

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  
Региональной научно-технической конференции**

**Том 3**



УДК 378:001.891  
ББК 74.58:72  
НЗ4

**Руководитель конференции:**

*С.А. Кусачева* (председатель совета по НИР студентов и аспирантов)

**Руководители направлений:**

*А.И. Пономарев* (ф-т КМК), *Ю.С. Белов* (ф-т ФНК), *М.Ю. Адкин* (ф-т ЭИУК),  
*А.Г. Вяткин* (ф-т МТК), *О.А. Артеменко* (ф-т СЭК)

**Руководители секций:**

*Е. Н. Малышев; Г. В. Орлик; В. В. Андреев; А. А. Жинов;*  
*Ю. П. Корнюшин; А. П. Коржавый; А. И. Пономарев; А. К. Рамазанов;*  
*А. А. Анкудинов; Ю.С. Белов; 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      **Научоемкие технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в вузе:** материалы региональной научно-технической конференции, 17 – 19 апреля 2018 г. Т. 3. – Калуга: Издательство МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2018. – 240 с.

В сборнике материалов Региональной 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, 2018  
© Калужский филиал МГТУ  
им. Н. Э. Баумана  
© Издательство МГТУ  
им. Н. Э. Баумана, 2018

## **СЕКЦИЯ 13.**

### **ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ**

А.В. Чевычелов

## **BLUEBORNE – КРИТИЧЕСКАЯ BLUETOOTH УЯЗВИМОСТЬ**

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

### **Введение**

Более 8 миллиардов устройств, поддерживающих технологию Bluetooth подвержены уязвимости BlueBorne, среди них компьютеры, смартфоны, носимые гаджеты, IoT устройства, автомобили и медицинские приборы. Самыми уязвимыми из них являются устройства интернета вещей, так как Bluetooth в этих устройствах работает постоянно. Дополнительной проблемой является отношение производителей таких устройств к безопасности своих продуктов. Показательной в этом плане является DDoS атака на сайт журналиста Брайана Кребса, трафик которой достиг 665 Гб/с, а примечательной особенностью данной атаки является то, что она была проведена ботнетом, состоящим из “умных” видеокамер.

### **Влияние на традиционные средства обеспечения безопасности**

Рассмотрим влияние BlueBorne на традиционные средства обеспечения безопасности. Контроль доступа к сети, такой как NAC, скорее всего, мало поможет, поскольку BlueBorne может скомпрометировать устройства, которым доступ в сеть разрешен. Даже устройства IoT, у которых отсутствует возможность установки сертификата, обычно имеют такую возможность. Также бесполезными в данном случае являются и межсетевые экраны, так как атака производится через Bluetooth. Наиболее важным фактом является то, что BlueBorne добавляет новый способ распространения, позволяющий заразить сеть с практически любой сегментацией.

### **Вектор атаки**

Эксплуатация уязвимости BlueBorne начинается с поиска доступных Bluetooth устройств, причём атакуемым устройствам не обязательно находиться в видимом режиме. После чего злоумышленник получает информацию об операционной системе устройства и его MAC-адресе. Атакующий может удалённо выполнять код, проводить MITM-атаку, перехватывать трафик.

В репозитории “blueborne” официального Github-аккаунта компании ArmisSecurity находится ряд эксплоитов, разработанных для таких устройств как Amazon echo, Samsung gear s3, iPhone и т.д.

## **Заключение**

Существует несколько способов предотвращения полномасштабной атаки с использованием данной уязвимости: во-первых, производители оборудования активно выпускают патчи, таким образом данная уязвимость была устранена в версии IOS 10 и версии Apple TV выше 7.2.2, во-вторых требуется принятие мер, таких как отключение устройств от интернета и изоляции от других Bluetooth-устройств если оно скомпрометировано.

## **Список литературы**

- [1] Э. Вачински – BlueBorne и сложность Bluetooth, 2017
- [2] D. Vavra, “Technical White Paper on BlueBorne”, <http://go.armis.com/blueborne-technical-paper>, 2017.
- [3] M. Heidi, “Bluetooth Technology and Implications”, 2013
- [4] С. Асмаков “Интерфейс Bluetooth: разберемся с нюансами”, 2015

**Чевычелов Артем Владимирович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [artyomche9@gmail.com](mailto:artyomche9@gmail.com)

Е.А. Коваленко, А.Н. Молчанов

## **АКТУАЛЬНОСТЬ МОНИТОРИНГА РАБОЧИХ МЕСТ СОТРУДНИКОВ ДЛЯ ОБЕСПЕЧЕНИЯ ИНФОРМАЦИОННОЙ БЕЗОПАСНОСТИ**

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

Актуальность проблемы защиты информации внутри предприятия не вызывает сомнений, поскольку доступ к конфиденциальной информации и ее изменение могут нанести существенный урон финансовому положению компании [1].

Предпосылки утечки информации на предприятии в первую очередь обусловлены недостаточно грамотно организованной системой безопасности. Важно учитывать человеческий фактор и проблему недобросовестных сотрудников, чья халатность или злой умысел могут повлечь за собой значительные потери для предприятия. Таким образом, подход к построению системы обеспечения информационной безопасности организации должен быть комплексным и охватывать средства защиты от различных видов угроз [2].

Такие угрозы, как нарушение правил эксплуатации автоматизированных рабочих мест, утрата носителей информации, утечка информации через сеть интернет, разглашение защищаемой информации третьим лицам относятся к угрозам безопасности, обусловленным человеческим фактором.

Согласно статистическим данным среди инициаторов инцидентов информационной безопасности в компании 11% составляют контрагенты, 24% – штатные администраторы и 65% – прочие сотрудники. В соответствии с этими данными большинство угроз исходят от обычных пользователей организации [3].

Рассматривая инциденты безопасности, инициированные сотрудниками организации, необходимо учитывать, как преднамеренные, так и непреднамеренные. Из диаграммы, изображенной на рисунке 1, видно, что наибольшую долю имеют непреднамеренные утечки. Это связано с недочетами в системе безопасности предприятия. Например:

- нерегламентированный доступ пользователей в сеть интернет;
- посещение нежелательных сайтов сомнительного содержания;
- избыточные права пользователя;
- использование компанией ненадежных почтовых серверов;
- потеря физических носителей информации.

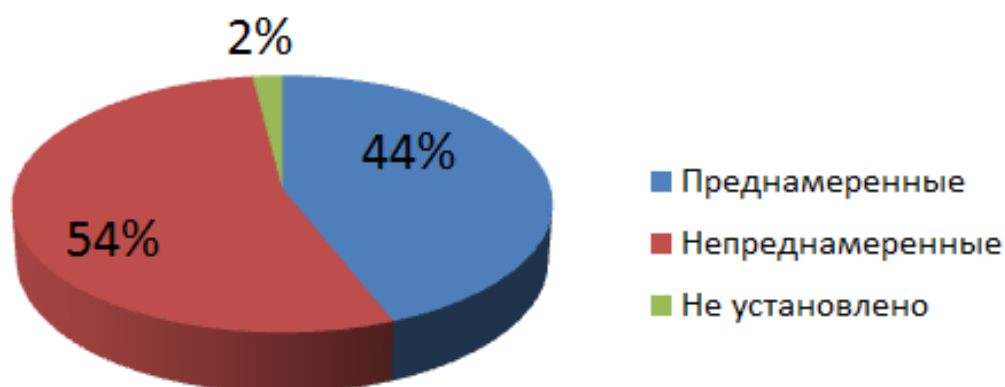


Рис. 1. Соотношение преднамеренных и непреднамеренных инцидентов безопасности на предприятии

Атаки, осуществляемые сотрудниками предприятия, называются инсайдерскими атаками. Инсайдерские атаки могут быть гораздо более опасны для компании, чем атаки извне. Это обуславливается высокой степенью осведомленности сотрудников об информационной системе предприятия, а также о средствах защиты информации. При этом необходимо учитывать непосредственную физическую близость инсайдеров к носителям информации. Для осуществления атаки им не нужно прибегать к средствам взлома сети организации или обхода брандмауэров. От внутренних угроз труднее защититься, чем от посторонних, поскольку инсайдер имеет законный доступ к информационным активам предприятия [4].

Однако, несмотря на многочисленные факторы, указывающие на опасность преднамеренных инцидентов безопасности на предприятии, согласно статистике, вероятность осуществления инсайдерской атаки ниже, чем вероятность реализации угрозы по причине недостаточной подготовленности и халатности работников.

Существует большое количество средств защиты информации на предприятии, но не всегда работодателем уделяется достаточно внимания действиям самих сотрудников. Необходимо отметить важность использования такого средства обеспечения безопасности, как мониторинг рабочего места персонала. Программный мониторинг действий сотрудников на рабочем месте является оптимальным и недорогим решением. Он прост в установке и эксплуатации, не требует постоянного внимания сотрудника безопасности и оборудования специального рабочего места.

Средства пассивного мониторинга осуществляют целевой сбор информации для последующего анализа в случае возникновения инцидентов безопасности. Ниже перечислены все функции, которые должна выполнять программа мониторинга:

- получать информацию о посещённых пользователем сайтах;
- отслеживать активность сотрудника;
- вести учет опозданий и ранних уходов сотрудника;
- получать информацию, введенную сотрудником с клавиатуры;

- осуществлять визуальный просмотр рабочего стола сотрудника;
- вести контроль нарушений безопасности, например, по критичным словам;
- выполнять запись видео с экрана монитора;
- осуществлять просмотр действий сотрудника на персональном компьютере;
- выполнять фото с помощью веб-камер;
- вести запись звука;
- выполнять скриншоты экрана монитора;
- перехватывать сообщения;
- перехватывать документы.

Продукты мониторинга имеют гибкие настройки, благодаря которым можно осуществлять выборочный сбор информации. Вся полученная информация может быть доступна администратору безопасности онлайн с его рабочего места или же сохраняться в отчеты. На компьютере сотрудника данная программа работает в скрытом режиме.

Основная цель мониторинга сотрудников – предотвращение инцидентов безопасности и оптимизация эффективности рабочего процесса. Сам факт наличия системы мониторинга зачастую достаточен для предотвращения многочисленных инцидентов. Преднамеренное или непреднамеренное раскрытие конфиденциальной информации возможно вовремя предупредить с помощью гибко настраиваемых уведомлений, реагирующих на отдельные ключевые слова. В этом режиме администратор будет моментально уведомлён о факте возникновения потенциальной угрозы. Вовремя отреагировав на возникшую угрозу, её можно устранить минимальными усилиями [5].

Таким образом, система мониторинга рабочих мест сотрудников должна позволять администратору безопасности:

- отслеживать неправомерный доступ к компьютеру пользователя во время его отсутствия;
- отслеживать факты набора на клавиатуре критичных слов и словосочетаний, которые составляют коммерческую тайну организации, и разглашение которых может привести к материальному или иному ущербу для организации;
- проводить анализ и расследования инцидентов, связанных с использованием персональных компьютеров;
- иметь возможность получить доступ к информации, хранящейся на жестком диске компьютера, в случае потери логина и пароля;
- определять все случаи попыток перебора паролей доступа;
- контролировать возможность использования персональных компьютеров в нерабочее время;
- выявлять инсайдеров;



– обнаруживать риски информационной безопасности.

Примерами программ для мониторинга могут служить следующие: Kickidler, BitCop, CrocoTime, Disciplina, Lanagent Enterprise, Mipco Employee Monitor, NeoSpy, StaffCop Enterprise, Yaware, Стахановец.

Подводя итог, можно констатировать, что в большинстве случаев инициаторами инцидентов безопасности в организации являются сами сотрудники. Следовательно, создавая комплексную систему защиты информации на предприятии, необходимо учитывать возможность как преднамеренного, так и непреднамеренного ущерба со стороны персонала. Контролировать действия работников, а также предупредить осуществление нарушений безопасности или утечки важной информации работодателю может помочь программа мониторинга рабочего места сотрудника.

### **Список источников**

[1] Гришина Н.В. Информационная безопасность предприятия. Учебное пособие, 2015.

[2] Шилов А., Футерман М. Актуальные аспекты комплексной защиты информации, 2015.

[3] Кошелев С.О., Яцкевич А.И. Информационная безопасность и человеческий фактор, 2016.

[4] Максимова Е.А., Витенбург Е.А. Инсайдерские атаки и противодействие им, 2015.

[5] Шаньгин, В.Ф. Информационная безопасность и защита информации, 2014.

**Коваленко Елизавета Александровна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [www.yoursmile@yandex.ru](mailto:www.yoursmile@yandex.ru)

**Молчанов Алексей Николаевич** – ст. преп. кафедры «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [alexeymolchanov@yandex.ru](mailto:alexeymolchanov@yandex.ru)

Е.Ю. Шестопалов

## **АКТУАЛЬНОСТЬ ПРОБЛЕМЫ ПОИСКА ГЛАЗ В ИЗОБРАЖЕНИИ И ПУТИ ЕЕ РЕШЕНИЯ**

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

В последние годы распознавание лиц получило широкое распространение. Сфер его применения множество. Например, биометрия, где лицо является много более надежным идентификатором, чем пароли и другие методы, или распознавание эмоций человека и его усталости. Также оно используется для построения систем, управление которыми производится взглядом.

Подходы к распознаванию лиц могут быть разделены на две группы: холистические и основанные на выделении компонентов лица. При холистическом подходе единое изображение лица подается на вход системе распознавания [1]. Так как такой подход рассматривает лицо как целостную структуру, ему необходимо больше времени на обработку данных для выполнения задачи распознавания. В связи с этим, предпочтение отдается более быстрым подходам, основанным на выделении компонентов лица, таких как глаза, брови, рот, нос. Эти методы могут быть разделены на (i) дженериковые методы (generic), (ii) основанные на выделении шаблонов частей лица (feature-template based) и (iii) на структурном сопоставлении (structural matching based). В дженериковых методах рассматриваются контуры лица, кривые и прямые линии на нём. В методах, основанных на выделении частей лица, используются глаза, брови, рот, нос. В последних методах рассматриваются геометрические контуры лица, глаз и рта [2].

С другой стороны, распознавание лиц можно разделить на пять категорий. (i) Геометрические методы: используют геометрическую информацию. Лицо и каждая его часть представляется в виде геометрической фигуры. Точность такого подхода сильно зависит от шума в изображении. (ii) Методы, основанные на цветовом разделении: определяют области изображения с кожей человека. Сильно зависят от освещения лица и фона, позади него. (iii) Методы, основанные на восприятии лица в целом: распознающие системы обучаются на выборках изображений лиц. Для такого подхода важнейшим параметром является яркость изображения. (iv) Методы, основанные на движении: лицо и его части определяются из последовательности изображений. Из единичного изображения выделить лицо нельзя. (v) Методы, использующие контуры: определяют лицо и его части по их контурам. [3]

Так как многие методы распознавания лиц используют отдельно части лица, то задача их поиска и распознавания весьма актуальна. По сравнению с бровями, носом и ртом глаза несут наибольшую информативность. Обнаружение глаз используется в окулографии, обнаружении зрачка, определении положения головы, биометрической аутентификации и других сферах.

Существует множество работ, посвященных данной проблеме. В одном из наиболее ранних исследований изображение сразу сканировалось небольшими прямоугольными окнами для определения областей, возможно содержащих глаза [4]. Как оказалось, данный способ проигрывает в быстройдействии подходам, в которых сначала определяется область лица, а затем в ней производится поиск глаз.

Многие методы распознавания лиц основываются на поиске кожи лица или на геометрических и текстурных шаблонах. Первые относят пиксели, цвет которых лежит в определенных границах, к коже. Далее их скопления проверяются алгоритмами обнаружения объектов, наибольшую популярность среди которых приобрел метод Виолы-Джонса. Данные подходы чувствительны к изменениям освещения и ошибаются, если фон содержит объекты с цветом, близким к цвету кожи [5]. Во-вторых, используются карты границ и сегментация цвета кожи. Для построения карт применяются различные математические подходы. В одной из работ [6] использовалось локальное полиномическое приближение вместе с локальными бинарными шаблонами для выделения текстурных характеристик понижением размерности и применением SVM классификатора. В другом исследовании [7] использовались карты логарифмической разности для борьбы с изменением освещения. Определение лиц по их контуру описано в [8].

После выделения на изображении области, соответствующей лицу, внутри нее осуществляется поиск глаз. Основной подход заключается в определении регионов, потенциально содержащими в себе глаза, и дальнейшей их проверки. Для отбора кандидатов на глаза строят карты глаз, исходя из следующих соображений: (i) в цветовом пространстве  $YC_bC_r$   $C_b$  компонент цвета имеет большее значение в области глаз, чем  $C_r$ ; (ii) разброс значений градации серого цвета также выше в области глаз. Далее к этим картам применяют детектор узлов. Он обрабатывает эти карты, градации серого которых дают более сильный контраста, и находят в них узлы (особые точки, которые формируются из двух или более граней, определяющими границу между различными объектами или частями одного) [9]. Некоторые исследователи строят гистограмму распределения узлов (по горизонтали откладывается количество узлов, по вертикали – координата  $U$  из области лица) и применяют математически функции, например, Гаусса, чтобы дать оценку вероятности содержания областью глаза [10]. Также используются и другие приемы.

Обнаружение и слежение за лицом и его частями играют важную роль во многих системах компьютерного зрения. Так как глаза являются наиболее информативной частью лица, то проблема их поиска в изображениях и видео, действительно, актуальна. Многие исследователи занимаются ею и предлагают разные подходы. В этой работе были описаны наиболее общие схемы решения данной задачи.

### Список литературы

- [1] *Zhao W, Chellappa R, Phillips PJ, Rosenfeld A.* Face recognition: a literature survey. *ACM computing surveys* 2003; 35:399–458.
- [2] *Majumder G, Bhowmik MK, Bhattacharjee D.* Automatic Eye Detection Using Fast Corner Detector of North East Indian (NEI) Face Images. *Procedia Technology* 2013; 10:646-653.
- [3] *A. Singh, M. Singh and B. Singh,* "Face detection and eyes extraction using sobel edge detection and morphological operations," 2016 Conference on Advances in Signal Processing (CASP), Pune, 2016, pp. 295-300.
- [4] *K. H. Lin, K. M. Lam and W. C. Siu,* "Locating the eye in human face images using fractal dimensions," in *IEE Proceedings - Vision, Image and Signal Processing*, vol. 148, no. 6, pp. 413-421, Dec 2001.
- [5] *M. Zhao, P. Li, and L. Wang,* "A novel complete face detection method in color images," in *3rd International Congress on Image and Signal Processing*, pp. 1763–1766, 2010.
- [6] *R. Mehta, J. Yuan, and K. Egiazarian,* "Face recognition using scale-adaptive directional and textural features," *Pattern Recognition*, vol. 47, pp. 1846–1858, May 2014.
- [7] *Z.-R. Lai, D.-Q. Dai, C.-X. Ren, and K.-K. Huang,* "Multiscale logarithm difference edgemaps for face recognition against varying lighting conditions," *IEEE Transactions on Image Processing*, vol. 24, pp. 1735–1747, June 2015.
- [8] *Dey,* "A contour based procedure for face detection and tracking from video," in *3rd International Conference on Recent Advances in Information Technology (RAIT)*, pp. 483–488, March 2016.
- [9] *N. Desai, V. Dharia, I. Shah, G. Prajapati* "Detecting the Location of Eyes on the Front Facial Images Using Two-Phase Method" in *International Journal of Innovative Research in Computer and Communication Engineering*, vol. 1, issue 3, May 2013
- [10] *M. Beigzadeh and M. Vafadoost,* "Detection of Face and Facial Features in digital Images and Video Frames," 2008 Cairo International Biomedical Engineering Conference, Cairo, 2008, pp. 1-4.

**Шестопалов Егор Юрьевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: shestopalovegor@gmail.com

Д.С. Серпинская, А.Н. Молчанов

## АЛГОРИТМ CAMELLIA, КАК АЛЬТЕРНАТИВА АЛГОРИТМУ RIJNDAEL (AES)

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

В настоящее время одним из самых популярных алгоритмов блочного шифрования с симметричными ключами является опубликованный Национальным Институтом стандартов NIST и победивший на конкурсе Advanced Encryption Standard (AES) алгоритм Rijndael (далее AES, по названию стандарта). Поддержка AES введена фирмой Intel в семейство процессоров x86 начиная с Intel Core i7-980X Extreme Edition, а в дальнейшем и в большинство других моделей. Во время проведения конкурса (1997-2000 г.г.) известные на тот момент атаки на алгоритмы шифрования не могли выявить уязвимости в алгоритме Rijndael, а предложенная его разработчиками «подстановочно-перестановочная сеть», как альтернатива сети Фейстеля, подкупила жюри своей новизной и простотой реализации.

