число вычислений, производимых на каждом шаге, пропорциональны величине

$$N=L*q^{v_0}$$

И по сложности реализации предложенный алгоритм эквивалентен алгоритму Витерби для кода с длиной кодового ограничения $v_0+\lceil \log_q L \rceil$.

В таблице I приведены построение с помощью ЭВМ примеры двоичных линейных сверточных кодов со скоростью $R = 1/2$, для которых предложенный алгоритм декодирования обеспечивает преимущества по сравнению с алгоритмом Витерби.

Таблица 1

	Параметры кода и соответствующего списочного декодера					Параметры кода, эквивалентного по сложности декодирования			Параметры кода, эквивалентного по числу исправляемых ошибок		
Код	v	v_0	τ	L	t_0	v	d_f	t	v	d_f	t_0
32600 36645	14	6	27	2	5	7	10	4	8	12	5
456362000 510777401	27	8	37	2	6	9	12	5	10	14	6

Коэффициенты порождающих полиномов кодов приведены в таблице 1 в восьмеричной форме записи и через t_0 обозначена максимальная кратность ошибок в двоичном симметричном канале, исправление которых данным кодом и методом декодирования гарантируется, т.е. t_0+1 – минимальный вес вектора ошибок в канале, который может привести к ошибке декодирования. Для кодов, декодируемых по алгоритму Витерби, $t_0 = \lceil (d_f + 1)/2 \rceil$, где d_f – свободное расстояние кода [1]. Из сопоставления данных, приведенных в таблице 1, видно, что списочное декодирование может быть более эффективно, чем декодирование по Витерби, даже при относительно небольшой сложности реализации алгоритма.

Обозначим через P_e вероятность ошибочного декодирования первого символа переданной информационной последовательности. Асимптотические характеристики предложенного алгоритма устанавливает следующая теорема. Для любого $\varepsilon > 0$ найдутся такие τ^* и ν_0^* , что при $\tau > \tau^*$ и $\nu_0 > \nu_0^*$ в ансамбле случайных изменяющихся во времени сверточных кодов существуют коды для которых зависимость вероятности ошибки от сложности реализации декодирования определяется соотношением:

$$P_e \leq K \cdot H^{-(\rho_R - \varepsilon)},$$

где K – постоянная, не зависящая от H , ρ_R – корень уравнения $R = E_0(\rho_R) / \rho_R$ и $E_0(\rho_R)$ – функция Галлагера.

Таким образом, предложенный алгоритм декодирования, используя фиксированное число вычислений для декодирования каждого информационного символа, при скоростях передачи, меньших вычислительной скорости, улучшает асимптотические соотношения между сложностью реализации и вероятностью ошибки по сравнению с алгоритмом Витерби и характеризуется такими же соотношениями, как и алгоритмы последовательного декодирования.

ЛИТЕРАТУРА.

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. *Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научно-технические технологии.* 2016. Т. 17. № 1. С. 66-72.

[2] Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л. *Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации.* Научно-технические технологии. 2015. Т. 16. № 9. С. 56-60.

[3] Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М. Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научно-технические технологии.* 2017. Т. 18. № 2. С. 47-52.

[4] Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С. Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование.* 2017. № 1 (10). С. 90-100.

[5] Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л. *Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса.* Депонированная рукопись № 23, 25.09.2013

Акимова Евгения Владленовна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: akimova.evgeniya.98@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

В.В. Чекалова, И.Е. Малышев, А.К. Горбунов

УСТРОЙСТВО КОДИРОВАНИЯ И ДЕКОДИРОВАНИЯ КОДА РИДА-СОЛОМОНА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Использование кодов РС в составе каскадных кодов (КК) во многих случаях позволяет повысить вероятностно-временные характеристики аппаратуры передачи данных. При этом требуется работа декодера РС в режиме исправления ошибок и стираний. Повышение вероятности приема пакета данных возможно обеспечить, кодируя весь пакет одним блоком КК, что реализуется применением кода РС переменной длины. В то же время разработка такого устройства для достаточно мощного кода РС представляет собой сложную задачу с точки зрения обеспечения малых затрат оборудования и быстродействия.

При высоких требованиях к скорости обработки данных необходима аппаратная реализация устройства. Уменьшение его сложности достигается за счет применения одного быстродействующего вычислительного устройства (ВУ) в конечном поле многофункционального использования узлов и модификация процедур вычисления.

Устройство декодирования кода РС представляет собой набор многофункционального оборудования содержащего ВУ, пять ЗУ объема на $(\alpha - 1)$ символ, четыре регистра, коммутатор и устройства управления каждой процедурой. Процесс декодирования разбивается на последовательность этапов: вычисление синдромов, определение локаторов ошибок, определение значений искажений.

1. Реализация процедуры вычисления синдромов заключается в таком построении устройства, когда применяется одно быстродействующее ВУ. Возможность декодирования кода РС произвольной длины достигается за счет соответствующей установки регистра с обратными связями, который с каждым поступающим символом кода $c_i, i = \overline{1, n}$ генерирует соответствующий локатор. Информация о длине блока содержится в послылке фазового пуска пакета данных. Локаторы стираний x_j записываются в ЗУ1, синдром – в ЗУ2, одно ЗУ используется как сдвигающий регистр.

2. Для вычисления многочлена локаторов стираний $\lambda(x)$ применяется устройство, при добавлении схемы управления в ЗУ3 для хранения результата.

3. Определение модифицированных синдромов производится с записью результата в ЗУ4.

4. Для определения многочлена локаторов ошибок использован алгоритм Берлекэмп-Мессис, модифицированный с целью упрощения реализации и использования уже имеющегося оборудования. Вводятся три регистра для хранения промежуточных величин и специальное устройство управлений. Промежуточные многочлены хранятся в ЗУ3, управление которым позволяет проводить модификацию адресов для перестановки многочленов и изменения их степени.

5. При нахождении локаторов ошибок используется процедура Ченя. Локаторы ошибок дописываются в ЗУ1 к локаторам стираний.

6. Повторяется этап 2.

7. Для вычисления многочлена значений искажений $\omega(x)$ применяется то же оборудование и общая с этапом 3 схема управления.

8. Определение производной многочлена локаторов искажений при четном числе стираний и ошибок $(j+t)$ осуществляется в виде

$$\left((0 \cdot x_j + \lambda_1) x_j + 0 \right) x_j + \dots + \lambda_{j+t-1},$$

при нечетном

$$\left((1 \cdot x_j + 0) x_j + \lambda_2 \right) x_j + \dots + \lambda_{j+t-1}.$$

Это позволяет выполнить вычисления добавлением всего лишь схемы управления. Полученные величины обращаются и записываются в ЗУ2.

9. На последнем этапе производится подстановка локаторов искажений в выражение многочлена искажений, определение значений искажений и исправление в виде $c'_j = \left(\left((0 \cdot x_j + \omega_0) x_j + \omega_1 \right) x_j + \dots + \omega_{j+t-1} \right) \cdot \frac{1}{\lambda'(x_j)} + c_j$, где

c'_j – исправленное значение символа.

При получении нулевых синдромов декодирование заканчивается после этапа 1, а при $S > d - 3$ пропускаются этапы 3+6. Для кодирования данные любой длины $k_2 < 2^a - r_2$, где a – число разрядов символа, r_2 – число проверочных символов, обрабатываются в декодирующем устройстве, но вместо проверочных символов вводятся произвольные значения, сопровождаемые сигналом стирания. Возможен групповой режим кодирования и декодирования данных от нескольких источников, для чего каждому источнику соответствует ЗУ, подключаемое к общей магистрали устройства.

Для реализации кодирования и декодирования кода РС в поле $GF(2^8)$ при $d = 17, n = \frac{17}{255}$ потребовалось 200 микросхем средней интеграции. В зависимости от числа искажений и длины кода для декодирования требуется $\frac{2}{4}$ такта обработки на бит данных.

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. *Научные технологии*, 2016, Т.17, № 1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. *Научные технологии*, 2015, Т.16, № 9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Научные технологии*, 2017, Т.18, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*, 2017, № 1(10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации- единство транспортных и хронометрических (кинематических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. Депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Чекалова Виталина Витальевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: vita.chekalova@yandex.ru

Мальшев Илья Евгеньевич – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: TitanQuest123212@yandex.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Э.А. Перельмутер, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

ХАРАКТЕРИСТИКИ ДВОИЧНЫХ БАЛАНСНЫХ БЛОЧНЫХ КОДОВ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Рассмотрим исходный блок длины n , состоящий из единиц и нулей. Все нули блока заменяются на символ «-I» и блок представляется в виде графа, в котором звенья с наклоном $+I$ соответствуют позициям блока равным I , а звенья с наклоном $-I$ соответствуют нулевым позициям. Узлы графа предоставляют значения блоковой текущей цифровой суммы. Граф, соответствующий блоку длины интерпретируется как путь. Двоичный балансный блочный код при этом определяется как совокупность всех путей, узлы которых предоставляют значение блоковой текущей цифровой суммы S_i не превышающие величины хода небаланса. Граф, предоставляющей совокупность путей удовлетворяющих этому условию, является графом переходов. Значение $\max[|S_n|]$ определяется как диспаратетность кода, а множество блоков, имеющих одинаковую диспаратетность, – как мода.

Пусть выделяется участок графа переходов ДББ, когда между всеми узлами с индексом m и всеми узлами с индексом $m+2$, который является графом изменения состояний. Доказывается, что граф изменения состояний G_m для m -ой позиции блоков ДББ когда с ходом баланса l определяется матрицей изменения состояний A порядка l , которая представляет линейный оператор, ставящий вектору $b(m)$ в соответствие вектор $b(m+2)$, где координаты векторов $b_s(m)$ и $b_s(m+2)$ – суммы путей, проходящих из точки $(0,0)$ через точки (m, S_m) и $(m+2, S_{m+2})$ соответственно. Причем

$$S_m = 0, \pm 2, \pm 4, \dots, \pm(l-I), \text{ если } -\text{четно}, -\text{нечетно}, \\ S_m = \pm I, \pm 3, \dots, \pm(l-I), \text{ если } -\text{нечетно}, -\text{четно}.$$

Для традиционных ДББ кодов, где избыточность вносится с целью балансировки, скоростные характеристики зависят от способа введения в блок дополнительных символов. Однако, существует возможность вычислить точные значения мощностей и, следовательно, скоростей традиционных ДББ кодов. Для ДББ кода с ходом небаланса l и диспаратетностью L существует точная верхняя граница

$$R = k/n = 1/n \log_2 M,$$

где M – мощность кода, R – скорость кода, k – количество информационных символов.

Отсюда асимптотическая верхняя граница определяется такой, что скорость (n,k) ДББ кода с ходом небаланса l и достаточно большим n не превышает $l/2 \log_2 w_1$, где w_1 – максимальное собственное значение линейного оператора A

$$R = k/n \leq \log_2 w_1.$$

В качестве корректирующего ДББ когда рассмотрим пересечения исходного традиционного ДББ и какого-либо из смежных классов двоичного (n, k, d) линейного корректирующего кода, где d – минимальное кодовое расстояние по Хэммингу. Исходя из этого определяется, что существует $(n,$

k_1) нелинейный корректирующий ДББ код с минимальным расстоянием по меньшей мере d , ходом небаланса l , максимальным собственным значением матрицы изменения состояний w_1 , которой при достаточно большом удовлетворяет следующему неравенству

$$k_1/n \geq \frac{1}{2} \log_2 w_1 - H((d-2)/n).$$

Это выражение характеризует нижнюю границу корректирующего ДББ кода. Оно справедливо при малых d .

Результат $R = k/n \leq \log_2 w_1$ является точным и корректным. В качестве примера приведем значения асимптотических верхних границ традиционных ДББ кодов с различными значениями. Так для $l=2$ скорость кода $R=0,79$ и $l/R=1,26$, а для не менее важного случая кода с $l=3$ скорость, когда $R=0,89$ и $l/R=1,08$.

Вопрос о нижней границе корректирующих ходов рассматривается для случая, когда не выполнилось условие балансировки по длине блока. Поэтому результат является более общим, так как он справедлив для любых корректирующих ДББ кодов. Изложенное позволяет оценивать характеристики кодов исходя из предъявляемых к цифровой системе передачи информации требований.