Чтобы обеспечить безопасность, AES использует четыре типа преобразований: подстановка, перестановка, смешивание и добавление ключа. Каждый раунд AES, кроме последнего, применяет эти четыре преобразования [1]. Победив на конкурсе и получив статус стандарта США, AES привлек к себе еще больше внимания криптоаналитиков со всего мира.

В последствии специалисты по криптографии выявили уязвимости в алгоритме AES, что свидетельствует о более низкой стойкости шифра, чем было принято считать. В статье [2] исследователи Алекс Бирюков (Alex Biryukov), Опп Данклман (Orr Dunkelman), Натан Келлер (Nathan Keller), Дмитрий Ховратович (Dmitry Khovratovich) и Ади Шамир (Adi Shamir) показали, что 256-битная версия AES восприимчива к серии так называемых related-key атак (атак со связанными ключами), существенно снижающих требуемое для поиска ключа время. Одна из техник, используемая против 11-раундовой версии алгоритма, может быть завершена за  $2^{70}$  операций. Другая техника использует только два связанных ключа для взлома полного ключа 9-раундовой версии за  $2^{39}$  операций, что значительно быстрее по сравнению с показателем  $2^{120}$  для лучшего предыдущего механизма атаки. Третья техника взламывает 10-раундовую версию за время выполнения  $2^{45}$  операций. Как и предыдущие техники атак на ключ, последние предложенные методики по большей части непрактичны для быстрого вскрытия нужных данных. Тем не менее, ценность исследований стойкости алгоритма определяется его широким распространением в шифровании чувствительной к раскрытию информации и каналов ее передачи. Исследования дали и неожиданный эффект: оказалось, что 256-битный AES менее стоек, чем 192-битный. Атаки со связанными ключами практически не работают с AES-192 или AES-128. Работа основана на предыдущих изысканиях, описывавших пути получения деталей о ключах с помощью использования техники "бумеранг-атак" (дифференциальный криптоанализ, использова-

ние квартета открытых текстов и соответствующих им шифротекстов). Она также практически неприменима, но продвижение в методиках свидетельствует об ослабевающей стойкости стандарта шифрования AES.

Не вызывает сомнений тот факт, что из-за большой популярности алгоритма Rijndael, все больше криптографических систем, использующих его, подвергаются различным атакам [3]. Возможно, в некоторых случаях использовать алгоритм AES не целесообразно и следует применять другие алгоритмы, обладающие высокой криптостойкостью, но менее популярные. В качестве такого алгоритма, можно использовать алгоритм Camellia.

Camellia был выбран в качестве рекомендуемого криптографического примитива проектом ЕС NESSIE (Новые европейские схемы для подписи, целостности и шифрования) и был сертифицирован японской организацией CRYPTREC (Криптографические исследования, Оценочные комитеты) как рекомендованный для промышленного и государственного использования алгоритм.

Структура алгоритма основана на классической цепи Фейстеля с предварительным и финальным отбеливанием. Цикловая функция использует нелинейное преобразование (S-блоки), блок линейного рассеивания каждые 16 циклов (побайтовая операция XOR) и байтовую перестановку [4]. В зависимости от длины ключа имеет 18 циклов (128 разрядный ключ), либо 24 цикла (192 и 256 разрядный ключ). Работу алгоритма можно представить в несколько этапов:

1. Входное отбеливание (перед первым раундом) – на шифруемый блок операцией XOR накладывается 128-битный фрагмент расширенного ключа  $k_{w_i}$ ;
2. 128-битный блок данных делится на два субблока по 64 бита;
3. Каждый раунд блоки по 64 битов обрабатывается функцией F;
4. Между каждыми 6-ю раундами:
  - левый субблок – операция FL;
  - правый субблок – операция FLI;
5. После финального раунда субблоки меняются местами;
6. Выходное отбеливание – на шифруемый блок операцией XOR накладывается 128-битный фрагмент расширенного ключа  $k_{w_0}$ ;

Функция F обрабатывает каждый субблок по 64 битов по отдельности. Функции FL/FLI выполняют идентичные, но обратные друг другу арифметические операции с получаемыми по выполнению каждых 6 раундов субблоками. В алгоритме используются 4 таблицы замен:  $s_1...s_4$ , – которые обрабатывают байтовые фрагменты.

Алгоритм расшифрования практически идентичен шифрованию и не представляет трудностей при реализации на уже имеющихся модулях шифрования.

Первичный анализ алгоритма был выполнен его разработчиками. Было практически подтверждено, что алгоритм имеет стойкость к: линейному и дифференциальному крипто анализу, использованию усеченных и невозможных дифференциалов, методу бумеранга, методу изоляции, сдвиговым атакам и ряду других атак [5].

Большое количество работ посвящено анализу упрощенного варианта алгоритма Camellia – с уменьшением количества раундов, а также с упрощением входного и выходного отбеливаний и функций FL/FLI [4]. Атака на 9-ти раундовый вариант Camellia – шифр вскрывается при наличии  $2^{105}$  выбранных открытых текстов выполнением 264 операций шифрования. Однако линейный анализ не применим для алгоритма. Был найден 9-ти раундовый усеченный дифференциал, с помощью которого возможна атака на 11-раундовую версию Camellia. Предложена атака методом коллизий на 9-ти раундовую версию Camellia, для которой требуется  $2^{113,6}$  вариантов открытых текстов и  $2^{121}$  операций шифрования. При методе невозможных дифференциалов найден 8-раундовый невозможный дифференциал, благодаря которому возможна атака на 12-раундовую версию алгоритма – требуется  $2^{120}$  открытых текстов и  $2^{181}$  операций.

Не смотря на найденные уязвимости упрощенного варианта Camellia, можно с уверенностью сказать, что использовать их в настоящее время в «полевых» условиях не представляется возможным. Практическая надежность данного алгоритма была подтверждена многими специалистами, и как следствие, алгоритм был включен в финальную версию браузера Mozilla Firefox, операционную FreeBSD, популярные библиотеки безопасности: Crypto++, GnuTLS, PolarSSL и OpenSSL. Алгоритм Camellia однозначно подходит в качестве альтернативы алгоритму AES, обладая более высокой криптостойкостью.

### Список литературы

[1] Shay Gueron. Description of the AES (Advanced Encryption Standard) // Intel Corporation, 2009 [Электронный ресурс]. – URL: <https://software.intel.com/en-us/articles/aes-advanced-encryption-standard> (дата обращения: 30.03.2018).

[2] Niels Ferguson (перевод Алексея Гончарова). Криптоанализ алгоритма Rijndael, 2000 [Электронный ресурс]. – URL: <https://studfiles.net/preview/306695/> (дата обращения: 30.03.2018).

[3] Kazumaro Aoki. Camellia: A 128-Bit Block Cipher Suitable for Multiple Platforms, 2001 [Электронный ресурс]. – URL: [http://info.isl.ntt.co.jp/crypt/camellia/dl/reference/sac\\_camellia.pdf](http://info.isl.ntt.co.jp/crypt/camellia/dl/reference/sac_camellia.pdf) (дата обращения: 30.03.2018).

[4] ZHAO Xin-jie, WANG Tao, ZHENG Yuan-yuan. Cache Timing Attacks on Camellia Block Cipher // Department of Computer Engineering, Ordinance Engineering College, 2003 [Электронный ресурс]. – URL: <https://eprint.iacr.org/2009/354.pdf> (дата обращения: 30.03.2018).

[5] Пасенко С.П. «Алгоритмы шифрования. Специальный справочник», СПб.: БХВ-Петербург, 2009 (дата обращения: 30.03.2018).

**Серпинская Дарья Сергеевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: daryaserpinskaya@gmail.com

**Молчанов Алексей Николаевич** – ст. преп. кафедры «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: alexeymolchanov@yandex.ru

А.А. Нефедов

## АНАЛИЗ СТЕГАНОГРАФИЧЕСКИХ КОНТЕЙНЕРОВ

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

Целью данной работы является анализ контейнеров формата mp3, mp4, bmp на наличие возможности занесения в них стеганографического сообщения.

MP4 файл состоит из неограниченно вложенных атомов. Атомы почти всегда бывают либо с содержимым, либо контейнерами для других атомов. Синтаксически атомы почти всегда устроены так: 4 байта общей длины, 4 байта идентификатор атома, тело атома. Все числа в big-integer, приводить с помощью ntohs, htons. Длина считается вместе с 8-ю байтами длины и идентификатора, т.е. значение меньше чем 8 не корректно [1].

Иллюстрация примера mp4-дерева:

```
Atom ftyp @ 0 of size: 32, ends @ 32
Atom free @ 32 of size: 8, ends @ 40
Atom mdat @ 40 of size: 776688772, ends @ 776688812
Atom moov @ 776688812 of size: 8052900, ends @ 784741712
  Atom mvhd @ 776688820 of size: 108, ends @ 776688928
  Atom trak @ 776688928 of size: 4520752, ends @ 781209680
  Atom tkhd @ 776688936 of size: 92, ends @ 776689028
  Atom edts @ 776689028 of size: 36, ends @ 776689064
  Atom elst @ 776689036 of size: 28, ends @ 776689064
  Atom mdia @ 776689064 of size: 4520616, ends @ 781209680
  Atom mdhd @ 776689072 of size: 32, ends @ 776689104
  Atom hdlr @ 776689104 of size: 45, ends @ 776689149
  Atom minf @ 776689149 of size: 4520531, ends @ 781209680
  Atom vmhd @ 776689157 of size: 20, ends @ 776689177
  Atom dinf @ 776689177 of size: 36, ends @ 776689213
    Atom dref @ 776689185 of size: 28, ends @
      776689213
  Atom stbl @ 776689213 of size: 4520467, ends @
    781209680
    Atom stsd @ 776689221 of size: 151, ends @
      776689372
    Atom avc1 @ 776689237 of size: 135, ends @
      776689372
      Atom avcC @ 776689323 of size: 49, ends @
        776689372
      Atom stts @ 776689372 of size: 24, ends @
        776689396
    Atom stss @ 776689396 of size: 9788, ends @
      776699184
  Atom ctts @ 776699184 of size: 2252536, ends @
    778951720
    Atom stsc @ 778951720 of size: 28, ends @
      778951748
  Atom stsz @ 778951748 of size: 1128968, ends @
    780080716
  Atom stco @ 780080716 of size: 1128964, ends @
    781209680
```



```

Atom trak @ 781209680 of size: 3531936, ends @ 784741616
Atom tkhd @ 781209688 of size: 92, ends @ 781209780
Atom mdia @ 781209780 of size: 3531836, ends @ 784741616
Atom mdhd @ 781209788 of size: 32, ends @ 781209820
Atom hdlr @ 781209820 of size: 45, ends @ 781209865
Atom minf @ 781209865 of size: 3531751, ends @ 784741616
Atom smhd @ 781209873 of size: 16, ends @ 781209889
Atom dinf @ 781209889 of size: 36, ends @ 781209925
    Atom dref @ 781209897 of size: 28, ends @
    781209925
    Atom stbl @ 781209925 of size: 3531691, ends @
    784741616
        Atom stsd @ 781209933 of size: 91, ends @
        781210024
        Atom mp4a @ 781209949 of size: 75, ends @
        781210024
        Atom esds @ 781209985 of size: 39, ends @
        781210024
        Atom stts @ 781210024 of size: 24, ends @
        781210048
        Atom stsc @ 781210048 of size: 28, ends @
        781210076
    Atom stsz @ 781210076 of size: 1765772, ends @
    782975848
    Atom stco @ 782975848 of size: 1765768, ends @
    784741616

Atom udta @ 784741616 of size: 96, ends @ 784741712
Atom meta @ 784741624 of size: 88, ends @ 784741712
Atom hdlr @ 784741636 of size: 33, ends @ 784741669
Atom ilst @ 784741669 of size: 43, ends @ 784741712
Atom ©too @ 784741677 of size: 35, ends @ 784741712
    Atom data @ 784741685 of size: 27, ends @
    784741712

```

В качестве места хранения стеганографического сообщения был выбран атом `mdat`. Атом `mdat` содержит в себе все видео и аудио кадры и является единственным атомом этого типа в файле и запись в него данных будет неименно заметна в файле.

Файл формата MP3 состоит из множества фреймов, каждый из которых содержит свой собственный заголовок. В заголовке фрейма хранится информация о способе кодирования текущего фрейма, использовании контрольных сумм заголовка, режиме стерео и другая техническая информация. Заголовок содержит также область синхронизации, необходимую для идентификации фрейма в потоке байтов. Важной особенностью формата является то, что фреймы могут следовать друг за другом с промежутками [2]. Структура файлов MP3 позволяет легко прятать информацию в служебных областях.

Формат заголовка mp3 формата представлен на рисунке 1.

|             |   |   |   |   |   |   |   |   |   |   |                             |    |                       |    |            |    |                          |    |    |    |                         |    |              |    |             |    |                               |    |  |    |          |    |          |  |                 |  |
|-------------|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|-----------------------------|----|-----------------------|----|------------|----|--------------------------|----|----|----|-------------------------|----|--------------|----|-------------|----|-------------------------------|----|--|----|----------|----|----------|--|-----------------|--|
| Биты        | 0   | 1 | 2 | 3 | 4 | 5 | 6 | 7 | 8 | 9 | 10                          | 11 | 12                    | 13 | 14         | 15 | 16                       | 17 | 18 | 19 | 20                      | 21 | 22           | 23 | 24          | 25 | 26                            | 27 | 28   | 29 | 30       | 31 |          |  |                 |  |
| Пример, bin | 1   | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1 | 1                           | 1  | 1                     | 0  | 1          | 1  | 0                        | 1  | 1  | 1  | 0                       | 0  | 0            | 0  | 0           | 1  | 0                             | 0  | 1  | 0  | 0        | 0  | 0        |  |                 |  |
| Пример, hex | F   |   |   |   | F |   |   |   | F |   |                             |    | B                     |    |            |    | 7                        |    |    |    | 0                       |    |              |    | 5           |    |                               |    | 0  |    |          |    |          |  |                 |  |
| Описание    | Маркер фрейма. Все биты должны быть установлены |   |   |   |   |   |   |   |   |   | Индекс версии MPEG (табл.2) |    | Индекс Layer (табл.3) |    | Бит защиты |    | Индекс битрейта (табл.4) |    |    |    | Индекс частоты (табл.5) |    | Бит смещения |    | Бит private |    | Индекс режима канала (табл.6) |    | Расширение режима (только для Joint stereo) (табл.7) |    | Копирайт |    | Оригинал |  | Акцент (табл.8) |  |

Таблица 1

Рис. 1 Формат заголовка файла mp3

Из содержимого рисунка 1 видно, что есть 2 бита «копирайт» и «оригинал» которые можно модифицировать без потери качества аудиофайла и хранить там данные. А просмотр содержимого этих бит возможен только с помощью специализированного ПО.

В файле bmp делается отступ в 56 байт и в каждый последующий байт в младший бит записывается последующий бит сообщения. Было выбрано использовать младший бит каждого байта из троек байт отвечающих за цвет пикселя, такое изменение приводит к смене цвета пикселя в диапазоне не различимым человеческому глазу на мониторе тем самым сообщение оставалось незаметным для стороннего пользователя [3].

В заключении хотелось бы отметить, что при рассмотрении данных контейнеров была выявлена возможность занесения стеганографической информации в рассмотренные контейнеры.

### Список литературы

[1] Рябко, Б.Я. Основы современной криптографии и стеганографии [Электронный ресурс]: монография / Б.Я. Рябко, А.Н. Фионов. – Электрон. дан. – Москва: Горячая линия-Телеком, 2011. – 232 с. – Режим доступа: <https://e.lanbook.com/book/5192>.

[2] Белобокова, Ю.А. Метод встраивания цифровых водяных знаков для доказательства подлинности фотоизображений [Электронный ресурс] // Известия ТулГУ. Технические науки. – Электрон. дан. – 2013. – № 3. – С. 106-110. – Режим доступа: <https://e.lanbook.com/journal/issue/294857>.

[3] Жилияков, Е.Г. Исследование некоторых стеганографических алгоритмов. [Электронный ресурс] / Е.Г. Жилияков, П.Г. Лихолоб, А.А. Медведева. – Электрон. дан. // Научный результат. Информационные технологии. – 2016. – № 2. – С. 9-15. – Режим доступа: <http://e.lanbook.com/journal/issue/298846> – Загл. с экрана.

**Нефедов Андрей Андреевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: [nefedov1000@yandex.ru](mailto:nefedov1000@yandex.ru)

А.В. Козина, Ю.С. Носова, С.С. Гришунов

## **АНАЛИЗ ЭФФЕКТИВНОСТИ РЕАЛИЗАЦИИ АЛГОРИТМА ШИФРОВАНИЯ RSA НА GPU СРЕДСТВАМИ CUDA**

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

**Введение.** Одной из самых интересных и востребованных областей современных разработок является переход от реализации вычислений на CPU (англ. – central processing unit) к вычислениям на GPU (англ. – graphics processing unit). Архитектура GPU первоначально ориентировалась на параллельное выполнение инструкций. Большая часть GPU, в отличие от CPU, занята исполнительными блоками, что дает преимущество в скорости выполнения задач, связанных с параллельной обработкой данных, а именно когда одну и ту же последовательность операций применяют к большому объему данных и при этом число инструкций превосходит число обращений к памяти.

В 2007 году компания Nvidia предложила решение, позволяющее использовать свои видеокарты для вычислений общего назначения, разработав архитектуру параллельных вычислений CUDA (от англ. Common Unified Device Architecture – общая унифицированная архитектура устройства). Nvidia предлагает примеры практического применения CUDA в решении задач общего назначения [1]. Наблюдаемый прирост в производительности по сравнению с CPU в этих примерах составляет от 10 до 100 раз. В рамках данной статьи изучается эффективность применения технологии CUDA к криптографическому алгоритму RSA.

**Алгоритм RSA.** Алгоритм RSA, изобретенный Ривестом, Шамиром и Адлеманом в 1978 году, является одним из самых известных криптографических алгоритмов с открытым ключом и основан на асимметричной схеме шифрования. Алгоритм широко применяется для шифрования и цифровой подписи и является одним из базовых в сфере информационной безопасности. Алгоритм шифрования и дешифрования текстов приведен в работе [2]. RSA является блочным алгоритмом, что делает его пригодным для распараллеливания.

**Модульное возведение в степень по схеме «справа налево».** Криптографические алгоритмы, в частности алгоритм RSA обычно работает с крупными числами, размер которых сотни и тысячи бит. Операция модульного возведения в степень над такими числами связана с существенными затратами, что ограничивает работу алгоритма на аппаратном уровне и как следствие замедляет его работу. Поскольку на практике процесс шифрования должен происходить в реальном времени, данное обстоятельство является критическим. Для решения данной проблемы специалистами

были разработаны различные алгоритмы. Одним из таких алгоритмов является алгоритм получивший название «Right-to-left binary method».

Основная идея заключается в циклическом частичном умножении с уменьшением длины промежуточных результатов. На первом этапе показатель преобразуется в двоичную форму. Затем полученное значение побитово считывается справа налево, т.е. начиная с младших бит. Результат получается исходя из следующей формулы:

$$res = \prod_{i=0}^{n-1} (b^{2^i}) \pmod{m}.$$

где  $n$  – количество бит,  $b$  – соответствующий бит,  $i$  – номер итерации.

Ниже приведен псевдокод данного алгоритма:

Входные данные: элементы  $g$ ,  $e$  и  $m$ .

Выходные данные:  $g^e \pmod{m}$

1.  $A = 1, S = g, E = e$ .

2. While  $E \neq 0$  do the following:

2.1. If  $E$  is odd, then  $A = (A \cdot S) \pmod{m}, E = E - 1$ .

2.2.  $E = E/2$ .

2.3. If  $E \neq 0$ , then  $S = (S \cdot S) \pmod{m}$ .

3. Return ( $A$ )

Реализация средствами CUDA. Алгоритм распараллеливания и взаимодействия между CPU и GPU построен следующим образом:

Шаг 1: Прием CPU исходного сообщения и параметров.

Шаг 2: Проверка наличия доступных графических устройств и их инициализация.

Шаг 3: Инициализация копий переменных хоста и устройства:  $*dev\_num, *dev\_key, *dev\_den, *dev\_res$ .

Шаг 4: Выделение пространства на GPU для данных переменных

Шаг 5: Передача входных данных GPU

Шаг 6: Вызов ядра CUDA на GPU:

$rsa\langle\langle\langle nblocks, nthreads \rangle\rangle\rangle(dev\_num, dev\_key, dev\_den, dev\_res)$

Шаг 7: Копирование результатов обратно на хост

Шаг 8: Очистка памяти.

Здесь ядро – функция, которая выполняется над группой потоков [3]. В соответствии с исследуемой задачей ядро реализует вычисление зашифрованного текста используя описанный выше алгоритм возведения в степень «Right-to-left binary method».

Для идентификации конкретного потока вычисляется его индекс – уникальный идентификатор каждого потока в блоке, который выполняет одну инструкцию, но с разным набором данных [4]. Данные же распределены между потоками.

Полученные результаты и оценка эффективности. Для исследования работы полученных алгоритмов была проведена серия экспериментов, состоящая из следующих тестовых групп:

Фиксированный размер сообщения (760 бит). Алгоритмы шифрования и дешифрования производится с ключами разного размера (от 768 бит до 8192 бит).

Входные сообщения переменного размера. Размер определяется исходя из размера ключа шифрования (размер одного байта сообщения, меньше определенного алгоритмом модуля).

Эксперименты проводились на ноутбуке со следующими характеристиками:

- CPU: Intel(R) Core™ i5-2430M, 2,40GHz
- Memory: 4,00 Гб
- GPU: NVIDIA GeForce GT 550m, 96 CUDA cores
- System: Windows 10

Ниже представлены таблицы с результатами экспериментов по группам. Результаты проведения экспериментов группы 1: таблицы 1 и 2. Результаты проведения экспериментов группы 2: таблицы 3 и 4. Все замеры представлены в миллисекундах.

*Таблица 1*

Время выполнения алгоритма шифрования для сообщения размером 760 бит с переменным размером ключа

| Размер ключа, бит | Последовательный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, GPU |
|-------------------|--------------------------------|----------------------------|----------------------------|
| 768               | 0.108                          | 0.85                       | 1.04                       |
| 1024              | 0.128                          | 0.91                       | 0.90                       |
| 2048              | 0.45                           | 1.25                       | 0.87                       |
| 3072              | 0.81                           | 1.2                        | 0.78                       |
| 4096              | 1.53                           | 1.5                        | 0.94                       |
| 6144              | 4.01                           | 3.12                       | 1.92                       |
| 8192              | 5.91                           | 3.7                        | 1.976                      |

*Таблица 2*

Время выполнения алгоритма дешифрования для сообщения размером 760 бит с переменным размером ключа

| Размер ключа, бит | Последовательный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, GPU |
|-------------------|--------------------------------|----------------------------|----------------------------|
| 768               | 5.01                           | 5.41                       | 2.39                       |
| 1024              | 8.84                           | 7.85                       | 2.73                       |
| 2048              | 76.291                         | 38.658                     | 9.24                       |
| 3072              | 250.029                        | 73.981                     | 23.617                     |
| 4096              | 411.448                        | 140.375                    | 41.587                     |
| 6144              | 1727.575                       | 369.298                    | 93.312                     |
| 8192              | 2664.313                       | 724.961                    | 201.071                    |

Таблица 3

Время выполнения алгоритма шифрования для сообщений переменного размера

| Размер ключа, бит | Последовательный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, GPU |
|-------------------|--------------------------------|----------------------------|----------------------------|
| 768               | 0.53                           | 0.84                       | 1.05                       |
| 1024              | 0.71                           | 0.87                       | 1.08                       |
| 2048              | 1.02                           | 2.8                        | 1.5                        |
| 3072              | 2.94                           | 4.35                       | 2.3                        |
| 4096              | 6.5                            | 6.2                        | 4.63                       |
| 6144              | 24.798                         | 12.68                      | 8.62                       |
| 8192              | 45.818                         | 20.318                     | 11.72                      |

Таблица 4

Время выполнения алгоритма дешифрования для сообщений переменного размера

| Размер ключа, бит | Последовательный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, CPU | Параллельный алгоритм, GPU |
|-------------------|--------------------------------|----------------------------|----------------------------|
| 768               | 5.01                           | 5.42                       | 2.38                       |
| 1024              | 11.42                          | 9.84                       | 2.81                       |
| 2048              | 158.334                        | 63.003                     | 17.24                      |
| 3072              | 604.491                        | 192.928                    | 50.118                     |
| 4096              | 1923.43                        | 607.832                    | 111.542                    |
| 6144              | 9671.102                       | 2062.685                   | 461.234                    |
| 8192              | 28628.02                       | 4736.687                   | 1244.778                   |

Сравнивая таблицы 2 и 4 с соответствующими таблицами 1 и 3 видно, что время, затрачиваемое на расшифровку сообщения, превышает время, необходимое для шифрования. Для ключей любого размера, результаты выполнения алгоритма дешифрования на GPU лучше, результатов выполнения на CPU. Коэффициент ускорения (отношение времени выполнения последовательного алгоритма к параллельному) зависит от длины ключа, максимальное значение, полученное в проводимых экспериментах, составило 3,9 для шифрования данных и 22,9 для дешифрования для CUDA-алгоритма против 2,3 для шифрования и 6,0 для дешифрования на CPU, что значительно выше и сильно сказывается при обработке больших объемов данных.

**Заключение.** В ходе выполнения работы был реализован криптографический алгоритм RSA в трех видах: последовательная реализация на CPU и две параллельных реализации - на CPU и GPU. В результате проведенной серии экспериментов и сравнения полученных результатов была доказана эффективность распараллеливания данного алгоритма средствами GPU перед другими реализациями. Стоит отметить, что разделение исходного сообщения на блоки в данной работе происходило в пределах CPU, что при информации значительно большего объема может привести к пропорциональным затратам по времени, однако разбиение на GPU требует наличия соответствующих ресурсов памяти. Тем не менее разработанный алгоритм подтверждает эффективность использования параллельных вычислений для повышения производительности работы криптографических алгоритмов.

### Список литературы

[1] CUDA Community Showcase / [Electronic resource] – URL: [http://www.nvidia.com/object/cuda\\_showcase\\_html.html](http://www.nvidia.com/object/cuda_showcase_html.html) (date of access: 15.03.2018)

[2] Клочко О.С., Коваленко Е.А. Алгоритм шифрования данных RSA. Электронный журнал: наука, техника и образование, 2016, вып.3. URL: <http://nto-journal.ru/uploads/articles/ead0c9f23f54e72352b27416ea9ef7fb.pdf> (дата обращения 17.03.2018)

[3] Prasanth S., Jegadish K.J., Partibane B., Efficient Modular Exponentiation Architectures for RSA Algorithm. International Journal of Engineering Research in Electronic and Communication Engineering (IJERECE), 2016, Vol. 3, Issue 5, pp. 230-234.

[4] Saxena S., Parallel algorithms for public key infrastructure based security techniques. Pinjore Publishers, 2015, pp. 55-56.

**Козина Анастасия Валерьевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [anastasiya-kozin@list.ru](mailto:anastasiya-kozin@list.ru)

**Носова Юлия Сергеевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [yuliya-nosova1996@yandex.ru](mailto:yuliya-nosova1996@yandex.ru)

**Гришунов Степан Сергеевич** – ассистент кафедры «Программное обеспечение ЭВМ, информационные технологии, прикладная математика» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [stepangrishunov@yandex.com](mailto:stepangrishunov@yandex.com)

И.А. Мальцев

## **АНУЛИРОВАНИЕ СЕРТИФИКАТА КЛЮЧА ПРОВЕРКИ ЭЛЕКТРОННОЙ ЦИФРОВОЙ ПОДПИСИ**

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

Инфраструктура открытых ключей (Public Key Infrastructure, PKI) представляет собой систему, основным компонентом которой является удостоверяющий центр и пользователи, взаимодействующие между собой используя сертификаты, выданные этим удостоверяющим центром. Инфраструктура управления открытыми ключами состоит из центра сертификации (удостоверяющего центра - УЦ), конечных пользователей и опциональных компонентов: центра регистрации и сетевого справочника.

Основные функции удостоверяющего центра:

- 1) проверка личности будущих пользователей сертификатов;
- 2) выдача пользователям сертификатов;
- 3) аннулирование сертификатов;
- 4) ведение и публикация списков отозванных сертификатов.

Ключевая пара создается либо центром выдачи сертификатов (удостоверяющим центром) по запросу пользователя, или же самим пользователем с помощью специального программного обеспечения. Пользователь делает запрос на сертификат, и после процедуры идентификации пользователя УЦ выдаёт ему сертификат, подписанный этим Удостоверяющим Центром. Электронная подпись УЦ свидетельствует о том, что данный сертификат выдан именно этим центром и никем другим.

Только владелец закрытого ключа может подписать данные, а также расшифровать данные, которые были зашифрованы открытым ключом, связанным с закрытым ключом владельца. Действительная подпись гарантирует авторство информации и то, что информация в процессе передачи не подверглась изменениям.

Открытый ключ известен всем, в то время закрытый ключ хранится в тайне. Владелец закрытого ключа всегда хранит его в тайне и ни при каких обстоятельствах не должен допустить того, чтобы этот ключ стал известным злоумышленникам или другим пользователям. Если же закрытый ключ всё-таки станет известен злоумышленникам, то он считается скомпрометированным, поэтому сертификат со связанным с ним открытым ключом должен быть отозван.

Причины досрочного аннулирования сертификатов:

- 1) компрометация закрытого ключа;
- 2) изменение информации о владельце сертификата, содержащейся в этом сертификате;
- 3) добровольное заявление владельца сертификата;
- 4) изменения полномочий текущего владельца сертификата.



В случае собственного желания пользователем должна быть обязательно подана заявка на аннулирование сертификата ключа подписи. Без нее прекращение ЭП невозможно. Она подается в оригинальном бумажном виде в УЦ, выдавший такую электронно-цифровую подпись. Заявка на то, чтобы прекратить действие сертификата электронной криптографической подписи, подписывается подписью лица-пользователя сертификата от руки. Форма заявления устанавливается удостоверяющим центром, который выдал ключ.

В среде PKI уведомление об аннулировании сертификатов осуществляется посредством специального механизма, называемого *списком аннулированных сертификатов* (Certificate Revocation List, CRL), публикуемого Удостоверяющим центром. CRL содержит датированный заверенный список всех аннулированных непросроченных сертификатов системы. Аннулированные сертификаты остаются в списке только до момента своего фактического истечения, после чего удаляются оттуда – это предотвращает бесконечное разрастание списка.

CRL подписывается удостоверяющим центром и свободно распространяется через общедоступный репозиторий сертификатов. В списке CRL каждый аннулированный сертификат опознается по своему серийному номеру. Когда у какой-то системы возникает необходимость в использовании сертификата, эта система не только проверяет подпись сертификата и срок его действия, но и просматривает последний из доступных списков CRL, проверяя, не аннулирован ли этот сертификат. Список подписывается УЦ для предотвращения изменений неуполномоченным лицом. Он включает в себя дату выдачи, дату обновления (необязательно), и сам список в виде пар (серийный номер аннулированного сертификата; причина возможного аннулирования).

УЦ обновляет CRL через регулярные промежутки времени. Теоретически, это должно свести к минимуму риск непреднамеренного использования аннулированного сертификата. Хотя, всё же остаётся вероятность случайного применения скомпрометированного сертификата во временном промежутке между публикациями CRL.

### Список литературы

[1]. Федеральный Закон РФ "Об электронной подписи" от 06.04.2011 № 63-ФЗ.

[2]. Инфраструктуры открытых ключей Полянская О.Ю., Горбатов В.С. Интернет-университет информационных технологий - ИНТУИТ.ру, БИНОМ. Лаборатория знаний, 2007 г., 368 стр.

[3]. Инфраструктура управления открытыми ключами PKI [Электронный ресурс]. URL: <http://infoprotect.net/varia/infrastruktura-otkrytyh-klyuchey-pki>

[4]. Формат сертификатов открытых ключей X.509 [Электронный ресурс]. URL: <http://www.inssl.com/x509-open-key-specifications.html>

**Мальцев Игорь Алексеевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: [igor.astralwork@yandex.ru](mailto:igor.astralwork@yandex.ru)

А.В. Чевычелов

## **БОТНЕТ MIRAI**

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

### **Введение**

Mirai – это самораспространяющийся червь и ботнет, исходный код которого был опубликован автором после успешной и широко известной DDoS-атаки на сайт журналиста Брайана Кребса. После публикации код активно модифицируется и используется многими пользователями для построения ботнетов и организации DDoS-атак.

Трафик атаки на сайт Кребса превысил 600 Гбит/с, из-за чего данную атаку можно считать одной из самых мощных. Главной особенностью данной атаки являлось то, что основной трафик приходил от IoT-устройств, находящихся под контролем ботнета Mirai. Другие ботнеты, такие как BASHLITE и Carna, предшествовавшие Mirai, отличаются от последнего тем, что Mirai стал средством организации полномасштабной DDoS-атаки.

Код ботнета Mirai заражает плохо защищённые устройства, используя Telnet, находя гаджеты, которые по-прежнему используют свои заводские имя пользователя и пароль. Эффективность Mirai обусловлена его способностью заражать десятки тысяч незащищенных устройств и координировать их, организовывая DDoS-атаки.

### **Принцип работы**

Mirai состоит из двух компонентов: сам червь и центр управления (CnC). Червь содержит сценарии атак, у Mirai их десятки, каждый сценарий запускается после сканирования и поиска других устройств для их последующей компрометации. CnC – отдельный механизм, управляющий взломанными устройствами (ботами), отправляя им инструкции для запуска одной из атак против одной или нескольких жертв.

Процесс сканирования выполняется непрерывно на каждом боте, используя Telnet-протокол (на TCP-портах 23 или 2323), перебирая IP-адреса. При попытке входа в систему с идентификатором нового бота, центру управления приходится перебрать всего лишь 62 варианта пары логин-пароль, после чего учетные данные взломанного устройства отправляются обратно в CnC.

CnC поддерживает простой интерфейс командной строки, который позволяет злоумышленнику определять вектор атаки, IP-адрес жертвы и длительность атаки. CnC также ожидает, что существующие боты будут возвращать вновь обнаруженные адреса и учетные данные устройств, которые впоследствии будут использованы для копирования кода вируса, и, в свою очередь, создадут новых ботов.

Червь был создан для разных архитектур процессоров (x86, ARM, Sparc, PowerPC, Motorola) для исполнения на различных процессорах, установленных на устройствах IoT. Сама вредоносная программа мала и использует ряд методов, позволяющих скрывать свои внутренние механизмы.

Как только вирус загружается в память бота, он удаляется из его ПЗУ. Вирус остается активным до тех пор, пока бот не будет перезагружен. Сразу же после перезагрузки устройство освобождается от вируса, однако требуется всего несколько минут, прежде чем гаджет будет обнаружен и заражен повторно.

### **Заключение**

Mirai обратил внимание на технические проблемы обеспечения безопасности IoT-устройств. В отличие от настольных и мобильных систем, где небольшое количество поставщиков, связанных с безопасностью, контролируют наиболее чувствительные части стека программного обеспечения (например, Windows, iOS, Android). Устройства IoT гораздо более неоднородны и их безопасности уделяется куда меньше внимания.

### **Список используемой литературы**

- [1]. А. Костин – “Ботнет Mirai”, 2017
- [2]. L. Franceschi-Bicchiera – “Spreading the DDoS disease and selling the cure”, <https://krebsonsecurity.com/2016/10/spreading-the-ddos-disease-and-selling-the-cure/>, 2017.
- [3]. В. Schneier – “The Internet of Things is wildly insecure—and often unpatchable”. [https://www.schneier.com/essays/archives/2014/01/the\\_internet\\_of\\_thin.html](https://www.schneier.com/essays/archives/2014/01/the_internet_of_thin.html), 2017
- [4]. С. О’Flynn. – “A lightbulb worm? a teardown of the philips hue. Blackhat Security Conference”, – 2017

**Чевычелов Артем Владимирович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: artyomche9@gmail.com

А.Ю. Макарова

## НАЗНАЧЕНИЕ И ФУНКЦИОНАЛЬНЫЕ ХАРАКТЕРИСТИКИ СРЕДЫ РАЗРАБОТКИ, ОТЛАДКИ И ПРОГРАММИРОВАНИЯ МИКРОКОНТРОЛЛЕРОВ ECLIPSE

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

Eclipse представляет собой основанную на Java расширяемую платформу разработки с открытым исходным кодом. Она включает набор сервисов для построения приложений на основе встраиваемых компонентов (плагинов).

Интегрированные среды разработки (IDE), разработанные на базе платформы Eclipse, применяются для создания программного обеспечения на различных языках программирования, так как Eclipse является платформой для разработки любых интегрированных сред программирования и расширений [1].

Основная сборка Eclipse включает:

- функциональная IDE для программирования на языках C и C++ – Eclipse IDE for C/C++ Developers (рисунок 1);
- инструмент сборки – PDT (Plugin Development Tools);
- инструмент модификации и создания новых компонент – JDT (Java Development Tools).

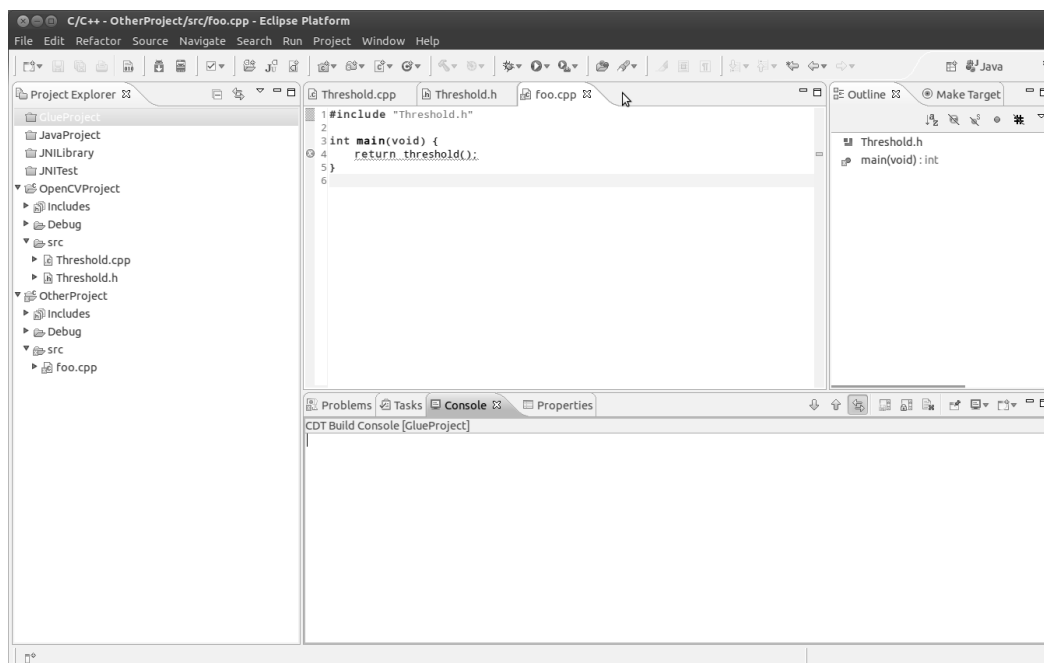


Рисунок 1 – Интерфейс среды программирования Eclipse IDE for C/C++ Developers

Структура платформы Eclipse представлена на рисунке 2.