Список литературы

[1] *Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А.* Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике // Научные технологии. 2016. Т. 17. №1. С.66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации // Научные технологии. 2015. Т. 16. №9. С. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного фенологического уравнения энерготехнологических процессов // Научные технологии. 2017. Т. 18. №2. С. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. №1 (10). С. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев А.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса // депонированная рукопись №23, 25.09.2013.

Перельмутер Элина Алексеевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: perelmuter.elya@yandex.ru

Чухраева Анастасия Игоревна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_bmstu_fiz@mail.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

В.А. Келлер, А.К. Горбунов

ЧАСТОТНОЕ СОВМЕЩЕНИЕ КАНАЛОВ В СЕТЯХ ПОДВИЖНОЙ РАДИОСВЯЗИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Метод частотного совмещения радиоканалов (повторного использования частоты) является перспективным способом решения проблемы создания сети с многостанционным доступом пользователей при ограниченности частотного ресурса. Особенно остро эта проблема стоит в ВЧ, ОВЧ диапазонных частот. Представляет интерес рассмотреть вариант частотного совмещения каналов в радиосети на основе теории сигналов векторно-пространственно-временной (ВПВ) структуры. Теория ВПВ обработки с точки зрения анализа структуры радиосигналов является обобщающей для разнообразных вариантов пространственно-временной, пеленгационно-временной, поляризационно-временной обработки. В радиоканале выходной ВПВ сигнал наблюдается на выходе излучающей антенны, а входной ВПВ сигнал на входе приемной антенны. Композиционная теория ВПВ сигналов на векторно-пространственных входах, имеющих континуальный характер, потребовала формализации и объединения ряда принципов теории распространения радиоволн, теории антенн, теории систем.

Применительно к сети пользователей на подвижных объектах для обработки пространственно-временных (ПВ) сигналов ОВЧ диапазона принципиально невозможным оказывается использование антенных решеток с разнесенными фазовыми центрами антенных элементов (АЭ). Альтернативой применению анализа ПВ сигналов в подвижных радиосетях является использование ВПВ обработки векторными антенно-приемными системами (ВАПС). Сигналы, обрабатываемые ВАПС, различаются за счет неодинаковости углов наклона векторов напряженности электромагнитного поля относительно электрических осей базиса ортогональных АЭ.

Локальная обработка, производимая ВАПС, основана на принципе весового суммирования скаляризованных векторно-временных (ВВ) сигналов, поступающих от взаимоортогональных электрических и (или) магнитных антенных элементов (АЭ). Аналитический групповой сигнал на выходе каждого n -го АЭ ВАПС ($n = 1, 2, \dots, Q$) есть:

$$i_{\dots} = \sum_{v=1}^N \dots \quad (1)$$

$$i_{\dots} = \dots \quad (2)$$

где N – число принимаемых волн с направлениями прихода, соответствующими в сферических координатах d^n , θ^n углам прихода d_v^n , θ_v^n ; i_v – комплексные огибающие векторов электрической напряженности v -х волн,

пришедших в точку приема ($v=1,2,\dots,N$), \dot{i}_v - орты этих векторов, \dot{i}_{ν} - поляризационные вектора АЭ, \dot{i}_{ν} - аналитический шум, характеризуемый среднеквадратичным значением, \dot{c}_v - амплитудно-фазовая характеристика направленности АЭ.

Все Q уравнений (1) можно переписать для комплексных огибающих в виде матричного уравнения:

$$[u^n] = [u^m] + [A][E_v], \quad (3)$$

где составляющие уравнения – матрицы-столбцы огибающих нормированных (волновых) напряжений $[u^n]$, $[u^m]$ - аналитического шума, $[E_v]$ - электрических составляющих векторов v -х волн, $[A]$ - прямоугольная матрица, составленная из параметров электромагнитной обстановки (ЭМО) \dot{c}_{nv} , где комплексные числа \dot{c}_{nv} характеризуют векторно-пространственные (ВП) параметры v -й волны по отношению к n -му АЭ:

$$A_{nv} = \dot{c}_{\nu} \dot{c}_{\nu}^{-1} \dot{c}_{\nu} \quad (4)$$

В блоке весового суммирования устройства первичной обработки умножение (3) на весовые коэффициенты W_{gn} в каждом канале и сложение дает уравнение:

$$[u] = [u^m] + [W][A][E_v]. \quad (5)$$

Если коэффициенты W_{gn} выбрать исходя из $(n-1)$ -го равенства ортогонализации:

$$\dot{c}_{gv} = \sum_{n=1}^g \dot{c}_{gn} \dot{c}_{nv}^{-1} \dot{c}_{\nu} \quad (6)$$

$$[W][A] = [C] \rightarrow 0 \text{ при } v \neq g, \quad g = 1, 2, \dots, N, \quad (7)$$

то сигнал на выходе g -го сумматора линейно связан с напряженностью одной - g -й волны $\dot{c}_{g\nu}$, если количество волн не превышает количества уравнений Q :

$$\dot{c}_{g\nu} = \dot{c}_{g\nu} \dot{c}_{\nu}^{-1} \dot{c}_{\nu} \quad (8)$$

Таким образом, ВАПС производят первичное разделение одночастотных радиосигналов, различающихся поляризационно-пеленгационными характеристиками. Для достижения эффекта частотного совмещения радиоканалов нужно знать точно или приблизительно значения элементов матрицы $[A]$, а затем уточнять их поисковыми или корреляционными методами.

Развиваемые положения учитывают специфику организации радиосвязи при использовании ВАПС с неподвижными или малоподвижными объектами, когда пеленгационные, и в ряде случаев поляризационные параметры приходящих радиоволн, определить несложно.

Электромагнитная обстановка (ЭМО) в информационных системах подвижной радиосвязи обычно слабо прогнозируема и непрерывно меняется. В частности, указанный характер имеет ЭМО в городских подвижных ра-

диосетях диапазона ОВЧ и выше. Для разделения ВВ одночастотных сигналов по поляризационно-пеленгационным параметрам с помощью ВАПС в режиме непрерывного изменения ЭМО требуется динамическое определение элементов матрицы $[A]$ в реальном масштабе времени. В соответствии с (4) зависимость элементов A_{nv} от времени обусловлена изменением поляризационно-пеленгационных параметров волн (сигналов). Введение адресных отличительных признаков в ВВ сигналы абонентов позволяет корреляционным методом определить векторную структуру группового сигнала в целом.

Используем взаимные корреляционные функции сигналов $\dot{L}_{v\sigma}(t)$ и $\dot{L}_{o\sigma}(t)$.

$$B_{v\sigma}(\tau) = \int_{-\infty}^{\infty} \dot{L}_{v\sigma}(t) \dot{L}_{v\sigma}^*(t - \tau) dt. \quad (9)$$

По сигналам $E_{\sigma}(t)$ ($\sigma = 1, 2, \dots, N$), существенно превышающим уровень шума, и выходным сигналам АЭ $i_{\sigma}(t)$ определяем корреляционные функции:

$$G_{n\sigma}(\tau) = \int_{-\infty}^{\infty} i_{\sigma}(t) i_{\sigma}^*(t - \tau) dt. \quad (10)$$

После преобразования уравнения (1) по (9), (10) получаем:

$$G_{n\sigma} = \sum_{v=1}^N B_{\gamma\sigma} A_{nv}, \quad n = 1, 2, \dots, Q \quad (11)$$

При фиксированных n уравнения (11) образуют систему из N уравнений для N неизвестных A_{nv} . Ее решением будет:

$$A_{nv} = \sum_{\sigma=1}^N B_{\sigma\gamma}^{-1} G_{n\sigma},$$

где $D_{\sigma\gamma}^{-1}$ – алгебраические дополнения определителя, составленного из чисел $B_{\sigma\gamma}$.

По найденной матрице $[A]$ на абонентской станции (АС) в соответствии с (5), (6), (7), (8) устанавливаются компоненты матрицы $[W]$ и в блоке весового суммирования производится первичное разделение ВВ одночастотных сигналов.

На базовой станции формируется обобщенная матрица параметров A_{nv} всех АС на основе информации от них, поступающей по обратному каналу. За счет управления и перераспределения ВВ и частотными параметрами сигналов можно увеличить число одновременно работающих абонентов в $Q-1$ раз. Например, при использовании ВАПС из шести АЭ максимальный выигрыш составит до пяти раз.

Литература

[1] Лысенко Л.В., Коржавый А.П., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., Горбунов Е.А. Транспортные и кинетические уравнения как функции формализованного подхода к процессам в экономике. Научные технологии, 2016, т. 17, № 1, с. 66-72.

[2] *Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Горбунов А.К., Лысенко А.Л.* Гравитационное притяжение в энерготехнологической интерпретации. *Наукоемкие технологии*, 2015, т. 16, № 9, с. 56-60.

[3] *Крицкая А.Р., Лысенко А.Л., Коржавый А.П., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Лысенко М.М.* Формализация (моделирование) информационных потоков на базе безразмерного феноменологического уравнения энерготехнологических процессов. *Наукоемкие технологии*, 2017, т. 18, № 2, с. 47-52.

[4] *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Беккель Л.С.* Универсальный принцип идентификации объектов материальных ресурсов. *Электронный журнал: наука, техника и образование*, 2017, № 1 (10), с. 90-100.

[5] *Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Минаев В.Н., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Коржавый А.П., Кашинский В.И., Воронов В.И., Гульков А.Н., Паничев А.М., Лысенко С.Л.* Закон телепортации – единство транспортных и хронометрических (кинетических) процессов переноса вещества, энергии и момента импульса. *Депонированная рукопись № 23*, 25.09.2013.

Келлер Вероника Александровна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: hbrs2016@bk.ru

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

А.К. Горбунов, О.П. Петросян, Д.В. Рябченков

ЭЖЕКЦИОННЫЕ МЕТОДЫ ХЛОРИРОВАНИЯ ВОДЫ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Эжектор (струйный аппарат, эжекционный насос) представляет собой устройство, которое позволяет подсасывать и поднимать на определенную высоту газ или жидкость за счет кинетической энергии подаваемого к нему потока жидкости. Поток рабочей жидкости под действием напора поступает из сопла в камеру смешения и далее в диффузор и нагнетательную линию.

Силой поверхностного трения рабочий поток увлекает за собой частицы среды, в которой протекает. В рабочей (приемной) камере создается разрежение, куда поступает подсасываемая (эжектируемая) газ или жидкость.

Принцип действия водоструйных аппаратов основан на непосредственной передаче кинетической энергии рабочего потока жидкости, обладающего большим запасом энергии, другому потоку, обладающему меньшим запасом энергии [1]. Отношение расхода эжектируемой среды к расходу рабочей жидкости называется коэффициентом подмешивания или эжекции.

Он может изменяться в довольно широких пределах от 0.5 до 2.0. Наиболее устойчивая работа водоструйного насоса наблюдается при коэффициенте подмешивания равным единице.

Отношение полной геометрической высоты подъема эжектируемого потока жидкости H к напору рабочего потока h называется коэффициентом напора.

При этом коэффициент напора может изменяться в пределах 0.15 – 0.35.

Коэффициент полезного действия насоса равен отношению полезно затраченной мощности к затраченной мощности, т. е., следовательно, эффективность работы водоструйного насоса зависит в основном от коэффициентов напора и эжекции.

Водоструйные насосы имеют сравнительно низкий к. п. д. (25 % – 30 %). Так как к. п. д. насоса ограничен, то очевидно, изменяя (увеличивая) коэффициент эжекции, мы сможем создать меньший напор (давление) смешанного потока и наоборот.

Коэффициент эжекции зависит в основном от основного геометрического параметра эжекторного аппарата, который определяется отношением площади сечения камеры смешения к площади сечения выхода насадки.

Этот параметр и ряд других геометрических величин определяют все основные его рабочие параметры [2]. С увеличением коэффициента возрастает и коэффициент эжекции, но создаваемый эжектором напор (давление за эжектором) будет уменьшаться.

Лабораторными исследованиями и производственными испытаниями эжекторов (водоструйных насосов), установлено, что наиболее эффективно они работают, когда геометрический параметр находится в пределах от 2,5 до 4,0.