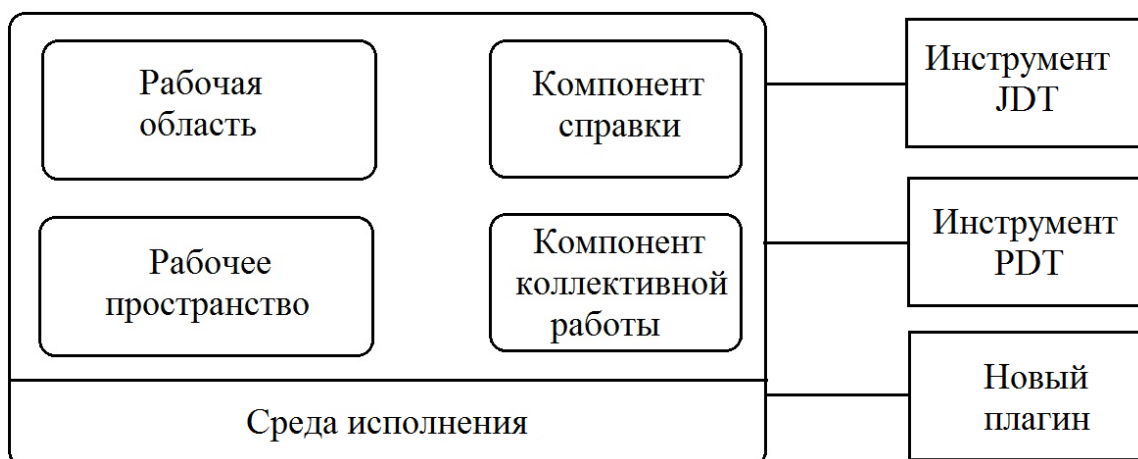


Рисунок 2 – Структура платформы Eclipse

Среда исполнения – это ядро, которое при запуске определяет, какие плагины установлены, и создаёт реестр сведений о них.

Рабочее пространство представляет собой плагин, отвечающий за управление ресурсами пользователя. В рабочем пространстве находятся проекты, создаваемые пользователем, файлы этих проектов и изменения, вносимые в файлы и другие ресурсы. Рабочее пространство отвечает также за уведомление других плагинов об изменении ресурсов, таких как созданные, удаленные или измененные файлы [2].

Рабочая область обеспечивает Eclipse пользовательским интерфейсом. Он построен с помощью набора инструментов Standard Widget Toolkit (SWT) и высокоуровневого API JFace, надстройки над SWT. SWT является основным средством создания пользовательского интерфейса для приложений на основе Eclipse. На основе SWT построен компонент JFace, который решает более высокоуровневые задачи построения пользовательского интерфейса. JFace содержит классы для создания диалогов, страниц свойств, управления шрифтами, поддержки архитектуры модель/вид и другие.

Компонент поддержки коллективной работы отвечает за поддержку управления версиями и конфигурацией. Он добавляет представления, необходимые для взаимодействия пользователей с системой управления версиями (если она применяется). Большинству плагинов не нужно взаимодействовать с компонентом поддержки коллективной работы, если они не предоставляют услуги по управлению версиями [3].

Компонент справки повторяет расширяемость самой платформы Eclipse. Так же, как плагины добавляют Eclipse новую функциональность, справка обеспечивает структуру навигации для дополнений, которая позволяет инструментам добавлять документацию в виде HTML-файлов.

Системные требования.

Среда является кроссплатформенной и работает под операционными системами Windows, Linux, Solaris и Mac OS X [4].

К преимуществам данной среды можно отнести:

- возможность программировать на множестве языков, таких как Java, C и C++, PHP, Perl, Python, Cobol и многих других;
- возможность разработки других инструментов с помощью обширного набора API для создания модулей;
- удобный пользовательский интерфейс.
- гибкость и расширяемость, которые достигаются благодаря модульности платформы.

Недостатки, связанные с ограничением объема исполняемого кода, отсутствуют, так как данная среда разработки является полностью бесплатным программным обеспечением.

### **Список литературы**

[1]. *Машнин Т.М.* Eclipse: разработка RCP-, Web-, Ajax- и Android-приложений на Java. – СПб.: ЛитРес, 2015. – 380 с.

[2]. [ru.wikipedia.org](http://ru.wikipedia.org)

[3]. *Деревянко А.С.* IBM Corporation and others. Руководство Eclipse Workbench. Начало работы. – М.: Научный мир, 2014. – 227с.

[4]. [eclipse.org](http://eclipse.org)

**Макарова Анастасия Юрьевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [nastyamakarova1794@yandex.ru](mailto:nastyamakarova1794@yandex.ru)

В.А. Шавернев, А.В. Мазин

## НЕКОТОРЫЕ АСПЕКТЫ РАЗРАБОТКИ ГЕНЕРАТОРОВ ШУМА

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

**Введение.** Широкое развитие техники, технологий, информатики в последнее десятилетие вызвало еще более бурное развитие технических устройств и систем незаконного съема информации.

В этих условиях значительное место отводится защите информации, которая не подлежит огласке, от неправомерного овладения ею с использованием технических каналов ее утечки.

Существуют пассивные и активные методы и способы защиты каналов утечки информации.

Реализация пассивных методов защиты, основанных на применении экранирования и фильтрации, приводит к ослаблению уровней побочных электромагнитных излучений и наводок (опасных сигналов) ТСПИ и тем самым к уменьшению отношения опасный сигнал/шум (сигнал/шум). Однако в ряде случаев, несмотря на применение пассивных методов защиты, на границе контролируемой зоны отношение сигнал/шум превышает допустимое значение. В этом случае применяются активные меры защиты, основанные на создании помех средствами разведки, что также приводит к уменьшению отношения сигнал/шум.

Для исключения перехвата побочных электромагнитных излучений по электромагнитному каналу используется пространственное зашумление, а для исключения съема наводок информационных сигналов с посторонних проводников и соединительных линий ВТСС – линейное зашумление.

Генераторы шума получили достаточно широкое распространение в практике защиты информации. Они используются для защиты от несанкционированного съема информации путем маскирования непосредственно полезного звукового сигнала. Маскирование проводится «белым» шумом с скорректированной спектральной характеристикой.

Качество защиты от утечек речевой информации сильно зависит от алгоритма генерации шума, т.к. злоумышленник может использовать инструментальный «очищающий» полезный сигнал от генерируемых помех.

Поэтому, целью данной статьи является разработка генератора случайного шума, который невозможно отфильтровать как с алгоритмом, так и без него.

### Основная часть

Под "шумом" в узком смысле этого слова часто понимают так называемый белый шум, характеризующийся тем, что его амплитудный спектр распределен по нормальному закону, а спектральная плотность мощности постоянна для всех частот.

В более широком смысле под шумом, по ассоциации с акустикой понимают помехи, представляющие собой смесь случайных и кратковременных периодических процессов.

В генераторах шума используется белый шум, так как даже современными способами обработки сигналов этот шум плохо отфильтровывается [1].

#### Линейные и фазовые искажения

Линейные искажения обусловлены влиянием реактивных элементов усилителя - конденсаторов и катушек, сопротивление которых зависит от частоты. К линейным искажениям относятся: частотные, фазовые и переходные искажения. Частотные искажения в усилителях являются следствием неодинаковости коэффициента усиления на различных частотах в пределах заданной полосы пропускания [3].

Частотные искажения, вносимые усилителем, оценивают по амплитудно-частотной характеристике (АЧХ). Количественно они определяются нормированным коэффициентом усиления  $M$  (его часто называют коэффициентом частотных искажений), равным отношению коэффициента усиления на данной частоте  $K$  к коэффициенту усиления на средних частотах  $K_0$ :

$$M = K/K_0.$$

В логарифмических единицах он равен  $G$  [дБ] =  $20 \lg M$ .

Область АЧХ (Рисунок 1), в которой  $G$  практически не зависит от частоты (обычно от 200 Гц до 10 кГц), называют областью средних частот. Нижней  $f_H$  и верхней  $f_B$  граничными частотами называют такие, на которых  $G$  уменьшается до заданного (допустимого) значения  $G_{\text{доп}}$  относительно коэффициента усиления на средних частотах. Область частот от  $f_H$  до  $f_B$  - рабочий диапазон частот, или полоса пропускания.

Коэффициенты частотных искажений на низших  $G_H$  и высших  $G_B$  частотах

$$G_H = 20 \lg [K(f_H)/K_0], \quad G_B = 20 \lg [K(f_B)/K_0].$$

В многокаскадном усилителе общий коэффициент частотных искажений на любой частоте равен сумме коэффициентов частотных искажений в отдельных каскадах.

$$G_{\text{общ}} = G_1 + G_2 + \dots + G_n$$

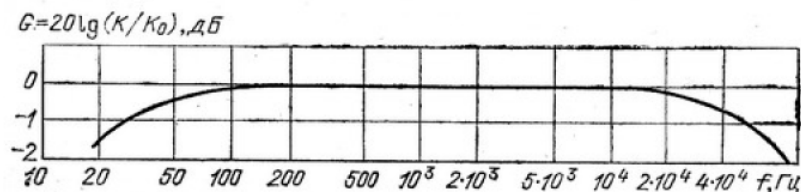


Рисунок 1. Амплитудно-частотная характеристика усилителя

Их взаимной коррекцией можно добиться, что усилитель в целом будет иметь плоскую АЧХ.



Фазовые искажения являются результатом вносимых усилителем фазовых сдвигов между различными частотными компонентами сложного звукового сигнала, вследствие чего искажается форма (Рисунок 2).

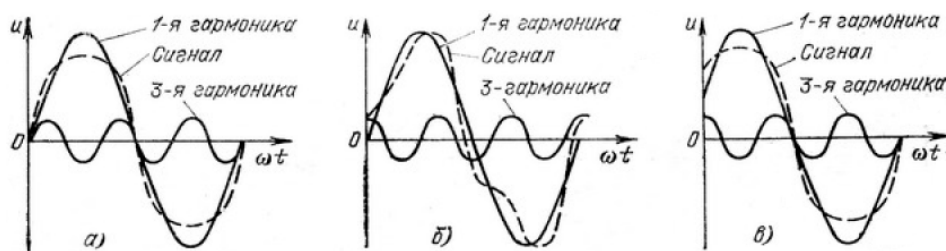


Рисунок 2. Искажение формы сложного сигнала при сдвиге фазы одной из его составляющих

Фазовые искажения в усилителе оценивают по фазочастотной характеристике (ФЧХ). Эта характеристика представляет собой зависимость фазового сдвига  $\Delta\varphi$  выходного напряжения (тока) относительно входного от частоты при действии на входе усилителя синусоидального сигнала [2].

ФЧХ представляет собой линейную зависимость фазового сдвига от частоты:

$$\Delta\varphi(f) = -2\pi \cdot t_3 \cdot (f - f_0)$$

где  $t_3$  – групповое время запаздывания.

Групповое время запаздывания представляет собой производную по частоте ФЧХ, т.е.  $t_3 = d\varphi(f) / (2\pi df)$ .

Количественной оценкой фазовых искажений служит нелинейность ФЧХ реального усилителя, равная разности между реальной ФЧХ усилителя и аппроксимирующей ее линейной функцией в рабочем диапазоне частот. Аппроксимировать ФЧХ удобнее ломаной линией, образованной прямолинейными отрезками (на рис. 3 отмечены цифрами 1, 2, 3).

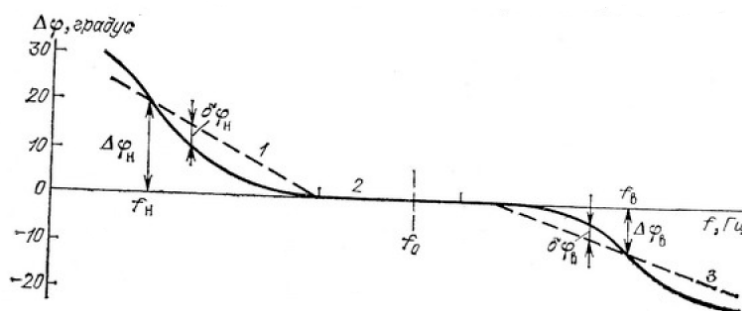


Рисунок 3. Фазо-частотная характеристика усилителя

По абсолютному значению фазовых сдвигов на низшей  $\Delta\varphi_H$  и высшей  $\Delta\varphi_в$  частотах судят об устойчивости усилителей с глубокой обратной связью.

#### Анализ по переменному току

Проанализировав получившиеся графики АЧХ (Рисунок 4) и ФЧХ (Рисунок 5) можно сделать следующие выводы.

На частоте от 1 до 10 Гц на АЧХ видим увеличение усиления на величину около 7,5 дБ, что является неплохим показателем для усилителей. Далее мы наблюдаем практически постоянство амплитуды, лишь на частоте более 10 кГц наблюдается спад, что обусловлено граничной верхней частотой данного усилителя [3].

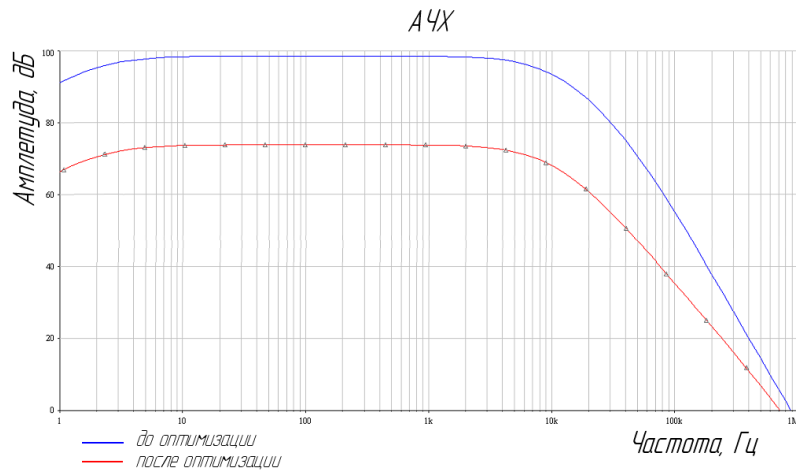


Рисунок 4. График амплитудно-частотной характеристики

Спад усиления в области нижних и верхних частот наблюдается из-за наличия реактивных элементов и частотных свойств транзистора.

На ФЧХ наблюдаем изменение фазы в диапазоне рабочих частот (5 Гц-5кГц) от 25° до -25°, что вполне приемлемо для усилителей (Рисунок 5).

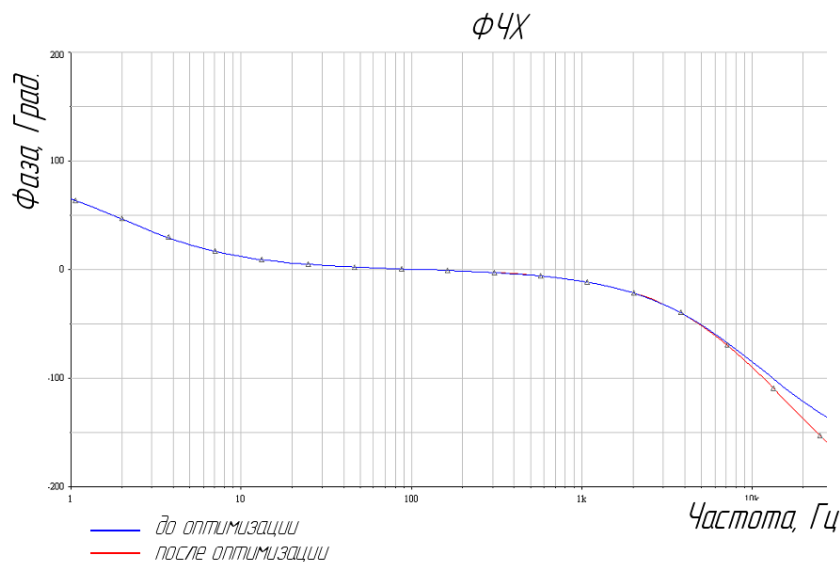


Рисунок 5. График фазо-частотной характеристики

В состав блока контроля, сигнализации и питания комплекса защиты информации входят:

- узел питания (УП)
- узел контроля и сигнализации (УКС)

– узел источников шума (УИШ).

УП предназначен для преобразования постоянного питающего напряжения ( $60\pm 6$ ) В в постоянное напряжение 24 В – для питания усилителей мощности, и  $\pm 12$  В – для питания датчиков шума (ДШ) всех модулей ГШ и других элементов схемы.

УП в блоке контроля, сигнализации и питания комплекса защиты информации состоит из двух преобразователей напряжения.

Первый преобразователь предназначен для преобразования постоянного напряжения внешнего источника от ( $60\pm 6$ ) В в постоянное стабилизированное напряжение 24 В.

Второй преобразователь предназначен для преобразования стабилизированного напряжения 24 В в постоянные стабилизированные напряжения +12 В и минус 12 В.

УИШ содержит два независимых шумовых канала, каждый из которых состоит из датчика шума, усилителя и нелинейного узла. Выходы нелинейных узлов запараллелены и подключены к контактам выходных разъемов, на которые распаиваются экраны кабеля.

Как говорилось ранее, генератор шума (рисунок 6) состоит из трех частей: датчика шума, усилителя и нелинейного узла. Датчиком шума выступает операционный усилитель DA1 с делителем R2, R3. Генерация шумов в данном блоке происходит при помощи резистора R1. Конденсаторы C1 и C2 являются блокировочными, а C3-C6 – фильтром питания. На операционном усилителе DA2 происходит усиление сигнала по амплитуде, а далее на транзисторе VT1. Также, в цепи питания стоят дроссели L1 и L2, которые исключают помехи, а L3 сглаживает форму полезного сигнала. Нелинейным узлом в данной схеме является сама нагрузка, которая выступает в качестве сигнальных проводов.

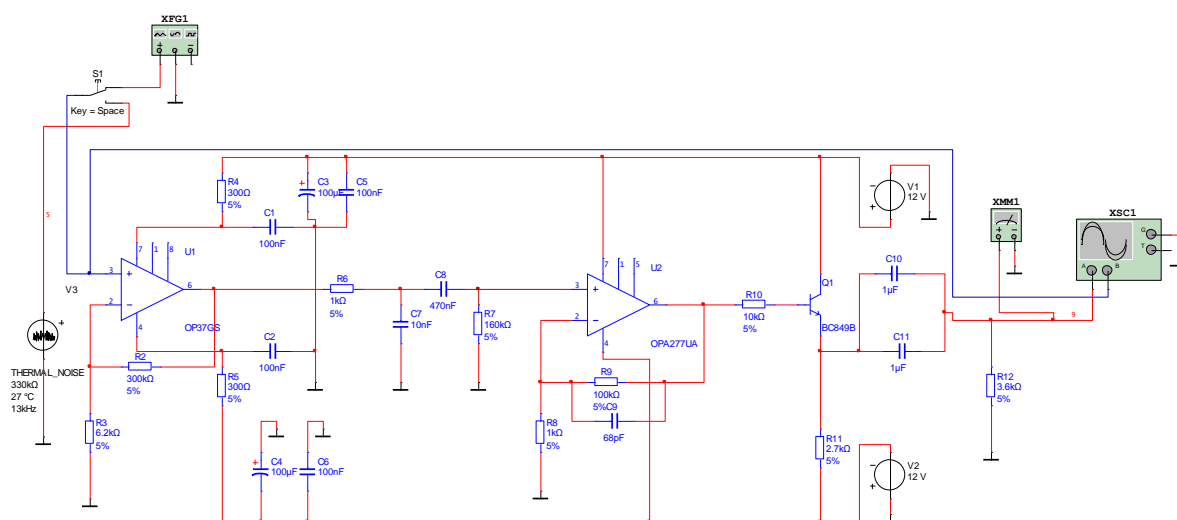


Рисунок 6. Схема генератора шума

### Список литературы

[1]. Анурьев В.И. Справочник конструктора-машиностроителя: В 3 т. Т. 1. – 7-е изд., перераб. и доп. – М.: Машиностроение, 1992. – 816 с.: ил.

[2]. Боровиков С.М. Теоретические основы конструирования, технологии и надежности. – Мн.: Дизайн ПРО, 1998. – 336 с.: ил.

[3]. Зайцев А. К., Андреев В. В. Расчет конструкции РЭС на действие вибраций: методическое пособие к проведению практических занятий по курсу «Теоретические основы конструирования и надежности». – Калуга, 2002 г. – 17 с.: ил.

**Шавернев Виктор Александрович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: barus625@gmail.com

**Мазин Анатолий Викторович** – д-р техн. наук, заведующий кафедрой «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mazinav@yandex.ru

И.С. Герасимова

## **ОБЗОР СУЩЕСТВУЮЩИХ ПРОГРАММНЫХ ПРОДУКТОВ, ТЕСТИРУЮЩИХ САЙТЫ НА ПРЕДМЕТ SQL-АТАК**

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

В настоящее время количество веб-ресурсов неуклонно возрастает, как в сети Интернет, так и на внутренних ресурсах предприятий в решении задач из разных областей, что привело к усложнению не только архитектуры приложений, но и их организации [5]. Такие изменения требовали новых решений, относящихся к вопросам безопасности Web-приложений. Обеспечение должной безопасности Web-приложений – это очень важная, актуальная и не простая задача. Тестирование безопасности обеспечивает обратную связь команде разработчиков приложений о состоянии продукта. Согласно ISO 9126 тестирование безопасности является частью функционального тестирования. SWEBOOK определяет тестирование безопасности как проверку того, что программное обеспечение защищено от внешних атак: в частности, включает проверки конфиденциальности, целостности и доступности систем и их данных [1].

По данным компании Positive Technologies за 2016 год наиболее часто в Web-приложениях встречались такие атаки как «Внедрение операторов SQL» – у 84% исследованных сайтов были обнаружены высокие, критические и срочные риски [2]. Большинство данных атак эксплуатируют критически опасные уязвимости и могут привести к полной компрометации Web-приложения или сервера.

SQL-инъекция (англ. SQL-injection) – это разновидность атаки для получения несанкционированного доступа к базе данных, для получения информации напрямую из базы данных, взлома сайтов и программ, работающих с базами данных, основанный на внедрении в запрос произвольного SQL-кода [6]. Такой вид атаки становится возможным благодаря общей грубой ошибке большинства программистов: их программы получают данные от клиента и выполняют SQL-запросы с этими данными без предварительного синтаксического анализа и проверки полученных данных.

Согласно статистике, приведенной на рисунке 1, проблема защиты Web-приложений достаточно актуальна. Это свидетельствует о том, что необходимо проводить постоянный анализ защищенности Web-приложений. Это можно сделать как вручную (анализируя исходный код), так и с помощью специализированных программных средств, так называемых сканеров безопасности.

Существуют множество сканеров безопасности, от бесплатных продуктов, до корпоративных анализаторов защищенности Web-сайтов. Сканеры также отличаются скоростью работы – от нескольких минут до не-

скольких часов. Это связано с различными алгоритмами поиска уязвимостей. Соответственно продукты отличаются и качеством.

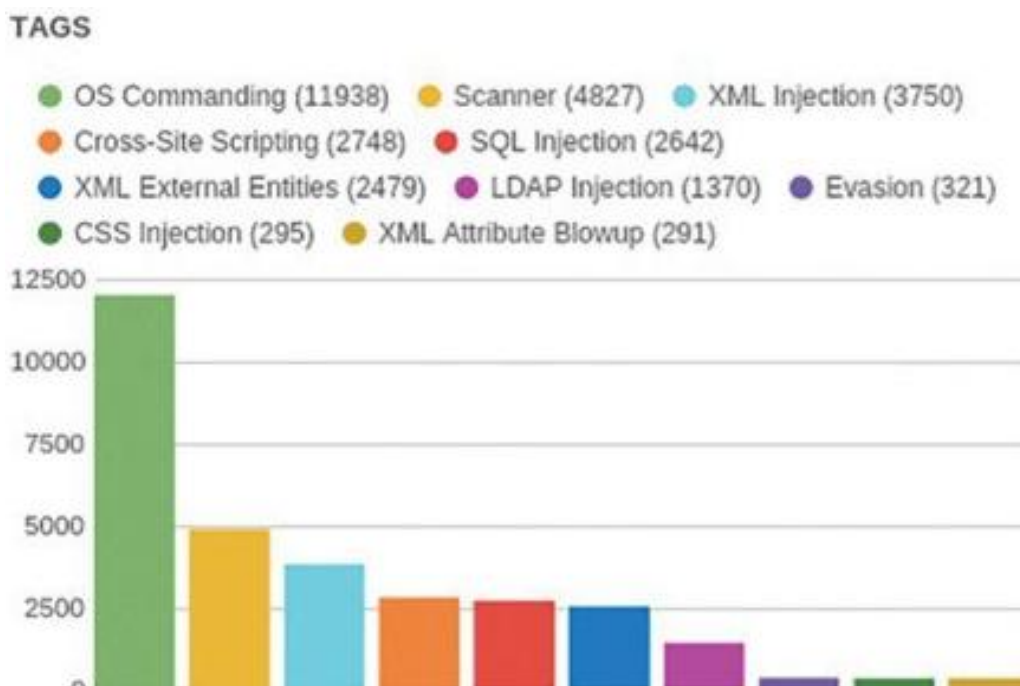


Рисунок 1 – Распределение атак по категориям [2]

Рассмотрим подробнее и сравним существующие сканеры безопасности Web-приложений.

1. Nikto – веб-сканер с открытым исходным кодом, проверяющий Web-серверы на наличие известных уязвимостей (SQL-инъекции, XSS и другие), а также на наличие неправильной конфигурации, файлов исполняемых сценариев, устаревших модулей программного обеспечения. Среди особенностей стоит отметить высокую скорость работы, наличие онлайн-версии, однако из-за того, что поиск уязвимостей ограничен сравнительно небольшой базой данных, сканер выдает много ложных срабатываний, а также пропускает реальные уязвимости.

2. Sqlmap – свободно распространяемое программное обеспечение с открытым исходным кодом. Данная программа предназначена для автоматизированного сканирования уязвимостей SQL и их эксплуатации. Таким образом Sqlmap является средством двойного назначения - тестирование собственных ресурсов и взлом чужих. За использование данного ПО в целях тестирования не собственных ресурсов грозит уголовная ответственность в соответствии с УК РФ (ст. 272 УК РФ "Неправомерный доступ к компьютерной информации", ст. 273 УК РФ "Создание, использование и распространение вредоносных программ для ЭВМ", ст. 274 УК РФ "Нарушение правил эксплуатации ЭВМ, системы ЭВМ или их сети"). Среди особенностей стоит отметить многофункциональность сканера, наличие онлайн-версии, однако он имеет ряд недостатков: сложность работы с консольной

версией программы, отсутствие функции отправки отчета о найденных уязвимостях, обязательная установка интерпретатора Python не ниже версии 2\*, отсутствие руководства пользователя на русском языке, не исключена возможность ложных срабатываний из-за игнорирования доступа к некоторым страницам.

3. W3af – бесплатная платформа с открытым исходным кодом для проведения тестирования безопасности Web-приложений. Сканер способен идентифицировать более 200 уязвимостей, в том числе межсайтовый скриптинг, SQL-инъекции. Среди особенностей можно выделить: широкий спектр плагинов, высокая скорость работы, информативный отчет о результатах сканирования, к недостаткам можно отнести: неустойчивую работу под ОС Windows сложность работы с консольной версией программы, отсутствие руководства пользователя на русском языке.

4. Acunetix Web Vulnerability Scanner (AWVS) – автоматизированный инструмент для поиска уязвимостей в Web-приложениях, позволяющий проводить аудит безопасности, проверяя Web-приложение на межсайтовый скриптинг, SQL-инъекции, и другие уязвимости. Является платным продуктом, работающим исключительно под ОС Windows, который позволяет сканировать любой сайт или Web-приложение, доступное через Web-браузер и работающее по http/https протоколу. AWVS имеет много автоматических функций, а также инструментов, запускающихся вручную. Однако данное программное обеспечение имеет следующие недостатки: сканирование занимает достаточно большое количество времени, англоязычный интерфейс, отсутствие документации на русском языке, а также полная версия данного программного модуля является платной [4].

5. Netsparker – платный инструмент для поиска уязвимостей, таких как SQL Injection и Cross-Site Scripting (XSS), предназначен для всех типов веб-приложений. Доступны решения как с графическим интерфейсом, так и облачное решение Netsparker Cloud. Среди особенностей стоит отметить: поддержка веб-ресурсов, использующих механизм защиты ANTI-CSRF TOKEN, полная поддержка HTML 5, AJAX / JAVASCRIPT, по результатам тестирования оценивается состояние продукта, предоставляется информация о найденных уязвимостях. К недостаткам данного продукта следует отнести: небольшую скорость тестирования (тестовый сайт был проверен более чем за 15 мин), отсутствие подробного отчета о сканировании, а также функции его отправки на электронную почту пользователя, отсутствие документации на русском языке, а также факт того, что полная версия данного программного продукта является платной.

Для сравнения качества сканирования Web-сайта на возможность проведения атак типа SQL-инъекция, было проведено тестирование работы каждого из рассмотренных сканеров безопасности на примере тестового сайта <http://sqlidemo.altervista.org>. Результаты сравнительного анализа ПО, приведены в таблице 1.

Сравнительный анализ рассмотренных сканеров безопасности

|                            | NIKTO           | SQLMAP          | W3AF   | AWVS        | NETSPARKER |
|----------------------------|-----------------|-----------------|--------|-------------|------------|
| Время сканирования         | 3 мин<br>34 сек | 4 мин<br>28 сек | 57 сек | 13,5<br>мин | 17 мин     |
| Найденные SQL-уязвимости   | 8               | 19              | 1      | 26          | 28         |
| Формирование отчета        | лог             | лог             | +      | +           | +          |
| Выгрузка подробного отчета | -               | -               | +      | +           | +          |
| Лицензия, 1 год, руб.      | 0               | 0               | 0      | 374 136     | 126 750    |
| Установка                  | +               | +               | +      | +           | +          |
| Доп. установки             | Perl            | Python          | Python | -           | -          |
| Доп. функции               | +               | +               | +      | +           | +          |
| Интерфейс, документация    | en              | en              | en     | en          | en         |

Все вышеперечисленные программные продукты выполняют одну общую задачу: сканирование Web-приложений на уязвимости. Каждая из рассмотренных программных продуктов выполняет поиск уязвимостей для реализации атак типа SQL-инъекция согласно своему алгоритму с разным временем работы. Следовательно, для более тщательного всестороннего тестирования Web-приложений следует использовать одновременно несколько инструментов.

### Список литературы

- [1]. «Инструменты для тестирования безопасности». Chronicles of Inspiring Testing. – Режим доступа: <http://testerchronicles.ru/security-testing-tools/> (дата обращения 20.02.18)
- [2]. Веб-безопасность. Сборник исследований по практической безопасности Positive Research, 2017 С.36-52
- [3]. W3af User Guide – Режим доступа: <http://w3af.sourceforge.net/documentation/user/w3afUsersGuide.pdf> (дата обращения 20.11.17)
- [4]. Finding the right web application scanner; why black box scanning is not enough – Режим доступа: <http://www.acunetix.com/websitesecurity/rightwvs.htm> (дата обращения 20.11.17)
- [5]. Празян К.А., Лачихина А.Б. Классификация атак SQL-инъекций. Типовые примеры классических атак. Вопросы радиоэлектроники, №10, 2015, С.88-93.
- [6]. Статья «Внедрение SQL-кода» // Википедия. [2017-2017]. Дата обновления: 07.06.2017. URL: [https://ru.wikipedia.org/wiki/%D0%92%D0%BD%D0%B5%D0%B4%D1%80%D0%B5%D0%BD%D0%B8%D0%B5\\_SQL-%D0%BA%D0%BE%D0%B4%D0%B0](https://ru.wikipedia.org/wiki/%D0%92%D0%BD%D0%B5%D0%B4%D1%80%D0%B5%D0%BD%D0%B8%D0%B5_SQL-%D0%BA%D0%BE%D0%B4%D0%B0) (дата обращения: 19.10.2017).

**Герасимова Ирина Семеновна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [www.irina.net@yandex.ru](mailto:www.irina.net@yandex.ru)



Ю.С. Носова, А.В. Бурмистров

## ПРОБЛЕМЫ ВОССТАНОВЛЕНИЯ УТРАЧЕННЫХ ПАРОЛЕЙ

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

Многие пользователи не раз сталкивались с тем, что не могут вспомнить пароль. Для решения этой проблемы разработчики используют специальные формы по его восстановлению. Но создание безопасно работающей формы восстановления нетривиальная задача. Рассмотрим, как справляться с этой проблемой и на что нужно обратить внимание, чтобы правильно подобрать пароль в своём приложении.

Прежде чем говорить об утерянных паролях, не лишним будет напомнить, что существует 3 способа хранения паролей в базе данных:

1. Незашифрованный пароль. Пароли хранятся в одном столбце и находятся в открытом доступе.
2. Зашифрованный пароль. Как правило, используется симметричное шифрование (один ключ для шифрования и дешифрования), зашифрованные пароли хранятся в одном столбце.
3. Хеширование. Является односторонним процессом, пароль надежно сопровождает «соль» – строка данных, которая передается хеш-функции вместе с паролем.

Первый способ, наиболее простой в реализации, является абсолютно небезопасным. Любая уязвимость или неосторожное действие администратора могут привести к тому, что все пароли окажутся в открытом доступе. Поэтому никогда не следует хранить пароли в незашифрованном виде.

Применение зашифрованных паролей более надёжный способ их хранения в базе данных, но все равно имеет ряд недостатков. Основная проблема этого метода заключается в шифровании и дешифровании. В случае если злоумышленнику удастся взломать один шифр, то все пароли окажутся читаемыми. Одним из способов взлома шифра является видоизменение исходного кода при наличии какой-либо уязвимости, что приведет к дешифрации паролей и они также станут общедоступными.

Другой способ – взлом шифра во время резервного копирования базы данных. Ключ шифрования может быть перехвачен злоумышленником, и все пароли также становятся скомпрометированы.

Хеширование – это односторонний процесс. Эта особенность позволяет обеспечить невозможность восстановления исходных данных с помощью какого-либо эффективного алгоритма. Для того, чтобы предотвратить атаки с помощью таких инструментов, как радужные таблицы, следует добавить случайности в этот процесс с помощью модификатора или «соли». Радужная таблица создается построением цепочек возможных паролей. Каждая цепочка начинается со случайного возможного пароля, затем подвергается действию хеш-функции и функции редукции. Данная функция преобразует результат хеш-функции в некоторый возможный па-

роль. Промежуточные пароли в цепочке отбрасываются и в таблицу записывается только первый и последний элементы цепочек. Данная операция продолжается, пока не будет найдено совпадение. В итоге получается таблица, которая может с высокой вероятностью восстановить пароль за небольшое время. Суть «соли» заключается в том, что, при использовании ее с паролем, найти подходящую строку в радужной таблице становится невозможным, так как таблица не содержит в себе паролей такой длины.

Однако если пользователю потребуется увидеть пароль в текстовом виде, то актуальным остается шифрование, а не хеширование [1].

Функция «напомнить пароль» позволяет пользователю вернуть доступ к системе в том случае, если пароль был забыт или утерян. Но так как пользователь хочет сохранить в безопасности свои данные, есть две причины, почему функция «напомнить пароль» (т. е. фактически отправить свой пароль) плохая идея:

1. Электронная почта – незащищенный канал передачи данных. К серверам, на которых сохраняются данные электронной почты, могут получить доступ злоумышленники, после чего они смогут легко читать и использовать полученную информацию.
2. Для того, чтобы получить доступ к ресурсу, пользователю не обязательно вспоминать свой старый пароль. Он может придумать себе новый пароль и сохранить его в настройках своей учетной записи. В таком случае пароль не будет пересылаться на электронную почту и сохраняться на сторонних серверах [2].

При восстановлении пароля немалую роль играет капча – компьютерный тест, используемый для того, чтобы определить, не является ли пользователь системы роботом. В контексте сброса пароля, капча уменьшает вероятность того, что функция сброса может быть вызвана искусственно с целью рассылки спама или проверки наличия учетных записей.

Конечно, сама по себе капча не является совершенной, существуют многочисленные прецеденты “подбора” ключа в пределах 60–70% [3].

Проблема «сброса пароля», заключается в том, что после «сброса» пароль становится на 100% зависимым от электронной почты. Если злоумышленник имеет доступ к электронной почте, то он с легкостью получит все учетные записи, которые, когда-либо были сброшены. Для злоумышленника электронная почта – это ключ к онлайн жизни пользователя [4].

Одним из способов снижения этого риска является внедрение «секретного вопроса» и ответа. Многие пользователи сталкивались с ситуацией, в которой перед сбросом пароля предлагается выбрать вопрос, на который только они должны знать ответ. Это обеспечивает гарантию того, что человек пытается выполнить сброс действительно собственной учетной записи.

Один из вариантов – позволить пользователю самостоятельно придумать свои вопросы. Но зачастую задаются слишком простые вопросы или вопросы, которые могут поставить людей в неудобное положение, когда пользователь использует ответ на секретный вопрос при обращении в центр поддержки. Лучше, когда сам сайт определяет секретный вопрос, точнее

предлагает на выбор несколько секретных вопросов. Безопаснее будет в том случае, если пользователь выбрал два или более вопроса при регистрации, которые затем могут быть использованы в качестве проверки личности.

Итак, из чего состоит надежный секретный вопрос:

1. Вопрос должен быть лаконичным.
2. Ответ должен быть конкретным – вопрос должен быть таким, чтобы один и тот же человек не смог ответить по-разному.
3. Возможные варианты ответов должны быть разнообразны – вопрос о чьем-то любимом цвете приведет к небольшому количеству возможных ответов.
4. Ответ должен быть постоянным во времени – если спросить у кого-то про любимый фильм, то через год ответ может уже измениться.

На самом деле, можно задать множество секретных вопросов, касающихся аспектов жизни. Но проблема заключается в этом, что сложно подобрать такой вопрос, чтобы ответ мог знать только пользователь [5].

Подводя итог, были рассмотрены способы хранения паролей, функция «напомнить пароль», роль капчи, принципы задания секретного вопроса и ответа на него. Необходимо подчеркнуть, что не следует хранить пароль в незашифрованном виде, и быть более бдительными при использовании функции «напомнить пароль». Так как незначительная ошибка приведет к взлому электронной почты и все ваши аккаунты станут доступны. Также стоит обратить внимание на применение «секретного вопроса», ведь с помощью него система может убедиться в том, что именно легальный пользователь забыл пароль, а не злоумышленник. Рекомендуются более обстоятельно подходить к выбору пароля и возможных последствиях его восстановления.

### Список используемой литературы

[1] *Хатырева А.С.* Анализ стойкости парольных систем. Современная математика и концепции инновационного математического образования. – 2015. – № 1. – С. 250–254.

[2] *Гребенников О.Г., Иваницкий А.В., Николаенко М.А., Гурьянова И.В.* Способы аутентификации и их уязвимости. Теория и практика современной науки. – 2016. – № 2. – С. 142–146.

[3] Breaking CAPTCHA with automated humans. [Электронный ресурс]. URL: <https://www.troyhunt.com/breaking-captcha-with-automated-humans/>

[4] *Сухова А.Р., Гатиятуллин Т.Р.* К вопросу о безопасности парольной защиты. Наука, техника и образование. – 2016. – № 1. – С. 82–84.

[5] *Женко А.А., Горбатенко О.В.* Выбор и защита вашего пароля. Теория и практика современной наук. – 2016. – № 11. – С. 310–312.

**Носова Юлия Сергеевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [yuliya-nosova1996@yandex.ru](mailto:yuliya-nosova1996@yandex.ru)

**Бурмистров Александр Викторович** – ассистент кафедры «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [burmistrov@bmstu.ru](mailto:burmistrov@bmstu.ru)

А.А. Корнеев, А.В. Мазин

## УСТРОЙСТВО ПОСТАНОВКИ ПОМЕХ В СИСТЕМАХ ЗАЩИТЫ ИНФОРМАЦИИ

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

С помощью электронных схем, в данное время, можно реализовать самые сложные идеи. Устройства постановки помех выпускаются в промышленных масштабах и предназначены для защиты от утечки информации с работающих радиоэлектронных устройств: компьютеров, мобильных телефонов и т.д. У таких устройств есть способность подавить любой информационный сигнал, который попадает в сферу их действия. Применение данных устройств целесообразно в военной промышленности, офисах или лабораториях, в общем, везде, где должен сохраняться особый режим секретности [1].