В работе поставлена и решена задача расчета среднего хлоросодержания потока воды в эжекторе

Прежде чем сформулировать исходную задачу, конкретизируем параметры, необходимо охарактеризовать внутренний массообмен с учетом специфики эжекции хлора в воду. В диффузоре эжектора и далее в трубопроводе происходит растворение хлоргаза в потоке воды, т.е. имеет место массообмен, распределенный в пространстве водяного потока, как по продольной, так и по поперечной его пространственной координате, динамика которого определяется временем.

К числу недостатков такого расчета следует отнести громоздкость полученного выражения, что затрудняет его анализ и применение, например, для получения передаточной функции системы и ее частотных характеристик.

Эти недостатки устраняются, если расчет среднего хлоросодержания выполнить по методике, изложенной в работе [3]. При этом для обобщенной динамической характеристики как функции времени получено простое приближенное выражение в виде экспоненциального ряда.

Список литературы

[1] *Кожевников А.Б., Петросян О.П.* Проблемы конструкций хлораторов эжекционного типа. ЖКХ, 2002, № 6.

[2] *Кожевников А.Б., Петросян О.П.* Эжектор для дозирования газообразного хлора в воду. – М.: Роспатент, патент на изобретение, рег. №2367508, приоритет 09.01.2008.

[3] *Кожевников А.Б., Петросян О.П.* Эжекция и сушка материалов в режиме пневмотранспорта. Москва, изд-во МГТУ им Н.Э. Баумана, 2010. – 132 с.

Горбунов Александр Константинович – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Петросян Ованес Петрович – канд. физ.-мат. наук, доцент кафедры «Физика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf_mgtu_fiz@mail.ru

Рябченков Дмитрий Валерьевич – директор департамента Комплексных Систем Безопасности Слаботочных Систем. E-mail: petrosyan-kravt@mail.ru

СЕКЦИЯ 16.

ХИМИЯ И ТЕХНОЛОГИЯ

Н.К. Сюняев, М.В. Тютюнькова, К.Л. Анфилов

АГРОЭКОЛОГИЧЕСКАЯ И ЭКОНОМИЧЕСКАЯ ЭФФЕКТИВНОСТЬ ОТХОДОВ КОФЕЙНОГО ПРОИЗВОДСТВА

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Проблема утилизации хозяйственно-бытовых и промышленных отходов не теряет своей актуальности на протяжении многих лет, особенно для крупных городов. Научные исследования, посвященные возможным решениям данного вопроса, показывают, что некоторые отходы производства, например, обезвоженные осадки сточных вод (ООСВ), при правильном применении способны составить конкуренцию дорогостоящим и малодоступным для многих хозяйств органическим и минеральным удобрениям, объединяя в себе свойства того и другого [1-3].

Таковыми отходами могут быть отходы кофейного производства (ОКП) ОАО «Русский продукт», расположенного в поселке Детчино Калужской Области. В качестве удобрений сельскохозяйственных культур они не испытывались.

Целью данной работы явилась агроэкологическая и экономическая оценка ОКП различной выдержки в сравнении с обезвоженными осадками сточных вод при возделывании овса сорта «Привет» на дерново-подзолистой супесчаной почве. Для достижения поставленной цели необходимо было решить следующие задачи:

1) дать качественную характеристику зерна овса при применении ОКП различной выдержки и ООСВ;

2) исследовать изменение параметров плодородия почвы при внесении ОКП разной выдержки и ООСВ;

3) рассчитать экономическую эффективность возделывания овса сорта «Привет» в условиях применения ОКП разной выдержки и ООСВ.

Место проведения. Научно-исследовательская работа проводилась в 2016-2017 гг. на экспериментальном стационарном участке кафедры химии, почвоведения, землеустройства и БЖД при Опытном поле Калужского филиала Российского государственного аграрного университета – МСХА им. К.А. Тимирязева в пригородной зоне города Калуги.

Главными объектами исследований являлись: отходы кофейного производства разной выдержки; механически обезвоженные осадки сточных вод; дерново-подзолистая супесчаная почва на водно-ледниковых отложениях, подстилаемая мореной; сельскохозяйственная культура – овес сорта «Привет».

Схема опыта. 1. Контроль (возделывание без удобрений); 2. ООСВ (5 т/га по сухому веществу или 17 т/га при влажности 70%); 3. ОКП выдержанные (ОКП_{выд}) 2 года (10 т/га по сухому веществу или 33 т/га при влажности

70%); 4) ОКП свежие (ОКП_{свеж}) (10 т/га по сухому веществу или 100 т/га при влажности 90%).

Агрометеорологические условия вегетационного года были благоприятными для роста и развития овса сорта «Привет». В опытах использовались общепринятые методы в агрономии, экологии, почвоведении и придерживались методики проведения опытов по Б.А. Доспехову.

Полученные результаты. Основные результаты исследований по данной теме представлены в таблицах 1 – 4.

Таблица 1

Содержание белка, микроэлементов и ТМ в зерне овса

Вариант	Белок, %	Микроэлементы, мг/кг		Тяжелые металлы, мг/кг		
		В	Мо	Cd, ПДК 0,1	Pb, ПДК 0,5	Ni, ПДК 0,5
Контроль	11,7	8,5	1,6	0,04	0,09	0,14
ООСВ	12,6	12,6	1,9	0,06	0,11	0,17
ОКП _{выд}	12,4	9,3	1,7	0,03	0,08	0,13
ОКП _{свеж}	10,3	10,5	1,8	0,04	0,09	0,14

Данные таблицы 1 показывают, что внесение в почву в качестве удобрения ООСВ и ОКП_{выд} повышают содержание белка в зерне по сравнению с контролем на 0,7 и 0,9%, соответственно. Внесение ОКП_{свеж} в качестве удобрения овса не способствует повышению белка в зерне овса в сравнении с контролем и даже снижает этот показатель на 1,4%.

Внесение всех видов удобрений в почву повышает содержание микроэлементов в зерне овса. При этом наибольший эффект достигается от внесения в почву ООСВ. Наименьший эффект наблюдается от внесения ОКП_{выд}. Внесение в дерново-подзолистую супесчаную почву ОКП_{выд} и ОКП_{свеж} не приводит к увеличению содержания в зерне овса ТМ, а даже есть мало заметная тенденция к снижению их содержания. Внесение рекомендованных доз ООСВ приводит к чуть заметной тенденции повышения содержания ТМ в зерне овса, поскольку в составе осадков содержится определенное количество этих элементов. Во всех вариантах опыта содержание ТМ в зерне овса находится намного ниже значений ПДК.

Содержание доступных форм ТМ в почве для различных вариантов опыта приведено в таблице 2.

Таблица 2

Содержание доступных форм ТМ в дерново-подзолистой супесчаной почве

Вариант	Тяжелые металлы, мг/кг почвы					
	Cd, ПДК 0,5		Pb, ПДК 5,0		Ni, ПДК 5,0	
	исходное	конечное	исходное	конечное	исходное	конечное
Контроль	0,14	0,13	4,3	4,2	1,2	1,2
ООСВ	0,14	0,23	4,3	4,8	1,2	1,8
ОКП _{выд}	0,14	0,12	4,3	3,7	1,2	1,1
ОКП _{свеж}	0,14	0,13	4,3	4,0	1,2	1,3

В соответствии с данными таблицы 2 можно заключить, что внесение в малоплодородную дерново-подзолистую супесчаную почву с низкой поглотительной и буферной способностью ОКП_{выд} и ОКП_{свеж} несколько снижает содержание в почве доступных форм кадмия, свинца и никеля для растений овса сорта «Привет». Это связано, по нашему мнению, с увеличением содержания органического вещества в почве и отсутствием этих металлов в данных отходах. Внесение ООСВ в почву увеличивает содержание в почве доступных форм ТМ для растений овса сорта «Привет». Исходное и конечное содержание доступных форм ТМ в почве во всех вариантах опыты ниже значений ПДК.

Таблица 3

Изменение параметров плодородия дерново-подзолистой супесчаной почвы

Вариант	Гумус, %		рН _{сол}		Обменный калий, мг/кг	
	исходное	конечное	исходное	конечное	исходное	конечное
Контроль	0,91	0,90	6,0	5,9	57	55
ООСВ	0,91	0,93	6,0	6,1	57	57
ОКП _{выд}	0,91	0,93	6,0	6,0	57	58
ОКП _{свеж}	0,91	0,94	6,0	5,6	57	58

Представленные в таблице 3 результаты исследований показывают некоторые положительные тенденции в изменении параметров плодородия дерново-подзолистой супесчаной почвы в условиях применения нетрадиционных удобрений. Так, наблюдается некоторое увеличение содержания гумуса в почве при внесении ООСВ, ОКП_{выд} и ОКП_{свеж}. Наибольшее относительное увеличение содержания гумуса почвы при этом составляет 0,02-0,03%. При внесении ООСВ наблюдается снижение кислотности дерново-подзолистой супесчаной почвы примерно на 0,2 по сравнению с контролем. Внесение ОКП_{выд} не оказывает определенного действия на кислотность почвы. ОКП_{свеж} приводит к подкислению почвы на 0,4 единицы. Содержание обменного калия в почве увеличивается на 1 мг/кг в условиях применения ОКП, а на контроле снижается на 2 мг/кг почвы. Внесение ООСВ не изменяет содержание обменного калия в почве.

Данные по экономической эффективности возделывания овса в условиях применения нетрадиционных удобрений приведены в таблице 4.

Таблица 4

Экономическая эффективность возделывания овса

Показатель	Контроль	ООСВ	ОКП _{выд}	ОКП _{свеж}
1. Урожайность, ц/га	12,4	26,0	21,7	3,0
2. Площадь, га	100	100	100	100
3. Валовой сбор, ц	1240	2600	2170	300
4. Производственные затраты, тыс.руб	1271	1696	1874	1669
5. Себестоимость 1ц продукции, руб	1025	652	863	5563
6. Цена продукции, руб/ц	1100	1100	1100	1100
7. Стоимость валовой продукции, тыс.руб	1364	2860	2387	330
8. Чистый доход, тыс.руб	93	1164	513	-1339
9. Уровень рентабельности, %	7	69	27	-80

Как видно из таблицы 4, при стоимости одного центнера зерна овса 1100 рублей чистый доход достигается в первых трех вариантах, а производство зерна овса на фоне применения ОКП_{свеж} является крайне нерентабельным. При такой цене реализации зерна овса даже без удобрений наблюдается уровень рентабельности в 7%.

На данный момент ОКП_{выд} считается бесплатным удобрением и является удобрением пролонгированного действия. Но и в первый год ОКП_{выд} показал хорошие результаты, вследствие чего он может составлять полноценную конкуренцию другим удобрениям при возделывании овса на дерново-подзолистых супесчаных почвах. Чистый доход составляет 513 тыс.руб, уровень рентабельности +27% и себестоимость зерна 864 руб/ц.

Действие ООСВ в первый год после внесения в почву оценивается наибольшим чистым доходом в 1163 тыс.руб и уровнем рентабельности в 69%. Себестоимость производства зерна при этом самая низкая и составляет 652 руб/ц.

Действие от внесения ОКП_{свеж} в экономических показателях оценивается отрицательным чистым доходом в -1339 тыс.руб и уровнем рентабельности в -80%. Это наихудшие показатели.

Выводы. 1. Внесение в почву ООСВ и ОКП_{выд} оказывает положительное удобрительное действие на малоплодородных дерново-подзолистых супесчаных почвах пригородной зоны города Калуги.

2. На данный момент с точки зрения экономии производственных ресурсов совместное внесение в почву ООСВ и ОКП_{выд} имеет положительный экономический эффект.

Список литературы

[1] Сюняев Н.К., Малахова С.Д., Сюняева О.И., Тютюнькова М.В. Агроэкология осадков сточных вод г. Калуги: ФГОУ ВПО РГАУ-МСХА имени К.А.Тимирязева, 2008. – 150с.