Использование активных шумовых помех (АШП) значительно снижает дальность действия РЛС, но при несогласованности параметров подавляемой станции и помехи, эффективность помехи значительно уменьшается, что говорит о необходимости согласования параметров помехи и подавляемой РЛС.

Максимальный радиус действия лоатора в условиях радиопротиводействия определяется следующим образом:

$$R_{\max}^4 = \frac{P}{g} \cdot \frac{t}{\omega} \cdot \frac{\sigma}{E/N_0} \cdot \frac{R_j^2 \cdot B_j}{P_j \cdot G_j},$$

где:

$P$  – мощность передатчика РЛС;

$g$  – уровень боковых лепестков, отнесенный к уровню главного лепестка антенны;

$t$  – время обзора сектора сканирования;

$\omega$  – угловой объем;

$\sigma$  – ЭПР цели;

$E/N_0$  – отношение энергии сигнала к мощности шума на единицу полосы, необходимое для надежного обнаружения;

$R_j^2$  – дальность до источника помехи;

$B_j$  – ширина спектра помехи;

$P_j$  – мощность помехи;

$G_j$  – коэффициент усиления по помехе.

По этой формуле можно построить зависимость максимальной дальности от ряда параметров, как самой РЛС, так и постановщика помех.

Известны многочисленные отечественные и зарубежные средства защиты и маскировки объектов за счет применения станций помех. Структурная схема постановщика АШП приведена ниже:

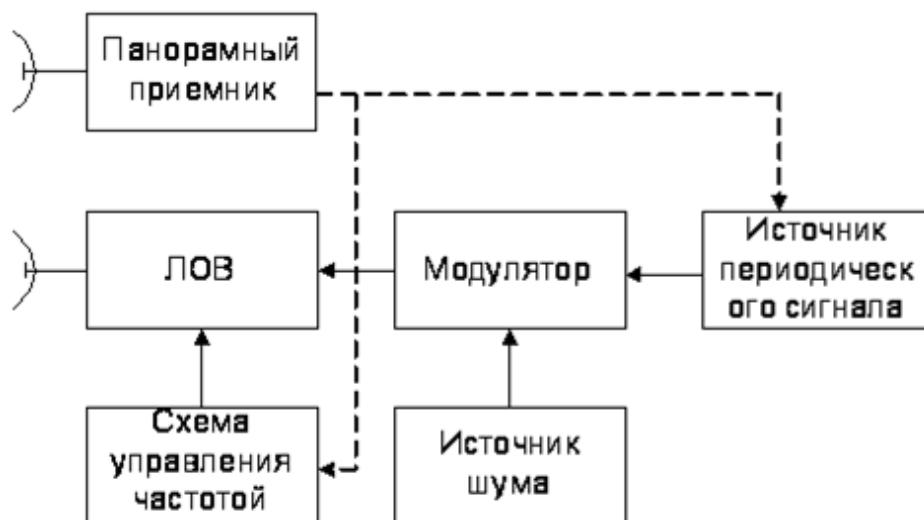


Рисунок 1 – Структурная схема постановщика АШП

Панорамный приемник осуществляет оценку параметров подавляемой радиолокационной станции (РЛС) и передает их на постановщик помех. Параметры излучения постановщика АШП должны корректироваться в соответствии с данными, полученными от панорамного приемника. Схема управления частотой обеспечивает перестройку постановщика активных помех (АП) в требуемом диапазоне частот [2]. Такой алгоритм работы постановщика АШП позволит максимально повысить его эффективность.

Система помехопостановки будет использовать передатчик АШП с необходимой мощностью излучения. Передатчик с такой мощностью излучения можно реализовать на борту летательного аппарата, а его эффективность при хорошем согласовании параметров АШП и РЛС будет высока.

Средства помехопостановки должны обеспечивать соответствующую скорость перестройки центральной частоты излучаемой помехи, чтобы эффективно отслеживать изменения параметров сигнала РЛС. Скорость перестройки постановщика помех должна быть больше максимальной скорости перестройки РЛС, кроме того, система постановки АП должна успевать оценивать параметры подавляемой РЛС. То есть «скоростные» требования, предъявляемые к постановщику помех, гораздо выше, чем подобные требования, предъявляемые к РЛС.

#### Литература:

[1] Евдокимов В.И., Гуменюк Г.А., Андриющенко М.С. Неконтактная защита боевой техники. СПб.: Реноме, 2009. 176 с.

[2] Бакулев П. А. Радиолокационные системы: Учебник для вузов. – М.: Радиотехника, 2004, 320 с., ил.

**Корнеев Александр Анатольевич** – аспирант КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: sas825@yandex.ru

**Мазин Анатолий Викторович** – д-р техн. наук, заведующий кафедрой «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mazinav@yandex.ru

К.А. Евраскина, О.Ю. Жарова

## **ЦЕНТРАЛИЗОВАННОЕ УПРАВЛЕНИЕ УЧЕТНЫМИ ЗАПИСЯМИ ПОЛЬЗОВАТЕЛЕЙ**

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

Процесс управления учетными записями и правами доступа пользователей в информационной системе предприятия осуществляется независимо для каждого из ее компонентов. При приеме на работу нового сотрудника его непосредственный руководитель связывается с руководителем подразделения информационных технологий с просьбой предоставить новому сотруднику доступ к необходимым информационным системам предприятия. Далее, по указанию руководителя подразделения, администраторы информационных систем (электронной почты, файловых серверов, прикладных систем, баз данных СУБД и пр.) создают новому сотруднику учетную запись и предоставляют необходимые права доступа. При увольнении сотрудника аналогичным образом осуществляется блокировка или удаление учетных записей сотрудника в информационных системах предприятия.

Даже при небольшом количестве информационных систем и пользователей объем этой рутинной работы достаточно велик. Кроме того, весьма велика вероятность ошибок – несвоевременное, неполное или, наоборот, избыточное предоставление доступа для пользователей, несвоевременная блокировка доступа для уволившихся сотрудников. Проведение аттестации прав пользователей в информационных системах предприятия при таком подходе становится достаточно трудоемкой задачей. Автоматизация управления учетными записями и правами доступа позволяет с одной стороны снизить нагрузку на администраторов информационных систем, с другой стороны повысить безопасность и управляемость информационной системы предприятия в целом за счет уменьшения влияния «человеческого фактора». Немаловажную роль также имеет аудит предоставления доступа пользователям к информационным системам предприятия - каким образом и когда пользователь получил те или иные права доступа к информационной системе.

С другой стороны, для пользователей часто является проблемой запоминание своих учетных данных для доступа к информационным системам и, тем более, периодическая смена паролей доступа. В результате, использование учетных данных пользователей часто не удовлетворяет политикам безопасности предприятия – пользователи записывают свои пароли на бумаге, на все информационные системы устанавливают одинаковый простой пароль.

В типичном случае исходными данными для системы управления учетными данными является база данных отдела кадров. При появлении

новой записи в этой базе (приеме на работу нового сотрудника) автоматически создаются учетные записи пользователя во всех целевых системах. Создание остальных учетных записей пользователей в целевых системах осуществляется на основе информации из базы данных отдела кадров. Например, если это сотрудник определенного подразделения, то его учетная запись с соответствующими политикам безопасности правами создается в тех системах, с которыми он должен работать. При увольнении сотрудника происходит обратный процесс – его учетная запись автоматически блокируется или удаляется во всех системах. Такой подход позволяет реализовать модель ролевого управления пользователями, которые автоматически получают необходимые им права на информационные ресурсы в соответствии с должностными обязанностями, определенными через включение их в соответствующие ролевые группы.

В ряде случаев политика безопасности предприятия требует, чтобы предоставление доступа к ресурсу было в явном виде одобрено или запрещено теми или иными ответственными лицами (руководителями подразделений, сотрудниками службы безопасности, администраторами ресурсов и т.д.). Например, для получения доступа к базе данных клиентов предприятия необходимо получить разрешение руководителя отдела по работе с клиентами и сотрудника службы безопасности. Для реализации подобных сценариев в состав системы управления учетными записями входит портал, на котором пользователь может подать запрос на предоставление доступа к необходимому информационному ресурсу и, тем самым, запустить цепочку рассмотрения предоставления доступа. Всем лицам, задействованным в этой цепочке, необходимо рассмотреть заявку и принять решение о предоставлении доступа. Если запрос будет одобрен, то на соответствующем информационном ресурсе автоматически будет создана учетная запись пользователя с необходимыми правами доступа. В случае отрицательного ответа пользователь будет уведомлен кем, когда и по какой причине в доступе было отказано.

Одной из ключевых задач подсистемы управления учетными записями является автоматическое изменение параметров или удаление учетных записей пользователей, которые уже не работают в компании или ушли в плановый отпуск, и не должны иметь доступ к ресурсу.

Архитектура решений для управления учетными записями позволяет иметь одно представление пользователя в различных системах и позволяет избежать повторного ввода идентификационных данных, связанных с этим ошибок и рассогласования учетных записей в корпоративных информационных системах.

Дополнительно система управления учетными записями позволяют установить единые для предприятия правила в отношении паролей на доступ к информационным ресурсам и уменьшить временные затраты адми-

нистраторов информационных ресурсов, связанные со сменой и восстановлением паролей пользователей.

Внедрение системы однократной регистрации позволяет повысить защищенность информационных систем предприятия, благодаря:

- внедрению парольных политик;
- уменьшению количества паролей, которые необходимо запоминать пользователям;
- сокрытию реальных паролей доступа к информационным ресурсам от пользователей;
- исключить простой пользователей при утере основного пароля; снизить нагрузку на ИТ-персонал, благодаря снижению числа обращений пользователей для смены или восстановления паролей.

В отличие от решений однократной аутентификации и централизованных систем управления учетными записями и правами доступа, решения усиленной аутентификации предназначены в первую очередь не для уменьшения административной нагрузки на ИТ-персонал и пользователей, а для повышения защищенности доступа к информационным системам предприятия. Решения усиленной аутентификации могут, как дополнять существующую систему управления учетными записями и правами доступа, так и использоваться отдельно в составе выбранных корпоративных приложений и операционных систем.

В отличие от стандартного доступа пользователей к системе с предъявлением имени пользователя и пароля, системы усиленной аутентификации изменяют порядок аутентификации: взамен предъявления пароля пользователь должен предъявить физический носитель – смарт-карту или токен, содержащий сертификат и секретный ключ пользователя. Пользователь должен уже не только предъявить данный носитель секретного ключа, но и ввести пин-код доступа к носителю, при этом ни секретный ключ, ни пин-код ни в каком виде по корпоративной сети не передаются. Отсутствие передачи секретного ключа и пин-кода через сеть значительно повышает безопасность процесса аутентификации, а использование единого секретного ключа в составе системы криптографической инфраструктурой открытых ключей позволяет легко интегрировать системы двухфакторной аутентификации с решениями однократной регистрации.

Централизованное управление доступом к информационным ресурсам позволяет:

- сделать аутентификацию пользователей более комфортной и безопасной;
- практически мгновенно обеспечивать доступ новых сотрудников к необходимым информационным ресурсам;
- так же быстро удалять учетные записи при увольнении сотрудника;
- уменьшить время, требующееся на то, чтобы предоставить пользователю доступ к информационным ресурсам;



- быстро выполнять аудит всех изменений учетных записей и связанных с ними прав доступа;
- легко разграничивать доступ к ресурсам в зависимости от должности и компетенции пользователя;
- уменьшить время, которое необходимо для восстановления забытых паролей, а также для выполнения повторяющихся однотипных задач;
- снизить расходы на IT-службу.

Еще одна важная особенность централизованного управления доступом – автоматическое получение данных о пользователе из любой системы, например из базы данных отдела кадров. Все перечисленное выше позволяет уменьшить затраты времени на обработку каждой отдельной учетной записи, сделать их управление более эффективным.

### Список литературы

[1]. *Васильков, А. В.* Безопасность и управление доступом в информационных системах / А.В. Васильков, И.А. Васильков. – М.: Форум, 2010. – 368 с.

[2]. *Девянин, П.Н.* Анализ безопасности управления доступом и информационными потоками в компьютерных системах / П.Н. Девянин. – М.: Радио и связь, 2006. – 176 с.

[3]. *Титоренко Г.А.* Информационные системы и технологии управления – М.: Юнити-Дана, 2010. – 592 с.

**Евраскина Кира Александровна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [evraskinakira@yandex.ru](mailto:evraskinakira@yandex.ru)

**Жарова Ольга Юрьевна** – ассистент кафедры «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [ouzharova@yandex.ru](mailto:ouzharova@yandex.ru)

А.А. Корнеев, А.В. Мазин

## **ЭЛЕКТРОМАГНИТНОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ PIN-ДИОДНЫХ ПЕРЕКЛЮЧАТЕЛЕЙ СВЧ ДИАПАЗОНА В СРЕДСТВАХ РАДИОЭЛЕКТРОННОЙ БОРЬБЫ (РЭБ)**

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

Мощный технологический прогресс последних десятилетий обусловил многие качественные изменения в технике информационных систем в радиоэлектронных системах (РЭС), а особенно этой модернизации подвергся СВЧ-диапазон. Специфика сложной комплексной борьбы РЭБ в частности такова, что в последнее время все устройства работают в сверхвысоких частотах [1]. Это достигается путем микро- и миниатюризации, что влечет за собой усложнение конструкции изделий РЭБ. При проектировании таких устройств необходимо электромагнитное моделирование МПЛ и КПЛ перед непосредственным изготовлением.

Целью данной работы является моделирование pin-диодных переключателей, работающих в СВЧ диапазоне, используемых в средствах радиоэлектронной борьбы.

Широкое распространение микрополосковых и копланарных линий объясняется их простотой и возможностью использования в монолитных СВЧ ИС. Выбор вида волны зависит от расчетных параметров, свойств подложки и от типа корпуса. Направляемые волны предпочтительнее применять в тонких подложках с высокой диэлектрической проницаемостью, толщина которых должна быть сравнима с длиной волны. Возникновение таких волн является нежелательным в антенных структурах.

На рисунке 1 показаны основные источники неоднородности в микрополосковой структуре, сильно осложняющие анализ схем. Тем не менее, результаты анализа таких структур при помощи интегральных уравнений близки к данным, полученным в процессе измерений. Как видно из рисунка, основными источниками неоднородности являются граничные условия на поверхности раздела воздух-диэлектрик, неполная металлизация подложки, тонкие проводящие слои и конечные размеры подложки. При проектировании планарных устройств важным фактором является эффективность распространения волн, которая связана с наличием диэлектрического слоя между линиями передач. В подложке часто возникают паразитные токи, ухудшающие рабочие характеристики линии. Ослабление сигнала в линии передач происходит, в основном, вследствие потерь в проводниках и диэлектриках, а также из-за излучений. Резистивная природа проводников заставляет сигнал проникать внутрь проводника. В СВЧ диапазоне плотность тока является максимальной на поверхности проводника, а по мере углубления внутрь проводника она уменьшается по экспоненциальному закону.

Толщина слоя, в котором происходит изменение плотности тока от максимального значения и практически до нуля, называется глубиной проникновения. В этом слое происходят основные тепловые потери и потери мощности, называемые омическими потерями. Глубина проникновения является функцией частоты  $f$  и удельного сопротивления материала  $\rho$ :

$$\delta = \frac{1}{2\pi} \left( \frac{\rho}{f} \right)^{1/2}$$

Обычно измеряется в дБ на см. Потери в проводящем слое микрополосковой линии обратно пропорциональны ширине линии и становятся значимыми, когда толщина подложки становится электрически малой. Омические потери значительно снижаются при увеличении толщины металла до нескольких глубин проникновения.

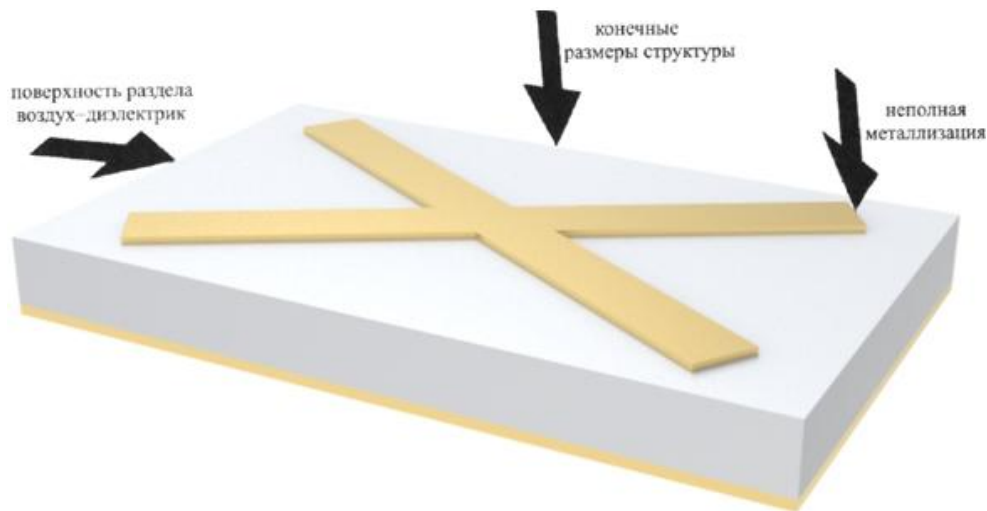


Рисунок 1 – Основные источники неоднородности в микроволновой структуре

Планарные линии передач также страдают от паразитного излучения вдоль длины линии или в местах разрыва. Потери на излучение могут быть снижены при проектировании линии, работающих только на основной волне. Но контролировать потери на излучение очень сложно из-за наличия в системе мест разрыва. Диэлектрические потери и потери на излучение могут быть снижены за счет уменьшения толщины диэлектрического слоя микрополосковой линии [2].

Произведем ЭМ-моделирование топологии переключателей при помощи специального ЭМ-симулятора, входящего в состав пакета MWO v.9. Ниже приведем пошаговую инструкцию выполнения моделирования. Создание общей топологии копланарных ЛП по необходимым размерам и вставка рпн-диодных переключателей представлены на рисунке 2:

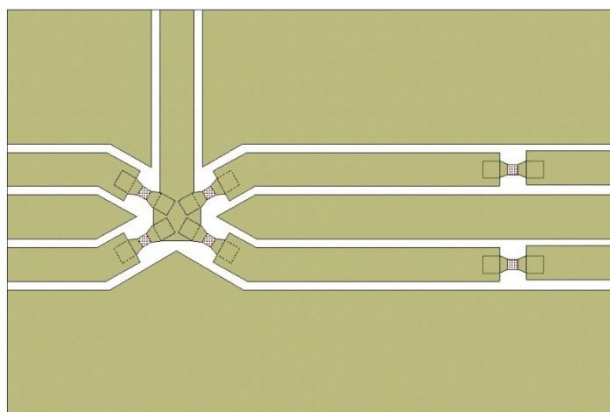


Рисунок 2 – Создание топологии переключателей

При электромагнитном моделировании топологии можно также получить визуализацию протекаемых ЭМ-токов и полей. Графики коэффициента стоячей волны по напряжению переключателей и ослабление сигнала представлены на рисунке 3:

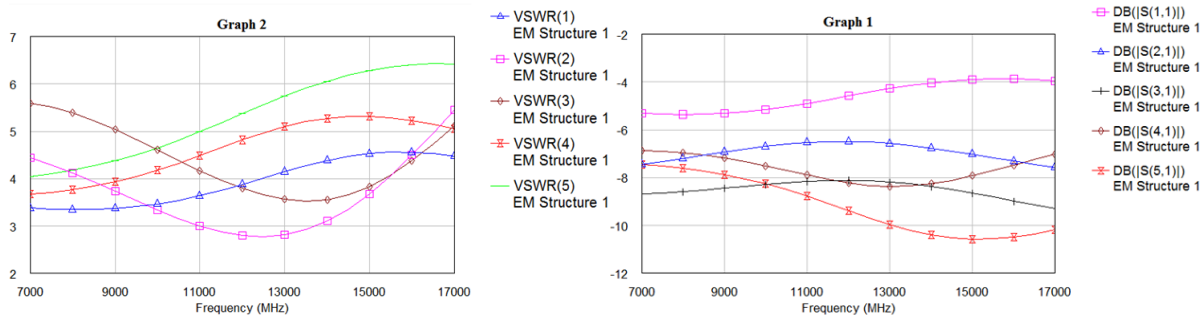


Рисунок 3 – Графики КСВН и ослабление сигнала

В результате моделирования топологии pin-диодных переключателей можно сделать следующий вывод: небольшое изменение геометрии приводит к значительным изменениям показателей затухания и КСВН. Путем уменьшения геометрических параметров в минимальном пределе можно добиться изменения в меньшую сторону КСВН на 1,5–2, а также потерь в линиях на 2–6 дБ. Следовательно, это позволяет значительно улучшить характеристики прибора в отдельности и системы РЭБ в целом.

### Литература:

[1]. Добыкин В. Д., Куприянов А. И., Пономарёв В. Г., Шустов Л. Н. Радиоэлектронная борьба. Силовое поражение радиоэлектронных систем. – М.: Вузовская книга, 2007. – 468 с.

[2]. Малорацкий Л. Г., Явович Л. Р. Проектирование и расчет СВЧ элементов на полосковых линиях. М., «Советское радио». 1972, 232 с.

**Корнеев Александр Анатольевич** – аспирант КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: sas825@yandex.ru

**Мазин Анатолий Викторович** – д-р техн. наук, заведующий кафедрой «Информационная безопасность автоматизированных систем» КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: mazinav@yandex.ru

## **СЕКЦИЯ 14.**

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

М.В. Потапов

## **АЛЬТЕРНАТИВНЫЕ СПОСОБЫ ПЕРЕДВИЖЕНИЯ ЛОКОМОБИЛЯ В СЛУЧАЕ ОТКАЗА ОСНОВНОГО ПРИВОДА**

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

Текущее содержание и ремонт пути являются обязательным условием эффективной работы железнодорожного транспорта. Главная задача текущего содержания пути – создание условий для обеспечения бесперебойного движения поездов с установленными скоростями и длительных сроков службы всех элементов пути. Текущее содержание пути осуществляется круглогодично и на всей сети железных дорог, включая участки, находящиеся в ремонте [1, 2].

Работы по содержанию пути выполняют с использованием разных механизированных путевых инструментов (МПИ), которые облегчают труд путейцев и многократно увеличивают его производительность.

Используемые путевыми бригадами МПИ осуществляют следующие операции для выполнения работ по текущему содержанию и ремонту пути: сверление отверстий и снятие фасок в рельсах, завинчивание и отвинчивание гаек и шурупов в рельсовых скреплениях, замена и распиливание шпал, уплотнение балласта и прочее [3, 4].

Устранять неисправности следует своевременно, пока они еще не представляют угрозы для безопасного движения поездов и не требуют слишком больших усилий для ликвидации. Все такие работы, подразделяемые на планово-предупредительные и неотложные, выполняют бригады рабочих по календарным графикам, которые составляют по данным тщательных проверок технического состояния пути и сооружений, учитывая местные условия и сезонные особенности.

Для доставки бригад и оборудования к месту ремонта используются автотрисы, которые представляют из себя моторные самоходные железнодорожные вагоны [5].

С недавних пор, помимо автотрис, стали использовать локомобили – автомобили на комбинированном ходу, способные передвигаться как по железнодорожному, так и по автомобильным путям. Их главным преимуществом перед автотрисами является возможность отправки бригады не только с железнодорожной станции, но и с любого железнодорожного переезда, что актуально для Сибирского и Дальневосточного федеральных округов, где расстояние между железнодорожными станциями достигает порядка 100 км. Локомобили изготавливают на базе автомобилей, посредством установки на раме автомобиля механизмов выдвижения железнодорожного шасси. Принцип постановки локомобили на железнодорожное шасси следующий при передвижении на автомобильном ходу локомобиль

подъезжает к рельсовому пути и, например, на переезде, становится непосредственно на головки рельсов. Далее железнодорожные шасси и начинают опускаться и опираться на поверхность катания рельсов. При достижении нижней точки выхода подвески привод шасси отключается и транспортное средство может передвигаться на автомобильном ходу по рельсам.

Привод выдвигания железнодорожного шасси может быть различным, но наибольшее распространение получил гидравлический привод, так как при всех равных условиях он дешевле, чем электропривод, и способен развивать большие усилия при относительно небольших размерах, хотя и не лишен недостатков: требует наличия резервуара для жидкости, двигателей, насосов (гидростанций), стравливающих клапанов, теплообменников и прочее, в связи с чем такие привода сложно разместить.

По железнодорожным путям постоянно осуществляется передвижение составов, поэтому работы по ремонту и обслуживанию пути по возможности не должны нарушать их график. В случае возникновения неработоспособного состояния локомотива на железнодорожном пути произойдет чрезвычайная ситуация. Возникнет необходимость вызова буксирующего транспорта и остановки движения по всей железнодорожной ветке. Это сопровождается большими экономическими потерями. Помимо прочего локомотив имеет специфическую конструкцию по отношению к железнодорожному транспорту, поэтому конструкция буксирующего транспорта должна предусматривать специальную сцепку для локомотива.

В связи с вышесказанным актуальной является задача по созданию резервного привода в локомотиве. Осуществление данной задачи возможно благодаря конструктивным особенностям локомотива, а именно наличию железнодорожного шасси, в котором можно разместить двигательные механизмы. В качестве двигательного механизма наиболее целесообразно использовать гидромоторы, так как в локомотиве размещена гидростанция, способная работать от источника постоянного тока – аккумулятора автомобиля.

При разработке резервного привода необходимо учитывать следующую особенность, заключающуюся в следующем: резервный привод не должен препятствовать работе основного привода локомотива. Если гидромотор будет иметь постоянную жесткую кинематическую связь с железнодорожным колесом, то возникнет сопротивление вращению колеса, вследствие чего колесо будет скользить по поверхности катания рельсов и быстро изнашиваться.

Исходя из особенностей конструкции железнодорожной части локомотива, гидромоторы целесообразно разместить в заднем подвесе. Разрабатываемая конструкция резервного привода будет состоять из следующих компонентов: гидромотора, приводного вала, электромагнитной муфты (ЭМ), ходового колеса, металлоконструкции заднего подвеса. Использо-

ние ЭМ обусловлено простотой и быстротой включения, а также незначительным расходом электроэнергии.

Принцип ее работы следующий: в штатном режиме, при движении локомотива от автомобильного привода, приводной вал работает как ось. На катушку ЭМ не подается напряжение. Кинематической связи между приводным колесом и гидромотором.

В случае отказа основного привода локомотива включается резервный привод. Водитель подает напряжение на катушку ЭМ и появляется кинематическая связь между гидромотором и приводным колесом. Далее включается гидромотор, с которого идет передача крутящего момента на ходовое колесо.

В работе рассмотрены принцип работы локомотива и вопрос доставки ремонтных бригад к месту проведения работ на железнодорожном пути. Предложен вариант конструкции резервного привода в локомотиве.

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

[4]. Шубин А.А., Витчук П.В., Смоленик А.Е. Варианты модернизации шпалоподбойки // Мир транспорта, 2015. Т. 13. № 6 (61). С. 78-87.

[5]. Соломонов, С.А. Путевые машины. [Электронный ресурс] / С.А. Соломонов, М.В. Попович, В.М. Бугаенко. – Электрон. дан. – М.: УМЦ ЖДТ, 2000. – 756 с. – Режим доступа: <http://e.lanbook.com/book/59212> – Загл. с экрана. (Дата обращения: 29.05.2017)

**Потапов Михаил Витальевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [michail.potapov109@yandex.ru](mailto:michail.potapov109@yandex.ru)



А.А. Дмоховский

## **ВЛИЯНИЕ ГЕОМЕТРИЧЕСКИХ ПАРАМЕТРОВ ШРЕДЕРА НА ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТЬ КОМПЛЕКСА ПО ПЕРЕРАБОТКЕ ШИН**

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

Давно известно, что изношенные автошины, вышедшие из эксплуатации, являются потенциальным источником загрязнения окружающей среды и нарушения экологии. Резиновые отходы от изношенных шин практически не подвергаются биологическому разложению, они разлагаются сотни лет. Следует отметить, что данные резиновые отходы являются огнеопасным материалом, и в случае возгорания огромного количества шин они могут нести угрозу отравления для всех, кто находится рядом, так как резина при горении выделяет канцерогенные токсины, например, бензопирен. Складирование на свалках приводит к размножению грызунов и насекомых, которые являются источниками опасных инфекций. Чтобы избежать ухудшения экологической ситуации в России и за рубежом обязательно требуется правильная утилизация, а именно переработка отходов [1].

В настоящее время применяются следующие способы переработки резиновых покрышек: сжигание, пиролиз и измельчение в крошку. Сжигание шин является неэффективным способом утилизации резиновых отходов [2].

Наиболее целесообразным является не сжигание, а вторичное использование отходов. Вторичная переработка позволяет использовать отходы в качестве сырья для производства продукции [3]. К примеру, из резиновой крошки изготавливают современное дорожное покрытие, детали для автомобилей, укрывной материал для строительства, новые покрышки [4].

*Человечество уже давно задумалось над тем, как перерабатывать изношенные автомобильные покрышки, которых с каждым годом становится все больше. Но и сегодня из общего числа всех покрышек в мире перерабатывается лишь около 20%, хотя способы утилизации шин уже существуют. И на некоторых из них даже можно заработать, попутно улучшая экологическую обстановку. Сделать переработку шин экономически выгодной в промышленных масштабах довольно сложно. Однако, данный комплекс – это вполне прибыльное производство.*

Для переработки шин в крошку используются шредеры. Они бывают нескольких видов: одновальные, двухвальные, четырехвальные.

Техническая характеристика шредеров

| Модель                            | двухвальный SGS-6090D | одновальный SGS-80120S |
|-----------------------------------|-----------------------|------------------------|
| Мощность двигателя (кВт)          | 15 x 2                | 18.5 x 2               |
| Скорость вращения ротора(об/мин)  | 41                    | 87                     |
| Количество роторов                | 2                     | 1                      |
| Модель                            | двухвальный SGS-6090D | одновальный SGS-80120S |
| Количество ротационных ножей (шт) | 25 x 2                | 46 x 1                 |
| Количество неподвижных ножей      | 0                     | 4                      |
| Диаметр и толщина ножа            | Ф260 x 18             | Ф280 x 20              |
| Размер камеры резки (мм)          | 600 x 900             | 800 x 1200             |
| Производительность (кг/ч)         | 500                   | 800                    |
| Уровень шума Дб(А)                | 85 ~ 90               | 90 ~ 95                |

В дальнейшем в исследовании с помощью программного обеспечения LabVIEW, планируется определить влияние геометрических параметров шредера (диаметр ножа, ширина одного ножа и тд.) на производительность и мощность комплекса по переработке шин, для того, чтобы при проектировании шредера учитывать влияние геометрических параметров, а также заложить возможность конфигурировать шредер для определенных целей. Моделирование объектов и процессов подъемно-транспортного машиностроения с определенной степенью визуализации результатов обеспечивается в среде LabVIEW [5, 6].

### Список литературы

- [1]. Официальный сайт: КакBiz.ru [Электронный ресурс] <http://kakbiz.ru/proizvodstvo/pererabotka-shin-v-kroshku-biznes-plan.html> (дата обращения: 20.05.2017);
- [2]. <http://vtorothodi.ru/pererabotka/pererabotka-rezinovyh-pokryshek> (дата обращения 20.03.2017)
- [3]. <http://imperial-prm.ru/stati/aktualnost-pererabotki-rezinyi> (дата обращения 20.03.2017)
- [4]. Официальный сайт: ведущий российский портал бизнес планов и руководств «Openbusiness.ru» [Электронный ресурс]. <https://www.openbusiness.ru/html/dop3/util.htm> (дата обращения: 22.05.2017)
- [5]. Мокин Д.Г. Применение среды LabVIEW при моделировании объектов и процессов подъемно-транспортного машиностроения. Известия ТулГУ. Технические науки, 2013, № 7-1, с. 195-198.
- [6]. Витчук П.В., Мокин Д.Г. Методика расчета лифтового ограничителя скорости с инерционным роликом. Вестник МГСУ, 2016, № 7, с. 133-141.

**Дмоховский Андрей Алексеевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: 486712@gmail.com

В.В. Корев

## **ВНЕДРЕНИЕ АВТОМАТИЧЕСКИХ СИСТЕМ ТЕХНИЧЕСКОГО ДИАГНОСТИРОВАНИЯ В БАШЕННЫЕ КРАНЫ**

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

**Формулировка проблемы и её актуальность.** Анализ литературы и статистики аварий башенных кранов в интернете показал, что остался высокий процент травматизма и аварий при эксплуатации башенных кранов. Башенный кран, по сравнению с другими видами подъемных механизмов, наиболее подвержен обрушению. Это объясняется особенностями его конструкции, поэтому башенный кран обладает высокой чувствительностью к условиям эксплуатации. Эффективность, качество работы и безопасность башенных кранов зависит от качества функционирования устройств автоматики и механизмов в целом. Отказы этих устройств могут не только приводить к задержкам в работе крана, но и становиться причиной аварий, крушений и катастроф, т.е. серьезных нарушений безопасности. Именно поэтому следует поддерживать высокий уровень надежности в процессе их эксплуатации [1].

**Поиск оптимального решения.** Используя принцип работы автоматических систем технического диагностирования и мониторинга устройств железнодорожной автоматики и телемеханики [2, 3]. Была поставлена задача внедрить эту систему в башенный кран, то есть максимально снизить процент аварий и позволить в автоматическом режиме контролировать техническое состояние устройств, выдавать информационные сообщения в случае отклонения параметров от допустимых норм, находясь в кабине крана, получив при этом максимальный эффект работы крана и его безопасную эксплуатацию. Основными задачами автоматического технического диагностирования являются: контроль технического состояния объекта (системы); поиск места и определение причин отказа (неисправности); прогнозирование технического состояния объекта (системы). Основная доля предлагаемой диагностической системы основана на диагностике подшипниковых узлов, позволяющей своевременно выявлять дефекты на основе высокочастотной вибрации [4].

Установка данной системы на башенный кран позволит диагностировать подшипники качения, подшипники скольжения, различные виды редукторов ременные и цепные передачи, различные типы электродвигателей и муфт, а также определить следующие виды дефектов: дисбаланс, неуравновешенность валов, износ подшипников качения и скольжения, удары, дефекты зацепления зубчатых передач, вибрации редукторов, двигателей и ОПУ.

Первичные преобразователи (датчики вибрации, частоты вращения, температуры, силы тока, механических величин и др.) устанавливаются на контролируемом оборудовании. Монтаж первичных преобразователей осуществляется при помощи шпилек, болтов, магнитов или специальных стоек при соответствующем исполнении датчика. Датчики соединяются с коммутационными коробками, кабели находятся в бронерукаве. При необходимости может быть организована передача данных с измерительных блоков на сервер по Wi-Fi или радиоканалу. Коммутационные коробки обеспечивают ремонтпригодность оборудования, позволяют осуществлять быстрый монтаж и демонтаж диагностируемых узлов. Коммутационные коробки соединяются с блоком обработки сигналов (БОС), который помещается в дополнительный защищенный шкаф в непосредственной близости к диагностируемому оборудованию [5]. К БОС могут быть подключены до 20 различных датчиков. По проводному или беспроводному каналу связи производится передача результатов диагностирования в сервер системы, который обеспечивает хранение, аналитическую обработку и передачу информации внешним пользователям или вывод ее на экран крановщика.

Рассмотрим методику вибродиагностики электродвигателей на примере механизма подъема башенного крана. Для выявления неисправностей оборудования применялись вибродиагностические приборы, выпускаемые фирмой "ИНКОТЕС", вибродиагностическая система ДСА-2001 (2-х канальный анализатор сигналов) и 3-х канальный сборщик-анализатор вибросигналов "СМ-3001". Датчик вибрации (акселерометр) следует устанавливать со стороны муфты, вблизи подшипнику электродвигателя. Поверхность должна быть очищенной от масла и смазки, быть гладкой, неокрашенной, ровной и большей по размеру, чем основание самого акселерометра. Для получения более точных показаний, датчик крепят посредством просверленного резьбового отверстия непосредственно к корпусу машины. Измерения можно проводить в вертикальном, поперечном и осевом направлении на опорных подшипниках. Большая достоверность измерений достигается при одновременном измерении сразу трех вибросигналов. Сигнал, полученный с датчика вибрации, передается на виброанализатор. Наилучшие результаты вибродиагностики электрических машин достигаются с помощью виброанализаторов, с разрешением, как минимум, 3200 линий, и возможностью регистрации вибросигналов в течение 10-20 секунд (это необходимо для разделения дефектов механической и электромагнитной природы). Полученный спектр показан на рис. 1.

Анализ проведен с использованием окна Flat Top, фильтрации (детектирования) огибающей, 8-ми кратного линейного усреднения. Система автоматически определяет наличие дефекта и сообщает об этом на экран оператора. Анализируя полученный спектр, система выявила неисправность: развитый дефект (разрушение дорожки) внутреннего кольца под-

шипника. Боковые полосы возникают, когда тела качения прокатываются по дефектам, при этом зона максимальной нагрузки на тела качения то совпадает, то не совпадает с местом расположения дефектов. Устранить данный дефект можно только заменой подшипника.

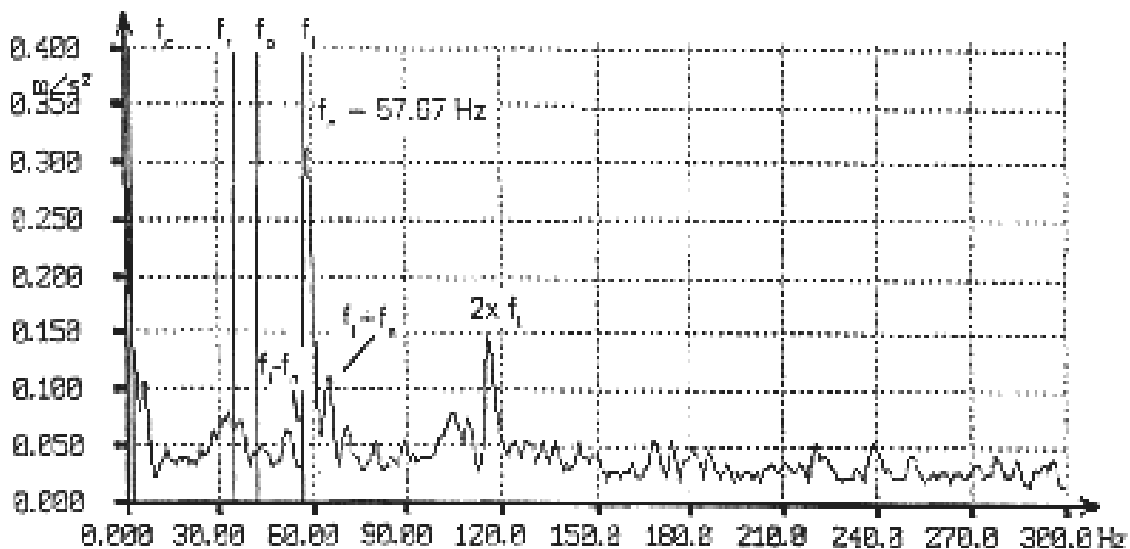


Рис. 1. Спектр виброускорения

Под каждый конкретный вид диагностируемого оборудования прорисовывается мнемосхема, представленная на рисунке 2, на которой выделяются контролируемые узлы. Для удобства предоставления информации оператору, по результатам диагностики узлы со слабыми дефектами выкрашиваются в зеленый цвет, узлы с средними дефектами - в желтый, узлы с явными дефектами - в красный. Величина общего уровня вибрации обозначается цифрами. Также на мнемосхеме отмечены места установки датчиков.