[2] Тютюнькова М.В., Белопухов С.Л., Сюняев Н.К., Анфилов К.Л. Агрохимия агросферы: Учебное пособие//М.В.Тютюнькова, С.Л. Белопухов, Н.К.Сюняев, К.Л. Анфилов. М.: Изд-во РГАУ-МСХА, 2012. –232с.

[3] Доклад о состоянии природных ресурсов и охране окружающей среды на территории Калужской области в 2016 году. – Калуга: ОАО «Типограф», 2017. – 368с.

Сюняев Николай Константинович – канд. хим. наук, профессор КФ РГАУ-МСХА им. К.А.Тимирязева. E-mail: kanfilov@yandex.ru

Тютюнькова Маргарита Викторовна – канд. биол. наук, доцент КГУ им. К.Э. Циолковского. E-mail: kanfilov@yandex.ru

Анфилов Константин Львович – канд. хим. наук, доцент кафедры «Химия» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kanfilov@yandex.ru

С.А. Кусачева, М.Е. Сафронова, С.А. Рудова

ИССЛЕДОВАНИЕ ВОЗМОЖНОСТЕЙ ОПТИМИЗАЦИИ АКТИВНОГО ИЛА ДЛЯ РЕШЕНИЯ ПРИРОДООХРАННЫХ ЗАДАЧ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Одним из основных направлений развития ресурсосбережения в настоящее время является разработка альтернативных способов утилизации отходов с получением вторичных материальных и энергетических ресурсов, позволяющих снижать масштабы негативных воздействий на окружающую природную среду, и получать значительный экономический эффект.

К важнейшим теоретическим и прикладным задачам биотехнологии можно отнести исследование особенностей применения биологических способов утилизации отходов, образующихся в современных экосистемах, и обеспечение их реализации.

Микробиологическая утилизация пищевых отходов основана на способности специально подобранного сообщества микроорганизмов в определенных условиях, создаваемых в биореакторе, разлагать органические соединения до биогаза и воды. В результате биоразложения органики посредством этой технологии образуются биогаз и жидкая фаза, которая может являться субстратом для жизнедеятельности микроорганизмов.

В определенных случаях микроорганизмы активного ила практически утрачивают способность окислять органические субстраты, т.е. теряют свойства, присущие им в природных условиях, и приобретают устойчивые свойства преимущественного окисления органических соединений очищаемых сточных вод. При этом высоконагружаемый активный ил, эксплуатируемый в условиях работы очистных сооружений по двухступенчатой схеме очистки формируется почти исключительно из микроорганизмов, использующих специфические органические вещества очищаемых сточных вод в качестве единственного источника углерода.

Выбор оптимального технологического режима, обеспечение стабильности его параметров и научно обоснованное управление процессом биотехнологической очистки - первостепенная задача, решение которой позволяет сформировать в биореакторах адаптированный активный ил, микрофлора которого способна к эффективному окислению специфических органических компонентов очищаемых сточных вод с закреплением этих свойств.

Активный ил обладает широкими возможностями применения для очистки сточных вод различного происхождения. Может применяться для

окисления различных субстратов. Однако со временем он теряет свои свойства. В этих случаях эффективными становятся меры по восстановлению активности свойств активного ила.

Целью настоящего исследования является исследование особенностей и изменений активного ила, основные направления оптимизации его функционирования и повышения эффективности использования.

Для восстановления свойств активного ила были внесены сахар, пептон и серная кислота.

Сахар, пептон и кислоту добавляли в разных концентрациях, с целью выявления оптимальных условий для активизации и повышения жизнеспособности ила. Установили, что оптимальными являются сахара и пептона концентрации в 3-5%. Количество подвижных микроорганизмов в этих случаях вырастает на несколько порядков и достигает 2-3 тысяч.

При добавлении серной кислоты в концентрациях 1-3% количество живых микроорганизмов существенно возрастает, выделяется сероводород, дополнительно идет нагрев среды. Получаемый сероводород также может иметь промышленное применение. Кроме этого, серная кислота содержится во многих сточных водах и может использоваться для повышения жизнеспособности и активности ила.

Литература

[1] Shukla A.K., Suresh P., Berchmans S. et al. Biological fuel cells and their application // Curr. Sci. 2004. V. 87. P. 455-468.

[2] Potter M.C. Electrical effects accompanying the decomposition of organic compounds // Proc. R. Soc. Lond. B. Biol. Sci. 1911. V. 84. P. 260-276.

[3] Сафронова С.А. Эколого-гигиеническое обоснование технологии биodeградации пищевых отходов применительно к задачам жизнеобеспечения гермообъектов и других открытых антропоэкосистем Диссертация на соискание ученой степени кандидата биологических наук. М., М.: ГНЦ РФ ИМБП РАН, 2002. – 129 с.

Кусачева Светлана Александровна – канд. биол. наук, доцент кафедры «Химия» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: safronova2@mail.ru

Сафронова Мария Евгеньевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: safronova2@mail.ru

Рудова Софья Андреевна – учащийся МБОУ СОШ № 46. E-mail: safronova2@mail.ru

С.А. Кусачева, И.И. Сашенко, М.Е. Сафронова,
Д.В. Левочкин

ИССЛЕДОВАНИЕ ВОЗМОЖНОСТЕЙ ПРИМЕНЕНИЯ ЭЛЕКТРОГЕННЫХ БАКТЕРИЙ В МИКРОБНЫХ ТОПЛИВНЫХ ЭЛЕМЕНТАХ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Несмотря на все очевидные преимущества МТЭЛов в качестве альтернативного источника электричества, их практическое применение сегодня ограничено экзотическими областями – питанием приборов в труднодоступных местах или электроснабжение устройств, имплантированных в живые организмы.

Для более широкого, экономически оправданного применения МТЭЛы должны быть усовершенствованы. Большая часть этих усовершенствований касалась конструкции самих МТЭЛов, материала электродов и селекции консорциумов микроорганизмов.

Были проведены исследования по получению биоэлектричества из жидких органических отходов с использованием электрогенных бактерий. Выполнен анализ видового состава микрофлоры, полученного с анода двухкамерного МТЭЛа, анодная камера которого была заполнена активным илом сточных вод в анаэробных условиях. Ячейка, содержащая активный ил, длительно генерировала электрический ток без смены субстрата.

Биопленка, покрывающая анод, была культивирована в термостате при 30°C в течение 5 суток. Отдельные колонии различной морфологии были выделены в чистые культуры и проанализированы для определения видовой принадлежности. В числе выделенных штаммов были определены электрогенные бактерии.

Показано, что штаммы *Shewanella oneidensis* и *Ochrobactrum* sp. способны к восстановлению окиси меди. Остальные штаммы, выделенные с анода, не проявляли восстанавливающей способности. Однако нельзя исключить, что условия культивирования, состав сред не подходит для проявления восстанавливающей активности этих штаммов.

Таким образом, установлено, что перспективными с позиций использования в МТЭЛах для получения биоэлектричества являются бактерии *Shewanella oneidensis* и ассоциации, включающие штаммы этих бактерий. Ассоциации микроорганизмов в анодной камере, инокулированной сточными водами, могут изменяться в зависимости от многих факторов: используемого субстрата; способа культивирования (периодический или проточный); строгости анаэробных условий и даже от условий в катодной камере.

В дальнейшем необходимо использовать различные питательные среды, варьировать температуру и время инкубации штаммов, подбирать оптимальные материалы и конструкции катодной и анодной камер.

Литература

[1] Angenent L.T., Karim K., Al-Dahhan M.H. et al. Production of bioenergy and biochemicals from industrial and agricultural wastewater // TRENDS in Biotechnol. 2004. V. 22. P. 477-485.

[2] Logan B.E. and Regan J.M. Electricity-producing bacterial communities in microbial fuel cells // TRENDS in Microbial. 2006. V. 14. P. 512-518.

[3] Lovley D.R. Microbial energizers: fuel cells that keep on going // Microbe. 2006. V. 1. P. 323-329.

[4] Lovley D.R. Microbial fuel cells: novel microbial physiologies and engineering approaches // Current Opinion in Biotechnology. 2006. V. 17. P. 327-332.

[5] He Z., Minteer S.D., Angenent L.T. Electricity generation from artificial wastewater using an up flow microbial fuel cells // Environ. Sci. Technol. 2005. V. 39. P. 5262-5267.

[6] Shukla A.K., Suresh P., Berchmans S. et al. Biological fuel cells and their application // Curr. Sci. 2004. V. 87. P. 455-468.

[7] Potter M.C. Electrical effects accompanying the decomposition of organic compounds // Proc. R. Soc. Lond. B. Biol. Sci. 1911. V. 84. P. 260-276.

Кусачева Светлана Александровна – канд. биол. наук, доцент кафедры «Химия» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: safronova2@mail.ru

Сащенко Игорь Игоревич – аспирант КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: i709@ya.ru

Сафронова Мария Евгеньевна – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: safronova2@mail.ru

Левочкин Дмитрий Игоревич – учащийся МБОУ СОШ № 25. E-mail: safronova2@mail.ru

Д.В. Зубков, А.С. Гордеев, С.А. Кусачева

ПОЛУЧЕНИЕ НАНЕСЕННЫХ ПАЛЛАДИЕВЫХ КАТАЛИЗАТОРОВ ГИДРОКАРБОНИЛЬНЫМ МЕТОДОМ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

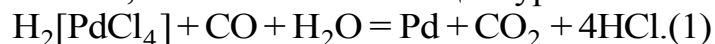
Широкое распространение в интенсификации химических процессов получили каталитические системы на основе нанесенного на разнообразные подложки палладия. Отличие палладиевых катализаторов от катализаторов на основе других металлов платиновой группы заключается в ярко выраженной зависимости свойств от условий получения [1]. На свойства получаемых катализаторов влияют как тип предшественника металла, а также особенности его превращения в активные частицы палладия, так и специфика структуры носителя. Растворы хлорида палладия (II), содержащие палладий в растворе в форме комплексного аниона $[\text{PdCl}_4]^{2-}$ являются основными предшественниками. Реже используются аммиачные комплексы палладия, в которых он связан в форме комплексного катиона состава $[\text{Pd}(\text{NH}_3)_4]^{2+}$. В ряде работ в качестве предшественника используется диацетат палладия и ацетилацетонатные комплексы. Из-за сильного влияния условий термической обработки, восстановления металла, наличия примесей посторонних ионов часто нарушается стабильная работа катализаторов.

Широкое распространение в промышленном производстве катализаторов получили оксидные и углеродные подложки. Фиксация металла на оксидных носителях основана на процессе ионного обмена и появлении ионной связи между частицами металла и поверхностью носителя. Особенности закрепления ионов металла на углеродных подложках заключаются в следующем. Так углерод при достаточно высокой температуре ведет себя по отношению к ионам металла как восстановитель, а в кислой среде восстановительные свойства проявляются уже при комнатной температуре. Во-вторых, происходит снижение каталитической активности из-за способности платиновых металлов образовывать карбиды, изменяющих адсорбционные и каталитические свойства [1]. В-третьих, возникает необходимость в использовании метода пропитки поверхности углеродных носителей, учитывающего различные полярности и разные функциональные группы.

В качестве альтернативы традиционным носителям рассматриваются стекловолоконные носители, т.к. взаимодействие металла со стеклом приводит к формированию специфических активных центров [2].

Качественно иные возможности для получения нанесенных палладиевых катализаторов открывает использование в качестве предшественника карбонилхлоридных комплексов палладия (I).

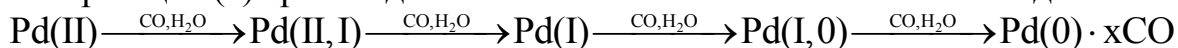
Процесс восстановления палладия из растворов его двухвалентных соединений до металла в виде черной, под воздействием монооксида углерода при обычных условиях, можно описать общим уравнением:



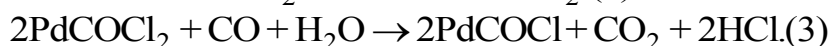
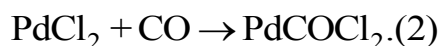
Скорость образования палладия по реакции (1) описывается кинетическим уравнением [3]:

$$\frac{dc(\text{Pd}^0)}{dt} = K c_{\text{CO}} c_{\text{Pd}^{2+}} c_{\text{H}_2\text{O}}^2 c_{\text{Cl}^-}^{-1} c_{\text{H}^+}^{-2}$$

Данное уравнение свидетельствует о том, что возможно регулирование скорости выделения металлической фазы палладия при изменении состава реакционной среды. Как видно, протеканию реакции способствует увеличение концентрации воды, а увеличение концентрации кислоты напротив, замедляет ее. В течение реакции (1) происходит изменение валентного состояния палладия:



Изменение концентраций компонентов водно-спиртовых и водно-ацетоновых растворов в присутствии концентрированной HCl оказывает воздействие на скорость реакции и позволяет остановить её на стадии образования Pd(I). Процесс восстановления можно описать уравнениями [4]:



Увеличение концентрации воды приводит к дальнейшему восстановлению по схеме:



Процесс формирования металлической фазы на поверхности носителя при комнатной температуре становится возможен только при использовании солянокислых водно-органических растворов карбонилхлорида палладия(I). При этом становится невозможным негативное влияние термоллиза на структуру и свойства катализатора. В виду того, что частицы палладия образуются исключительно в результате реакции редоксораспада как карбонилхлоридного комплекса, что важно при использовании восстанавливающих носителей, например, активных углей. Кроме того, становится возможным изменение скорости образования металлической фазы, структуры частиц катализатора за счет изменения состава среды. В результате применения рабочего раствора в виде несолевой системы, а также летучести продуктов редоксораспада, на выходе образуются катализаторы свободные от посторонних ионов.

Основой для носителя является активный оксид алюминия в виде гранул диаметром 3-5 мм. Величина удельной поверхности, измеренная методом БЭТ, составляет $\sim 360 \text{ м}^2 / \text{г}$, общий объем пор – $0,6 \text{ см}^3 / \text{г}$.

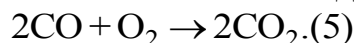
В результате обработки монооксидом углерода раствора PdCl_2 в смеси ацетона (этанола) с соляной кислотой в соотношении 4:1, получен рабочий раствор карбонилхлорида палладия. Обработка раствора монооксидом углерода происходила до изменения окраски раствора из красно-бурой, характерной для иона $[\text{PdCl}_4]^{2-}$, до оливковой, характерной для иона $[\text{PdCOCl}_2]$.

Нанесение активной массы катализатора на носитель осуществлялось по следующей схеме. Образец носителя высушивали при $t = 120^\circ \text{C}$ до постоянной массы, после чего выдерживали в смеси ацетон-вода при объемной

доле воды от 1 до 10% в течение 1 ч. Затем заменяли водно-ацетоновый раствор чистым сухим ацетоном и вводили раствор карбонилхлорида палладия.

В течение 10-30 минут, в зависимости от содержания в порах носителя воды, наблюдалось изменение окраски гранул носителя на серую, что объясняется выделением фазы высокодисперсного металлического палладия в результате протекающей реакции гидролитического редоксораспада карбонилхлорида палладия. После выдерживания носителя в активном растворе в течении 1 ч гранулы отделяли от раствора, и, после промывки ацетоном, сушили в вакууме при комнатной температуре.

Свойства полученных образцов нанесенных катализаторов исследовали в модельной реакции окисления монооксида углерода:



Данная реакция является важнейшим процессом дожигания выхлопных газов автомобилей.

Эксперименты по окислению СО проводились в стеклянном U-образном реакторе с внутренним диаметром $1 \cdot 10^{-3}$ м при комнатной температуре. Реакционную смесь состава 0,5% СО; 5,0% О₂ и 94,5% N₂ пропускали через слой образца высотой 0,05 м с объемным расходом от 1,6 до 6 мл / с. Общее давление в системе составило 1 атм. Время пропускания изменялось в интервале 5-10 мин. Образующийся СО₂ улавливали щелочным поглотителем и определяли концентрацию остаточной щелочи титриметрическим методом. В данных условиях степень превращения СО в СО₂ составила от 80 до 95%, что говорит о высокой активности полученного катализатора.

Список литературы

[1] *Лисицын А.С.* Современные проблемы и перспективы развития исследований в области нанесенных палладиевых катализаторов // Российский химический журнал. 2006. – т. L. – №4. – С. 140-153.

[2] *Чуб А.О., Сукнеев А.П.* Кинетика окисления СО на Pd-содержащем стекловолокнистом катализаторе // Катализ в химической и нефтехимической промышленности. – 2008. – №1. – С. 5-9.

[3] *Федосеев И.В., Шевницына Л.В., Гордеев. А.С.* Гидрокарбонильный процесс получения порошков палладия // Известия ВУЗов. Химия и химическая технология. – 2005. – т.48. – Вып. 12. – С.16 –18.

[4] *Федосеев. И.В., Гордеев. А.С.* Синтез и свойства карбонилхлоридов палладия (I) // Журнал неорганической химии. – 2007. – т.52. – №5. – С.6 –8.

Гордеев Алексей Сергеевич – старший преподаватель кафедры «Химия» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: TDZ2011@yandex.ru

Кусачева Светлана Александровна – канд. биол. наук, доцент кафедры «Химия» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: safronova2@mail.ru

Зубков Дмитрий Вячеславович – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: TDZ2011@yandex.ru

Е.Н. Юрасова, К.Л. Анфилов, Я.Г. Авдеев

ПРИМЕНЕНИЕ МЕДИЦИНСКИХ ПРЕПАРАТОВ ТРИФЕНИЛМЕТАНОВОГО РЯДА В КАЧЕСТВЕ ИНГИБИТОРОВ КИСЛОТНОЙ КОРРОЗИИ СТАЛИ

КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Соединения трифенилметанового ряда широко используются человеком в различных сферах его деятельности. Их применяют в качестве синтетических красителей, кислотно-основных индикаторов, фармацевтических препаратов. Представляется целесообразным на основе доступных медицинских препаратов трифенилметанового ряда (фенолфталеин, флуоресцин, родамин С (В), фуксин, бриллиантовый зеленый (БЗ)) (рис. 1) разработать эффективные ингибиторы коррозии низкоуглеродистой стали в растворах минеральных кислот с широким температурным диапазоном. Важно рассмотреть возможность повышения защитных свойств этих соединений путем создания на их базе композиционных ингибиторов. Для сравнения исследовались некоторые производные трифенилметана (крезоловый красный, кристаллический фиолетовый лактон) сходные по строению с изучаемыми медицинскими препаратами.

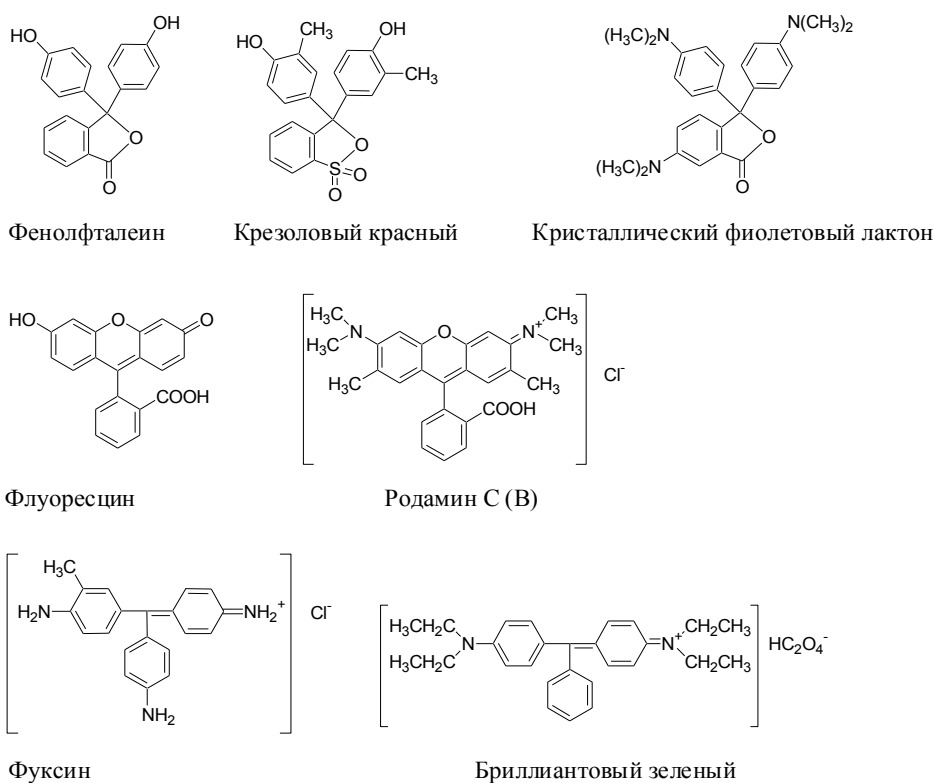


Рис. 1. Исследованные соединения трифенилметанового ряда

Методика эксперимента

Для приготовления растворов использовали минеральные кислоты (х.ч.) и дистиллированную воду. Базовая концентрация индивидуальных органических ингибиторов в растворах кислот составляла 1,0 мМ. Из-за низкой растворимости исследуемых производных трифенилметана в растворах кислот их вводили в виде этанольного раствора, при этом концентрация этанола в травильном растворе не превышала 1,2 моль/л.

Скорость коррозии стали измеряли по потере массы образцов (не менее 3 на точку) из стали Ст3 размером 50 мм × 20 мм × 1,5 мм в 2 М HCl, H₂SO₄ и H₃PO₄ из расчета 50 мл раствора кислоты на образец. Продолжительность опытов – 2 ч при $t = 25 \div 95^\circ\text{C}$. Перед опытом образцы стали Ст3 зачищались на абразивном круге (ISO 9001, зернистость 60) и обезжиривались ацетоном.

Эффективность ингибиторов оценивали по величинам коэффициента торможения $\gamma = k_0/k_{\text{ин}}$, где k_0 и $k_{\text{ин}}$ – скорость коррозии в фоновом растворе и в растворе с изучаемой добавкой.

Электрохимические измерения проводили на стационарном цилиндрическом электроде из стали Ст3 (0,3 см²) в свободно аэрируемых 2 М HCl, H₂SO₄ и H₃PO₄ при $t = 25^\circ\text{C}$. Потенциалы стального электрода измеряли относительно хлоридсеребряного электрода и пересчитывали на нормальную водородную шкалу. Предварительно зачищенный (наждачная бумага М 20) и обезжиренный ацетоном электрод выдерживали 30 мин в исследуемом растворе и снимали последовательно кривые анодной и катодной поляризации при помощи потенциостата ЭЛ-02.061 со скоростью динамического сканирования потенциала 0,0005 В/с.

Результаты и их обсуждение

Коррозионные исследования. В 2 М HCl ($t = 60^\circ\text{C}$) добавки 1,0 мМ индивидуальных производных трифенилметана замедляют коррозию стали в 1,6 ÷ 19 раз (рис. 2). Хуже всего замедляют коррозию стали лактоны (фенолфталеин и кристаллический фиолетовый лактон), а также близкий с ними по структуре крезоловый красный. Столь же низкоэффективны в торможении коррозии ксантеновые красители: гидроксиксантеновый – флуоресцеин и аминоксантеновый – родамин С (В). Наилучшую защиту обеспечивают соединения, содержащие в своем составе сопряженное трифенилметановое ядро – фуксин и БЗ. В сходных по строению группах соединений улучшению их защитного действия способствует замена –ОН или =О фрагментов на аминогруппы, особенно, алкилзамещенные.

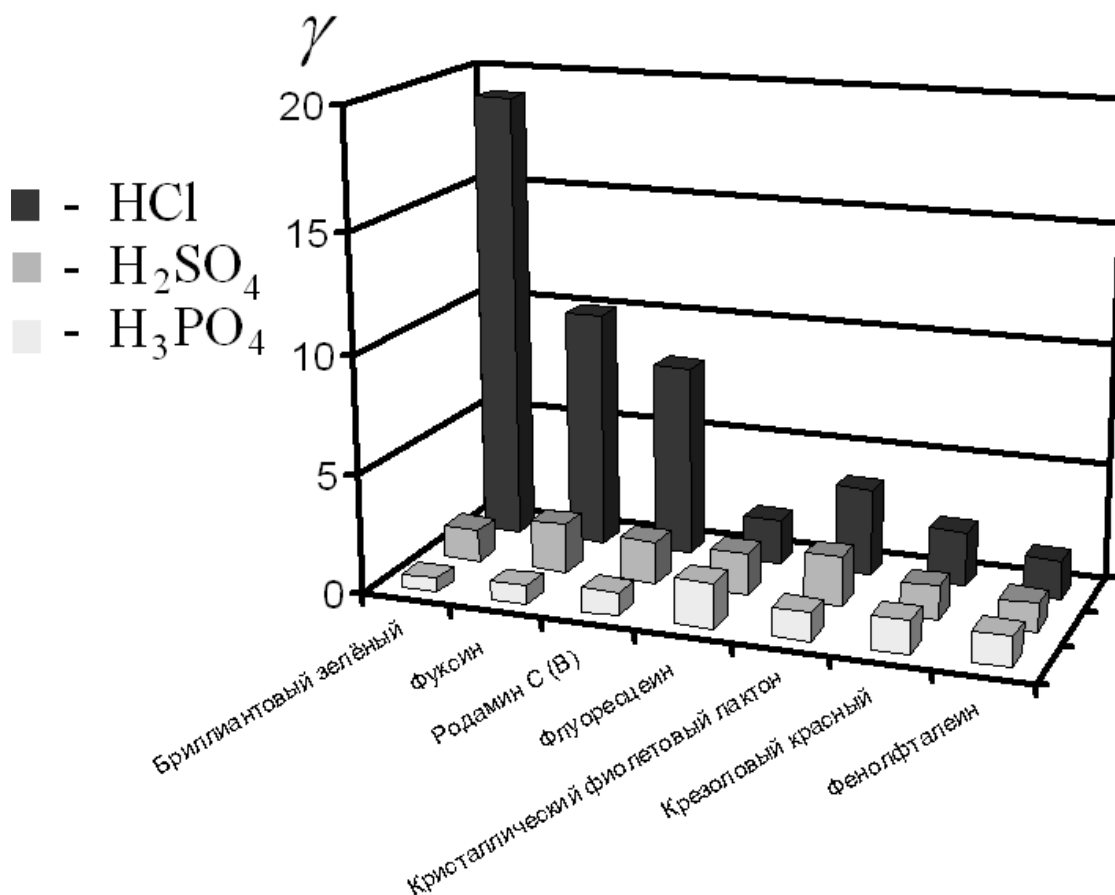


Рис. 2. Коэффициенты торможения коррозии стали Ст3 (γ) в 2М растворах кислот в присутствии 1,0 мМ производных трифенилметана (60°C).

Показано, что добавка в раствор HCl самого эффективного ингибитора – БЗ может эффективно замедлять коррозию стали лишь до 60°C. Интересней его эквимольная композиция с уротропином, который в индивидуальной форме уступает в защитном действии БЗ, особенно, в горячих растворах. Смесь 3,0 мМ БЗ + 3,0 мМ уротропина эффективна в замедлении коррозии до 80°C включительно. При 95°C добавка 6,0 мМ БЗ + 6,0 мМ уротропина обеспечивает для стали $k = 8,0 \text{ г}/(\text{м}^2 \cdot \text{ч})$, замедляя коррозию в 130 раз.

В 2 М H₂SO₄ и H₃PO₄ коэффициенты торможения коррозии стали трифенилметанами ниже, чем в растворах HCl (рис. 2). Для эффективных ингибиторов в солянокислых средах – БЗ и фуксина в 2 М H₃PO₄ наблюдается даже стимуляция коррозии. Такая ситуация характерна для многих органических ингибиторов коррозии. Универсальным способом улучшения ингибиторных свойств органических соединений в этих средах является создание на их базе смесевых ингибиторов, включающих серусодержащие соединения, в частности – KNCS [1, 2]. Добавка к 2 М H₂SO₄ и H₃PO₄, содержащим 1,0 мМ производных трифенилметана, 0,5 мМ KNCS во многих случаях лучше замедляет коррозию стали, чем растворы без этой добавки (рис.

3). Наибольшее замедление коррозии стали наблюдается в растворах, содержащих 1,0 мМ фуксина + 0,5 мМ KNCS и, особенно, 1,0 мМ БЗ + 0,5 мМ KNCS.

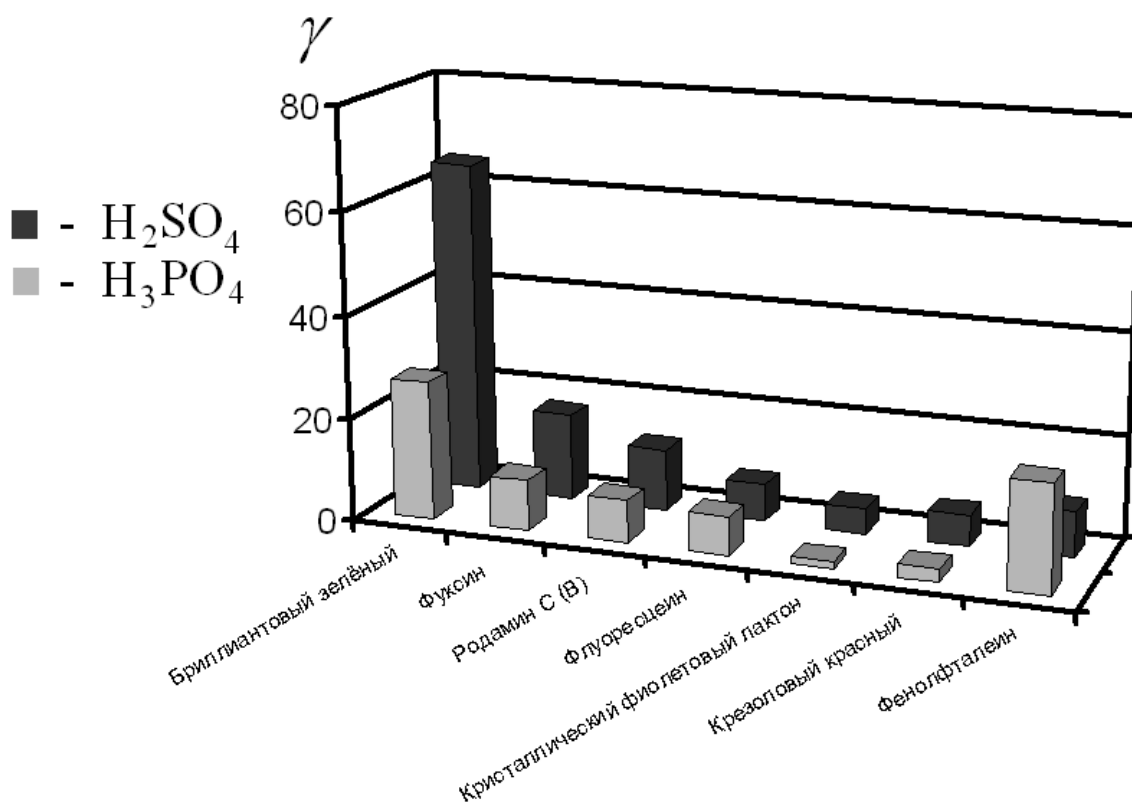


Рис. 3. Коэффициенты торможения коррозии стали Ст3 (γ) в 2М растворах кислот + 0,5 мМ KNCS в присутствии 1,0 мМ производных трифенилметана (60°C).

В 2 М H_2SO_4 композиция 2,5 мМ БЗ + 0,5 мМ KNCS эффективно тормозит коррозию стали до 95°C, замедляя коррозию в 47-120 раз и обеспечивая максимально возможную $k = 8,9$ г/(м²·ч). В 2 М H_3PO_4 эта же смесь существенно тормозит коррозию стали до 80°C. Композиция 5,0 мМ БЗ + 0,5 мМ KNCS при $t = 95^\circ C$ замедляет коррозию стали в 430 раз, определяя $k = 1,2$ г/(м²·ч).

Электрохимические исследования. Для понимания природы защитного действия БЗ и композиций на его основе оценивали их влияние на электродные реакции стали Ст3 в растворах минеральных кислот. Наблюдается качественная сходимость данных коррозионных и электрохимических исследований. Полученные результаты показывают, что хорошая эффективность разработанных нами ингибиторных смесей на основе БЗ в торможении коррозии низкоуглеродистой стали является результатом сильного замедления ими электродных реакций металла в растворах минеральных кислот (рис. 4, 5).

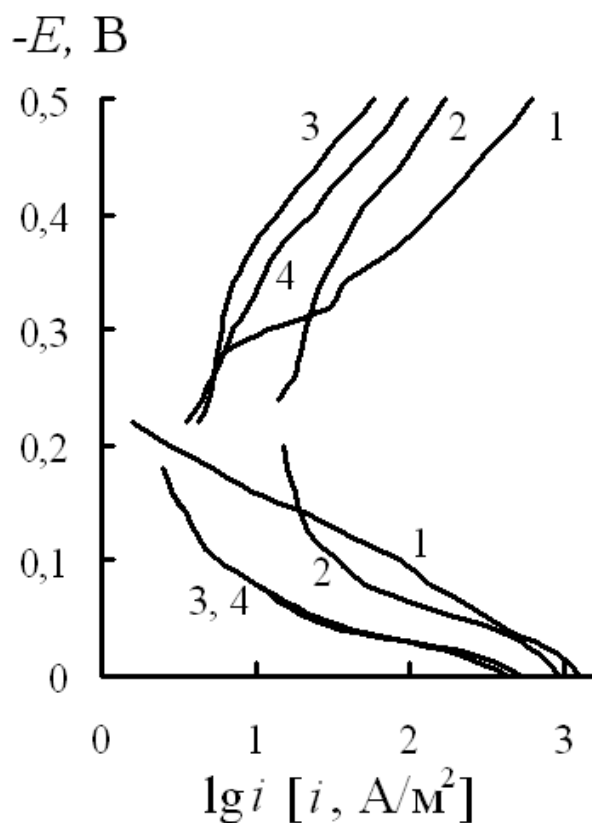


Рисунок 4. Поляризационные кривые стали Ст3 (1) в 2 М НСl с добавкой: 2 – 3,0 мМ уротропина, 3 – 3,0 мМ БЗ, 4 – 1,5 мМ БЗ + 1,5 мМ уротропина. $t = 25^{\circ}\text{C}$.

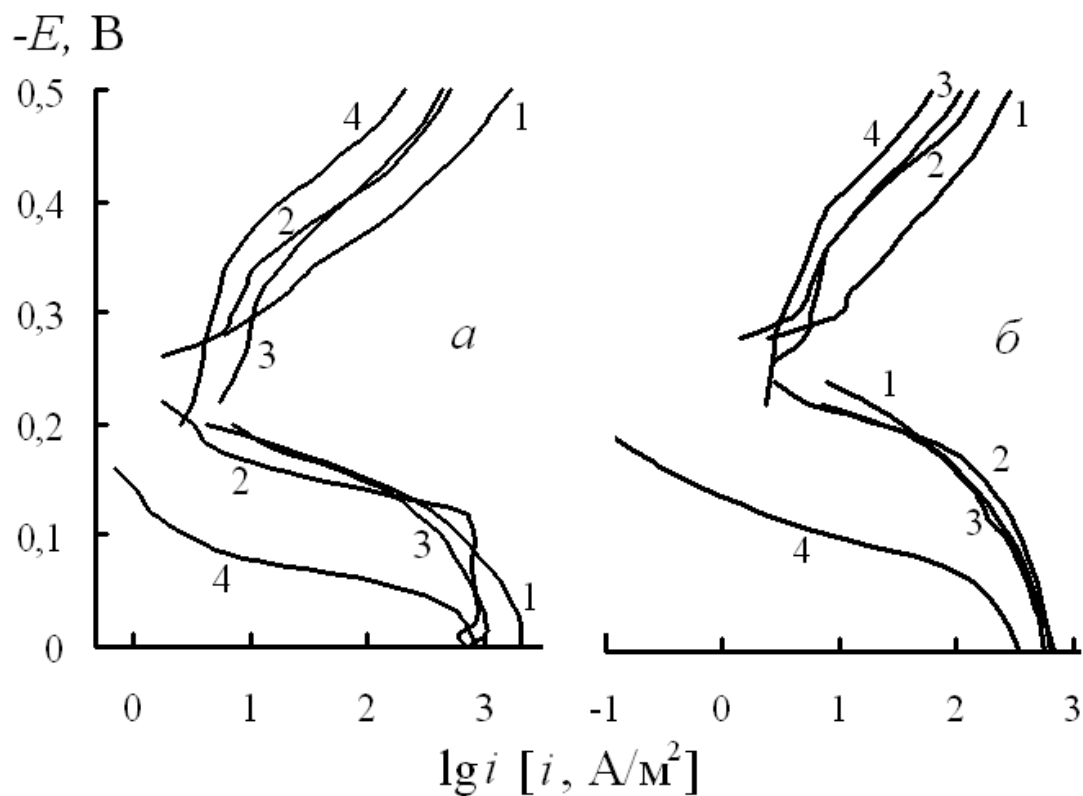


Рисунок 5. Поляризационные кривые стали Ст3 (1) в 2 М H_2SO_4 (а) и H_3PO_4 (б) с добавкой: 2 – 3,0 мМ KNCS, 3 – 3,0 мМ БЗ, 4 – 2,5 мМ БЗ + 0,5 мМ KNCS. $t = 25^{\circ}\text{C}$.

Заключение

Среди медицинских препаратов трифенилметанового ряда и соединений близкого строения наиболее высоким защитным действием на коррозии стали Ст3 в минеральных кислотах в индивидуальном состоянии или смесях обладают вещества, содержащие в своем составе сопряженное трифенилметановое ядро, – фуксин и, особенно, бриллиантовый зеленый. Для защиты стали в растворах минеральных кислот с диапазоном температур до 95°C можно рекомендовать композиции бриллиантового зеленого с уротропином (HCl) и KNCS (H₂SO₄ и H₃PO₄). Высокое защитное действие разработанных ингибиторных композиций на основе бриллиантового зеленого при коррозии стали в растворах минеральных кислот является результатом эффективного торможения ими электродных реакций металла.

Список литературы

[1] Авдеев Я.Г., Кузнецов Ю.И. Физико-химические аспекты ингибирования кислотной коррозии металлов ненасыщенными органическими соединениями. // Успехи химии. – 2012. – Т. 81. – № 12. – С. 1133-1145.

[2] Авдеев Я.Г., Тюрина М.В. Ингибиторная защита металлов в растворах фосфорной кислоты. // Коррозия: материалы, защита. – 2016. – №2. – С. 7-19.

Юрасова Елена Николаевна – студент КГУ им. К.Э. Циолковского.
E-mail: yurasova.95@bk.ru

Анфилов Константин Львович – канд. хим. наук, доцент кафедры «Химия» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kanfilov@yandex.ru

Авдеев Ярослав Геннадиевич – д-р хим. наук, ведущий научный сотрудник ФГБУН Институт физической химии и электрохимии им. А.Н. Фрумкина РАН. E-mail: avdeevavdeev@mail.ru

Н.С. Герасимова

СПОСОБ УТИЛИЗАЦИИ РЕЗИНОТЕХНИЧЕСКИХ ОТХОДОВ ПУТЕМ ИХ ДЕСТРУКЦИИ

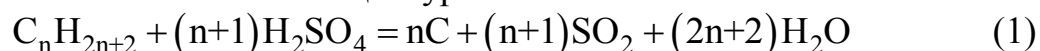
КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана, Калуга, 248000, Россия

Резинотехнические изделия – отработанные автомобильные шины, транспортные ленты, шланги и др. экологически опасные техногенные отходы. Их количество в мире колоссально. Под действием ультрафиолетового излучения, озона и др. окислителей происходит медленная деструкция резины, что приводит к образованию и вымыванию природными водами целого ряда опасных веществ (дефиниламин, дибутилфталат, фенантрен и др.).

В настоящее время существует ряд способов утилизации резины, в том числе как дополнительное топливо в технологических процессах. В основном это сжигание, однако, оно сопровождается процессом образования и выбросом в атмосферу таких крайне опасных веществ, как полихлорированные дебензодиоксины и полициклические ароматические углеводороды.

В МГТУ им. Н.Э. Баумана был разработан, теоретически обоснован и подтвержден в лабораторных экспериментах новый способ измельчения шин, основанный на процессе деструкции резины под действием концентрированной серной кислоты, который снижает энергетические затраты на измельчение до 50 % [1, 2], что значительно улучшает экономические показатели процесса измельчения.

Проведенные термодинамические расчеты показали [3], что под действием концентрированной H_2SO_4 возможен разрыв связей C–C, C–H и C–S–C в молекулах углеводородов, в том числе и в вулканизированных каучуках, что можно описать общим уравнением:



Аналогичным образом идет деструкция и других соединений - ароматических углеводородов, в том числе конденсированных, а также различных азот- и хлорпроизводных. В итоге это должно приводить превращение резины в углеродистый материал. При сжигании такого материала возможность образования полициклических углеводородов (ПАУ), полихлорированных дибензодиоксинов (ПХДД) и полихлорированных дибензофуранов (ПХДФ), что имеет место при сжигании отработанных шин, значительно уменьшается.

В исследованиях использовалась резиновая крошка автопокрышки марки ВЛИ-5 определенного гранулометрического состава и концентрированная серная кислота марки «Ч». При температуре около $100^\circ C$ наблюдалось заметное выделение SO_2 , которое усиливалось с ростом температуры. В табл. 1 приведены результаты исследования по кинетике процесса деструкции, энергия активации которого составила $\approx 105 \frac{kJ}{mole}$, масса резины равна 9,6 г, масса серной кислоты составляла 25,2 г.

Таблица 1

Скорость выделение SO_2 при деструкции резины концентрированной серной кислотой

τ , МИН	$V(\text{SO}_2)$, л		
	при $t = 115^\circ \text{C}$	при $t = 125^\circ \text{C}$	при $t = 125^\circ \text{C}$
15	0,231	0,524	1,150
30	0,262	0,596	1,312
90	-	0,77	-
120	-	0,707	-

Как видно из табл. 1, процесс деструкции первоначально протекает в кинетической области, а затем переходит в диффузионную, что характерно для гетерогенных процессов.

Рассчитанная из данных табл. 1, средняя удельная скорость образования SO_2 за первые 15 мин процесса деструкции при $t = 125^\circ \text{C}$ составляет $9,676 \frac{\text{л}}{\text{мин} \cdot \text{кг}}$. Подбирая соответствующую скорость подачи воздуха (газ-носителя) можно на выходе из аппарата деструкции получать такую концентрацию сернистого газа, которая обеспечит нормальную работу контактного аппарата окисления его в серный ангидрид. Следует подчеркнуть, что сернистый газ от деструкции резины не содержит твердых частиц и не требует очистки на электрофильтрах.

Известно, что углеводороды при взаимодействии с концентрированной серной кислотой могут образовывать следующие производные: сульфокислоты $\text{R}-\text{SO}_3\text{H}$; эфиры $\text{R}-\text{O}-\text{SO}_2-\text{O}-\text{R}$; сульфоны $\text{R}-\text{SO}_2-\text{R}$; сульфоксиды $\text{R}-\text{SO}-\text{R}$. ИК спектры полученных образцов подтверждают образование указанных веществ. Поэтому начальная стадия деструкции резины сопровождается увеличением массы образцов.

Исходя из экспериментальных результатов процесса деструкции резины при действии концентрированной серной кислоты, может быть предложен вариант принципиальной технологической схемы утилизации резинотехнических изделий, представленной на рис.1.

Данная технология позволяет не только полностью регенерировать серную кислоту, израсходованную на процесс деструкции резины и являющуюся обратным продуктом, но и получит ее как товарный продукт за счет окисления серы, входящей в состав резины. Так, при содержании серы в резине в количестве 5 %, переработка 1 т резины дает 0,15 т товарной серной кислоты.

Другим товарным продуктом предлагаемой технологической схемы является углеродный материал, который может быть использован:

- как твердое топливо, в том числе для технологических процессов;
- как сорбент для улавливания органических веществ, в частности нефти и нефтепродуктов, а также неорганических веществ, в частности ионов тяжелых металлов.

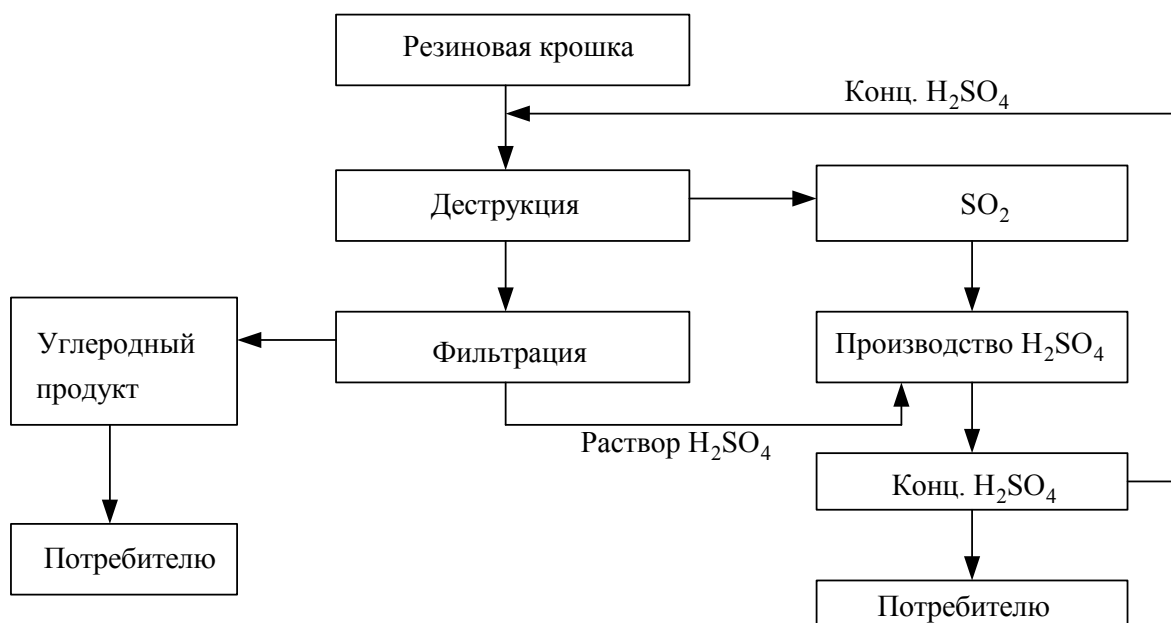


Рис. 1. Вариант принципиальной технологической схемы безотходной утилизации резинотехнических изделий путем сернокислотной деструкции

Так, проведенные нами испытания показали, что углеродный материал, полученный сернокислотной деструкцией резины автомобильных шин, способен сорбировать из раствора 0,15 г меди на 1 г сорбента.

Результаты проведенных лабораторных исследований сернокислотной деструкции резинотехнических отходов позволяют говорить о перспективности предлагаемой технологии. Сырьевая база для нее будет постоянно пополняться, а получаемый углеродный материал может найти широкое экологическое применение как сорбент для очистки природных вод от разливов нефтепродуктов и удаления ядовитых ионов тяжелых металлов из промышленных сточных вод, дренажных вод свалок твердых бытовых отходов.

Список литературы

- [1] Леонов Д.И., Леонов И.В. Энергетический анализ машин измельчения изношенных шин. *Экология и промышленность России*, 2001, № 4, С. 39-41.
- [2] Леонов Д.И., Леонов И.В. *Способ измельчения изношенных шин и устройство для его осуществления* Пат. № 2140358 Российская Федерация, 2002, бюл. № 14, 5 с.
- [3] Баркан М.Ш., Федосеев И.В., Логинова А.Ю. Технологические и экономические аспекты утилизации отходов. *Экология и промышленность России*, 2008, №6, С. 24-25.

Герасимова Наталия Сергеевна – канд. техн. наук, доцент кафедры "Технологии обработки материалов" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: sng-2009.gerasimova@yandex.ru

СОДЕРЖАНИЕ

СЕКЦИЯ 14.

ДИНАМИКА, ПРОЧНОСТЬ И НАДЕЖНОСТЬ ПОДЪЕМНО-ТРАНСПОРТНЫХ, СТРОИТЕЛЬНЫХ, ДОРОЖНЫХ МАШИН И ОБОРУДОВАНИЯ 3

Витчук П.В., Рейхерт Н.Д.

Анализ способов расчета электрической энергии, потребляемой лифтами 4

Шубин А.А., Потапов М.В.

Варианты совершенствования конструкции мобильной шпалоподбойки с вертикальным приводом дебаланса 8

Мокин Д.Г.

Использование возможностей по LABVIEW при моделировании механизмов ПТМ..... 12

Витчук Н.А., Курдюбов Н.Н.

Использование метода квалитметрической оценки для обоснования выбора привода лифта 16

Заярный С.Л., Демьянов Д.В.

Исследование математической модели адаптивной опорно-ходовой системы путевой машины 20

Заярный С.Л., Мокин Д.Г., Байко Н.И.

Исследование математической модели выправки железнодорожного пути машиной на комбинированном ходу 23

Заярный С.Л., Мокин Д.Г., Байко Н.И.

Исследование математической модели контроля процесса выправки железнодорожного пути 28

Заярный С.Л., Губанов Я.В.

Исследование математической модели универсального кантователя 31

Заярный С.Л., Губанов Я.В., Демьянов Д.В.

Исследование механизма разрушения фрикционного болтового соединения 34

Косенко А.А., Леонтьев М.Ю.

Исследование преимуществ плазменного напыления перед другими способами упрочнения 38

Малахов К.С., Леонтьев М.Ю.

Исследование способов производства щебня 41

Заярный С.Л., Ермоленко В.А., Володин Е.Ю.

Конструирование транспортно-технологического средства для обрезки деревьев и ледяных наростов 45

<i>Качан М.А., Шубин А.А., Ермоленко В.А.</i> Конструкция вибровозбудителя грохота с применением трубчатых пружин	49
<i>Заярный С.Л., Романова Е.И., Бирюкова О.А.</i> Модели кумулятивных повреждений узлов и элементов металлоконструкции крана	54
<i>Шубин А.А., Дедов Г.Ю.</i> Модернизация механизма поворота стрелы кюветоочистительной машины СЗП-600	57
<i>Заярный С.Л., Болтнева А.С.</i> Морфологический функциональный анализ конструкции путевых машин для выправки пути и оценка их технико-экономических показателей	60
<i>Заярный С.Л., Логвинов А.А., Грачев Г.Ю.</i> Определение надежности растянутого композитного стержня на основе исследования его математической модели	63
<i>Качан М.А., Шубин А.А.</i> Повышение эффективности использования "окна" при работе щебнеочистительной машины	67
<i>Соснов Е.В., Ермоленко В.А.</i> Повышение эффективности смазывающих устройств крановых редукторов	70
<i>Раевский В.А., Глазунов Д.М.</i> Расчет шарнирных стреловых систем с профилированным хоботом, обеспечивающим горизонтальное перемещение груза	73
<i>Шубин А.А., Потапов М.В.</i> Совершенствование конструкции буферных элементов шпалоподбойки	75
<i>Усачев А.И., Витчук П.В.</i> Способ определения эмпирических коэффициентов при расчете геометрических параметров клиновых ловителей резкого торможения ...	79
<i>Витчук П.В., Трухов Н.В.</i> Требования к устройству для восстановления изношенных лифтовых канатопроводящих шкивов	83
<i>Косенко А.А., Сибилев Н.П.</i> Устройство для получения изделий из композиционных материалов	86
<i>Изотенков Р.А., Ермоленко А.В.</i> Шарнирное соединение главной и концевой балок мостового крана	90

СЕКЦИЯ 15.
ФИЗИКО-МАТЕМАТИЧЕСКИЕ
И ХИМИКО-ТЕХНОЛОГИЧЕСКИЕ ПРОБЛЕМЫ
ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЛОЖНЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ..... 94

Серебрякова К.О., Горбунов А.К.

Алгоритм декодирования итеративных кодов 95

Хохлова К.В., Горбунов А.К.

Асимптотически оптимальный метод исправления дефектов
с простой реализацией 98

Зайцева А.Д., Горбунов А.К.

Асимптотически точная нижняя граница для спектра смежных
классов линейных кодов 101

*Жогленко И.Е., Зорина П.А., Засыпкин Д.С., Пахаренко А.Р.,
Горбунов А.К.*

Блоково - сверточные коды 103

Горбунов А.К., Прокопенкова Ю.В.

Быстрое корреляционное декодирование кодов Рида – Маллера 106

*Пахаренко А.Р., Размахов И.В., Засыпкин Д.С., Жогленко И.Е.,
Горбунов А.К.*

Векторные самоортогональные сверточные коды 109

Тихомиров Д.С., Малышев И.Е., Горбунов А.К.

Границы скорости для кодов с дизъюнктивным расстоянием 112

Бабушкина А.А., Чухраева А.И., Горбунов А.К.

Границы скорости кодов, обнаруживающих одиночные аномальные
ошибки 115

Шестопалов Е.Ю., Радченко И.Н.

Граничные условия и решение краевых задач в постоянных
электрических и магнитных полях 118

Титова А.А., Горбунов А.К.

Декодирование блоковых кодов по максимум правдоподобия 120

Закоян Э.В., Горбунов А.К.

Декодирование линейных кодов 124

Чураков А.А., Горбунов А.К.

Достижимые скорости для случайно меняющегося источника 128

Зорина П.А., Горбунов А.К., Былинка М.И.

Использование кодов, локализирующих ошибки, для диагностики ЭВМ 131

Смирнова А.А., Амеличев Г.Э., Горбунов А.К.

Исправление пакетов ошибок кодами с малой плотностью проверок
на четность 135

<i>Ким Я.Б., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i> Класс линейных кодов с минимально возможными длинами	138
<i>Туруева Д.С., Горбунов А.К.</i> Кодирование сообщений в сети ЭВМ	141
<i>Лосева А.О., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i> Коды для специализированных БИС. Коррекция ошибок.....	145
<i>Зоз Т.А., Горбунов А.К.</i> Мажоритарное декодирование кодов максимальной длины	149
<i>Ельцов А.С., Горбунов А.К.</i> Метод вычисления логарифма в конечном поле	152
<i>Кучер М.Ю., Горбунов А.К.</i> Метод декодирования алгебраико-геометрических кодов	155
<i>Кузюкин М.В., Кирюхина Н.В., Овчаренко И.Н.</i> Метод Монте-Карло в практикуме по компьютерному моделированию: модель переноса частиц с анизотропным рассеянием ...	158
<i>Горбунов А.К., Коляда В.С.</i> Нормирование показателей надежности программных кодеков распределенных вычислительных систем	161
<i>Роденкова Н.В., Амеличев Г.Э., Горбунов А.К.</i> О ёмкости памяти с однонаправленной записью	165
<i>Габдуллин Р.В., Горбунов А.К.</i> О количестве неприводимых над конечным полем многочленов специального вида	168
<i>Куликов А.Н., Горбунов А.К., Овчаренко И.Н., Лукошков И.А.</i> О нахождении собственных чисел задачи Штурма-Лиувилля уравнения радиальной механической дисперсии	170
<i>Горбунов А.К., Асваров А.З.</i> О построении неприводимых многочленов надо конечным полем	172
<i>Зубенко К.А., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i> О расчете характеристик поблочного декодирования сверточных кодов ...	175
<i>Полторацкий А.Г., Игнатов М.О., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i> О свёрточных кодах	179
<i>Голубовская А.С., Горбунов А.К., Малышев И.Е.</i> О сложности декодирования низкоскоростных кодов Ридда-Маллера	183
<i>Рафикова А.Б., Амеличев Г.Э., Горбунов А.К.</i> О совершенных кодах	187

<i>Таганова О.А., Волчѐнков Д.Н., Горбунов А.К.</i> О спектрах двоичных циклических кодов	190
<i>Волчѐнков Д.Н., Камзаракова Е.Р., Горбунов А.К.</i> Обобщения разностных множеств и их применение к задачам теории кодирования	192
<i>Волнотепова Е.А., Зорина П.А., Горбунов А.К.</i> Оптимальное нелинейное согласование демодулятора и декодера	195
<i>Тараскина М.К., Малышев И.Е., Горбунов А.К.</i> Оптимальные коды для произвольно меняющегося канала	199
<i>Горбунов А.К., Белоногов Д.А.</i> Приоритетное обслуживание в канале со случайным доступом	201
<i>Размахов И.В., Горбунов А.К.</i> Пропускная способность каналов с аддитивным шумом	204
<i>Зорина П.А., Пахаренко А.Р., Засыпкин Д.С., Жогленко И.Е., Горбунов А.К.</i> Самоортогональные сверточные НЗ коды	206
<i>Полторацкий А.Г., Игнатов М.О., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i> Свёрточные коды	209
<i>Чекулов А.Е., Горбунов А.К.</i> Сверточные коды для больших алфавитов	212
<i>Медведев М.А., Горбунов А.К.</i> Свойства цифровых сигналов	215
<i>Путинцева Е.Т., Амеличев Г.Э., Горбунов А.К.</i> Строение и состав атмосферы. Модели атмосферы	217
<i>Рыбкин К.С., Горбунов А.К.</i> Теоремы существования и асимптотическое описание сетей	219
<i>Акимова Е.В., Горбунов А.К.</i> Улучшение характеристик декодера Витерби	221
<i>Горбунов А.К., Чекалова В.В., Малышев И.Е.</i> Устройство кодирования и декодирования кода Рида-Соломона	224
<i>Перельмутер Э.А., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i> Характеристики двоичных балансных блочных кодов	227
<i>Келлер В.А., Горбунов А.К.</i> Частное совмещение каналов в сетях подвижной радиосвязи	229
<i>Петросян О.П., Горбунов А.К., Рябченков Д.В.</i> Эжекционные методы хлорирования воды	233

СЕКЦИЯ 16.	
ХИМИЯ И ТЕХНОЛОГИЯ	235
<i>Тютюнькова М.В., Анфилов К.Л., Сюняев Н.К.</i>	
Агроэкологическая и экономическая эффективность отходов кофейного производства	236
<i>Кусачева С.А., Сафронова М.Е., Рудова С.А.</i>	
Исследование возможностей оптимизации активного ила для решения природоохранных задач	240
<i>Кусачева С.А., Сащенко И.И., Сафронова М.Е., Левочкин Д.И.</i>	
Исследование возможностей применения электрогенных бактерий в микробных топливных элементах	242
<i>Гордеев А.С., Кусачева С.А., Зубков Д.В.</i>	
Получение нанесенных палладиевых катализаторов гидрокарбонильным методом	244
<i>Анфилов К.Л., Авдеев Я.Г., Юрасова Е.Н.</i>	
Применение медицинских препаратов трифенилметанового ряда в качестве ингибиторов кислотной коррозии стали	247
<i>Герасимова Н.С.</i>	
Способ утилизации резинотехнических отходов путем их деструкции	253
СОДЕРЖАНИЕ	256

**НАУКОЕМКИЕ ТЕХНОЛОГИИ
В ПРИБОРО - И МАШИНОСТРОЕНИИ
И РАЗВИТИЕ ИННОВАЦИОННОЙ
ДЕЯТЕЛЬНОСТИ В ВУЗЕ**

**Материалы
Всероссийской научно-технической конференции**

Том 3

Научное издание

Все работы публикуются в авторской редакции. Авторы несут ответственность за подбор и точность приведенных фактов, цитат, статистических данных и прочих сведений

Подписано в печать 20.11.2017.

Формат 60x90/16. Печать офсетная. Бумага офсетная. Гарнитура «Таймс».
Печ. л. 16,38. Усл. п. л. 15,23. Тираж 50 экз. Заказ № 157

Издательство МГТУ им. Н.Э. Баумана
107005, Москва, 2-я Бауманская, 5

Оригинал-макет подготовлен и отпечатан в Редакционно-издательском отделе
КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана
248000, г. Калуга, ул. Баженова, 2, тел. 57-31-87