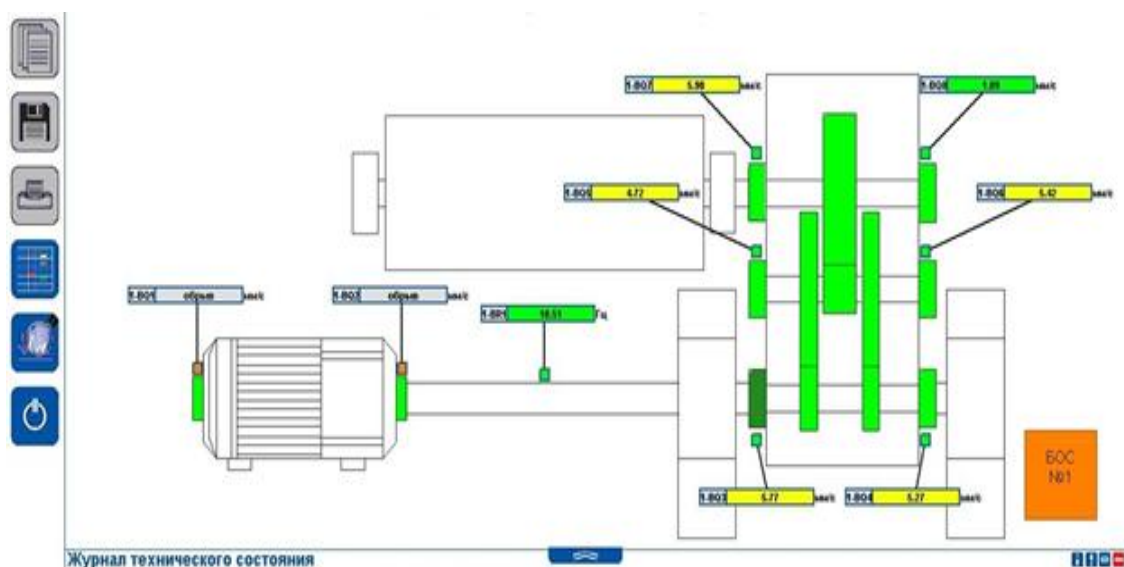


Рис. 2. Мнемосхема

**Заключение.** Данная система позволяет контролировать узлы ГПМ в режиме реального времени. Крановщик сможет наблюдать на экране в кабине работоспособность всех узлов. Это позволит снизить количество поломок, аварий и предотвратить их появление на ранних стадиях. Безопасность эксплуатируемой строительной техники и, в первую очередь, такой сложной и тяжелой, как башенные краны - один из важнейших аспектов безопасности всей строительной отрасли.

### **Список литературы**

[1] Ройман В.М., Умняков Н.П., Чернышева О.И. Безопасность труда на объектах городского строительства и хозяйства при использовании кранов и подъемников: учеб. пособие. – М.: Издательство АСВ, 2007. 175-178 с.

[2] Нестеров В.В. Центр диагностики и мониторинга устройств ЖАТ. Нестеров В.В, Першин Д.С. Автоматика, связь, информатика. 2009. № 1. 29–31 с.

[3] Хабаров В.Н., Мокин Д.Г., Филин В.И., Вершинский А.В. Система вибродиагностики подшипников буксовых узлов колесных пар путевых машин на стендах и в эксплуатации. Тяжелое машиностроение, №7, 2007, с. 40-41.

[4] Мокин Д.Г. Диагностирование подшипниковых узлов крановых букс. Безопасность труда в промышленности, №6, 2014, с. 61-63.

[5] Абрамов О.В. Мониторинг и прогнозирование технического состояния систем ответственного назначения. 2011. № 2 (28). С. 4–15.

**Корев Виктор Викторович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: ingener.victor@yandex.ru

А.А. Косенко, М.Ю. Леонтьев

## ВОССТАНОВЛЕНИЕ ГИЛЬЗ ГИДРОЦИЛИНДРОВ МЕТОДОМ ПЛАЗМЕННОГО НАПЫЛЕНИЯ

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

Рабочая поверхность гильз гидроцилиндров представляет собой внутреннюю цилиндрическую поверхность, обработанную по пятому качеству качества. Такой качество обработки является наивысшим, применяемым в машиностроении и обеспечивает очень низкую шероховатость. В связи с этим рабочую поверхность гильз цилиндров называют «зеркалом» цилиндра или гильзы. В процессе эксплуатации, рабочая поверхность гильз гидроцилиндров испытывает значительные нагрузки, что приводит к появлению таких дефектов как: износ рабочей поверхности, увеличение шероховатости, изменение макрогеометрии (овальность конусность седлообразность и т. д.), раковины, трещины и сколы [1]. При дефектации рабочей поверхности гильз гидроцилиндров определяют геометрические размеры и форму изношенной гильзы, а также шероховатость ее зеркала. Наличие трещин, сколов, раковин и т. д. приводит к отбраковке гильзы и её замены, но также поврежденную гильзу гидроцилиндра можно восстановить, чтобы уменьшить затраты на покупку нового гидроцилиндра [2].

Плазменное напыление основано на использовании энергии плазменной струи как для нагрева, так и для переноса частиц металла. Плазменную струю получают путем продувания плазмообразующего газа сквозь электрическую дугу и обжатия стенками медного водоохлаждаемого сопла (Рисунок 1). Плазменные покрытия обладают такими свойствами: жаростойкостью, жаро- и эрозионной прочностью, тепло- и электроизоляцией, противосхватываемостью, коррозионной стойкостью, защитой от кавитации, полупроводниковыми, магнитными и др.

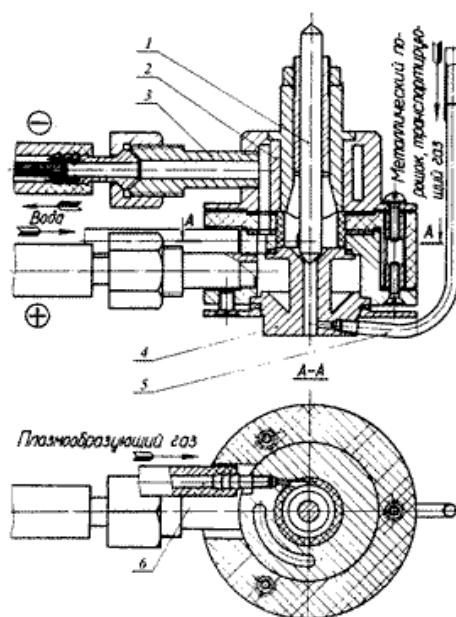


Рис. 1. Устройство для плазменного напыления

Подводимый плазменный газ (водород или аргон) ионизируется до состояния плазмы и покидает сопло горелки с высокой скоростью. Посредством газаносителя материал покрытия (в составе 50% легированной стали и 50% молибдена) в виде порошка наносится в плазменном луче с температурой 15000-20000° С. Материал покрытия расплавляется и в жидком состоянии напыскивается со скоростью от 80 до 100 м/с на покрываемую поверхность. В плазменный напыскиваемый слой из железа при необходимости могут быть дополнительно интегрированы керамические материалы. Процесс происходит при атмосферном давлении. Полученная при плазменном покрытии толщина слоя составляет 0,18-0,22 мм. Покрытие обрабатывается окончательно хонингованием. Остающаяся после хонингования толщина слоя составляет приблизительно 0,11-0,13 мм [3].

На рисунке 2 показан в увеличении под микроскопом разрез рабочей поверхности цилиндра с плазменным покрытием. На рисунке 3 видна увеличенная рабочая поверхность готовой обработанной рабочей поверхности цилиндра. Отчётливо распознаваемы углубления в рабочей поверхности, получающиеся из пористого плазменного слоя. В углублениях может отлагаться масло, что улучшает свойства трения и уменьшает износ рабочей поверхности. Благодаря плазменному покрытию увеличивается срок службы гидроцилиндра.

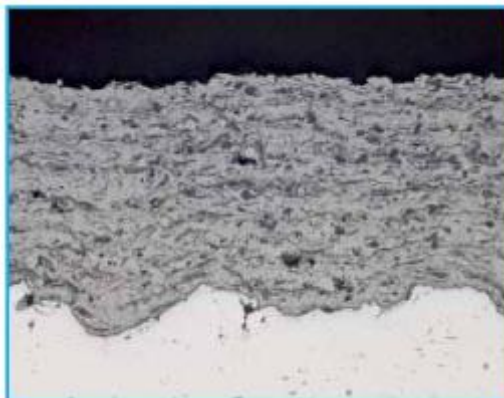


Рис. 2. Рабочая поверхность после плазменного напыления

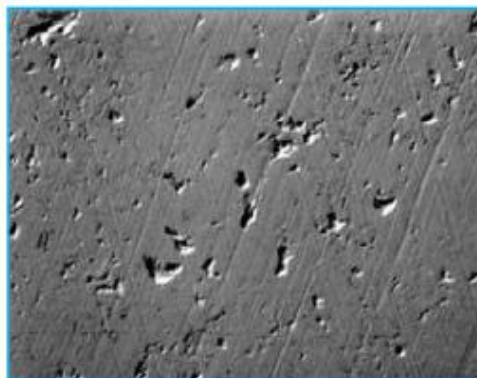


Рис. 3. Пористая структура плазменного покрытия



### Список литературы

[1]. *Чесноков Н.М.* “Пневмо- и гидроцилиндры с полимерными покрытиями”, Л.: ЛДНТП, 1982 г., 19 с.

[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. – 178 с.

[3]. *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](mailto:alekseylek8@yandex.ru)

**Леонтьев Михаил Юрьевич** – канд. техн. наук, доцент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [newell-kaluga@mail.ru](mailto:newell-kaluga@mail.ru)

## ДИНАМИКА СТАТИЧЕСКИ НЕОПРЕДЕЛИМОЙ СИСТЕМЫ

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

Работа систем непрерывного транспорта, в частности различного вида конвейеров и транспортеров, сопряжено с развитием в них динамических процессов. Несущие конструкции таких системы являются многократно статически неопределимыми и представляют совокупность сосредоточенных масс с приложенными к ним вибрационными воздействиями. На рис. 1 представлена расчетная схема такой систем, а соотношение (1), определяет ее математическую модель [1].

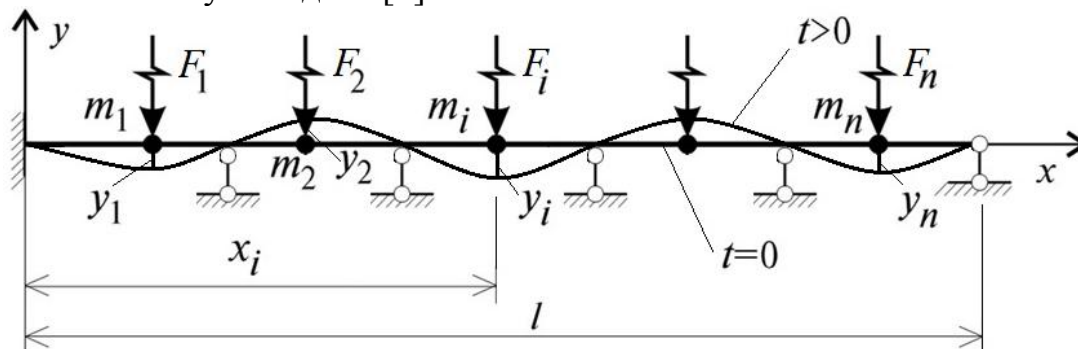


Рис. 1. Расчетная схема статически неопределимой динамической системы

$$A\vec{F}_m(t) + \vec{\Delta}_P(t) = \vec{Y}(t). \quad (1)$$

Здесь:  $\vec{Y}(t)$  – вектор перемещений по направлениям динамических нагрузок вибраторов;  $A = |\delta_{ij}|$  – матрица податливости;  $\vec{F}_m(t) = |F_{m1}(t), F_{mi}(t), F_{mn}(t)|^T$  – вектор инерционных сил;  $\vec{\Delta}_P(t) = |\Delta_{1\bar{P}}(t), \Delta_{i\bar{P}}(t), \Delta_{n\bar{P}}(t)|^T$  – вектор перемещений по направлениям  $\vec{F}_m$  от динамических нагрузок  $\vec{P}(t)$  вибраторов;  $\delta_{ij}$  – коэффициент податливости, равный перемещению  $i$ -ого сечения от статической единичной силы, приложенной в  $j$ -ом сечении по направлению соответствующей инерционной силы.

Коэффициенты податливости  $\delta_{ij}$  устанавливаются после раскрытие статической неопределимость системы, которое может быть выполнено, например, методом сил. При этом определяются реакции  $X_k$  в «лишних» связях, после чего статически неопределимая система трансформируется в статически определимую систему, к которой в качестве внешнего воздействия приложены найденные реакции  $X_k$  [2].

Собственные частоты  $\omega_i$  и формы  $v_i$  колебаний динамической системы определяются из решения частотного уравнения. При этом собственные формы колебаний должны обладать свойством ортогональности.

Динамические нагрузки  $\vec{P}(t)$  вибраторов характеризуются частотой вращения вала вибратора  $\theta = \frac{\pi}{30}n [c^{-1}]$ . Во избежание наступления резонансных колебаний рекомендуется, чтобы частота вынужденных колебаний динамической системы отличалась от любой из ее собственных частот  $\omega_i$  не менее чем на треть, т.е.  $\left|1 - \frac{\omega_i}{\theta}\right| \geq 0,3$ . Из этого условия определяются области допустимых значений момента инерции сечения несущей металлоконструкции для первой гармоники собственных колебаний динамической системы.

Результирующее значение изгибающих моментов, действующих в характерных сечениях определяются при одновременном действии статических и динамических нагрузок.

Во всех случаях напряжения в опасных сечениях рамы должны удовлетворять условиям прочности [3]. При этом, условие равновесия динамической системы при максимальных амплитудах вынужденных колебаний, определяется балансом перемещений по направлению действия сил.

### Список литературы

[1]. Александров А.В., Потапов В.Д., Зылев В.Б. Строительная механика: В 2 кн. Кн 2. Динамика и устойчивость упругих систем: Учеб. для вузов / Под ред. А. В. Александрова В. Д. – М.: Высш. шк., 2008. – 384 с.

[2]. Саргсян А.Е. Строительная механика. Механика инженерных конструкций: Учеб. для вузов/ А. Е Саргсян. – 2-е изд., стер. – М.: Высш. шк., 2008. – 462 с.

[3]. Соколов С.А. Металлические конструкции подъемно-транспортных машин: учебное пособие. – СПб.: Политехника, 2005. – 423 с.

**Гавриков Александр Витальевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: blackskorpion@mail.ru

К.С. Малахов, М.Ю. Леонтьев

## **ИСПОЛЬЗОВАНИЕ РАЗЛИЧНЫХ ВИДОВ ШЛАКА В СТРОИТЕЛЬНОЙ СФЕРЕ**

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

Шлак – это вторсырье, которое часто используется в строительстве в качестве наполнителя при приготовлении бетонных смесей. Промышленные отходы отличаются по химическому составу и физическим свойствам, при этом их стоимость значительно ниже других заполнителей. Это делает шлак очень популярным материалом при дорожном строительстве. Кроме этого из вторсырья изготавливают минеральную вату, шлакоблоки, пемзу, литые и многое другое. Благодаря использованию вторичного сырья обеспечивается безотходная технология производства стройматериала и значительно снижается уровень загрязнения окружающей среды.

Говоря о том, что такое шлак, стоит сказать о сфере применения этого материала. Чаще всего в строительстве используется граншлак разного диаметра.

Более крупные гранулы используются при изготовлении шлакоблоков, отличающихся износоустойчивостью, меньшим весом и повышенными показателями тепло- и влагоизоляции. Также крупный граншлак применяют при возведении фундамента (в качестве подложки), укреплении насыпей, обработке краев водоемов.

Из шлака более мелкой фракции можно сделать добавку для бетона или асфальта.

Пыль и самые мелкофракционные частицы применяют в качестве добавок при производстве тротуарной плитки и минваты.

Крошка добавляется в строительные смеси для повышения прочностных характеристик составов. Также крошку применяют для заполнения пустот в стенах [1].

Вторичное сырье этой категории пользуется меньшей популярностью ввиду дороговизны и трудоемкости его получения. В отличие от шлаков черной металлургии, цветное сырье обладает большим удельным весом и повышенным содержанием закиси железа, объем которого может достигать до 40%. Кроме этого, в состав таких материалов входят ценные и редкие металлы.

Иногда в строительной сфере применяют отходы цветной металлургии, которые образуются при выплавке никеля и меди. Медеплавное вторсырье отличается черным цветом и не распадается. При этом его плотность составляет от 3 300 до 3 800 кг/м<sup>3</sup>, а водопоглощение колеблется в пределах 0,1-0,6%.

Никелевое сырье обладает идентичными с медеплавными отходами показателями и свойствами.

Из шлаков такого типа редко изготавливаются строительные материалы, иногда их используют при производстве литых изделий или минваты. Намного чаще на производственную линию попадают доменные шлаки.

Сырье этого типа бывает 3 типов:

Шлак доменный гранулированный, который получают при охлаждении чугуна во время его выплавки. Как правило, полученный граншлак используют в качестве заменителя более дорогостоящих минеральных добавок.

Доменный шлак не гранулированного типа. Его добывают в процессе воздушного охлаждения отходов металлургии, их дробления и последующего грохочения. Полученный материал чаще всего применяется в качестве наполнителя для асфальтобетона при строительстве дорожных полотен. Кроме этого, не гранулированное сырье нашло применение в сельскохозяйственной области, где отходы используют для раскисления земли.

Шлаковая пемза отличается тем, что она не обладает вяжущими свойствами. Поэтому это сырье чаще используют в качестве утеплителя, звукоизоляционного материала и при производстве шлакоблоков и прочих изделий из пористых и легких бетонов.

Каменноугольные и угольные шлаки, которые также часто называют золошлаками, сегодня широко применяются в промышленном строительстве. Такое сырье отличается от доменного более низким содержанием СаО и повышенным содержанием FeO. При этом угольный шлак отличается повышенной щелочностью.

Золошлак – это шлак гранулированный, который отличается черной окраской. Такой цвет образуется из-за двухвалентного железа, которое содержится в составе сырья. Встречается шлак коричневого, белого, оливкового и зеленого цвета (в зависимости от объема окисла). Для получения песка шлакового сырья измельчается, в этом случае его цвет будет серым.

Золошлаки получают в процессе сжигания различного топлива, в зависимости от типа которого можно определить, сколько вторсырья в нем содержится:

- в буром угле содержание шлака составляет до 15%;
- в каменном – от 3 до 40%;
- в антраците – до 30%
- в горючих сланцах – от 50 до 80%;
- в дровах – порядка 0,5-1,5%;
- в мазуте – не более 0,2%.

Однако стоит учитывать, вреден ли угольный шлак. Дело в том, что в этом материале содержатся радиоактивные вещества, поэтому использовать его в качестве наполнителя для бетонных стен и при организации стяжки для жилых объектов не рекомендуется [2].

Граншлаки – отходы производства фосфора, который изготавливается электротермическим методом. В таком вторсырье содержится до 98% стекла. Основу материала составляют CaO и SiO<sub>2</sub>. Помимо этого, в химических отходах содержатся частицы макулатуры, резиновой крошки, тряпья, полимерных материалов, попутных нефтепродуктов и многого другого. В связи с этим подобные шлаки довольно редко используются в строительстве.

Если говорить о самом распространенном типе шлаков, то это доменное вторсырье. Однако, несмотря на многочисленные преимущества, этот материал обладает и плюсами, и минусами.

Говоря о плюсах и минусах вторсырья, то проще всего рассмотреть их на примере шлакоблоков. Они обладают следующими преимуществами:

- повышенной огнестойкостью;
- долгим сроком эксплуатации (порядка 50 лет);
- разнообразием характеристик и свойств в зависимости от состава материала;
- низкой стоимостью (если сравнивать с деревом или кирпичом);
- простотой обработки и укладки [3].

В представленных материалах рассмотрены способы получения и применения шлаков, которые будут использоваться в дипломном проекте.

### **Список литературы**

[1]. Воскобойников В.Г. и др. Общая металлургия – 6-изд., перераб. и доп. – М.: ИКЦ «Академкнига», 2005 – 768 с.

[2]. Кудрин В. А. Теория и технология производства стали: Учебник для вузов. – М.: «Мир», ООО «Издательство АСТ», 2003. – 528с.

[3]. Вегман Е.Ф и др. Металлургия чугуна. – Москва: – 3-изд., переработанное и дополненное. – М.: ИКЦ «Академкнига», 2004 – 774 с.

**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

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

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

## ИССЛЕДОВАНИЕ ВАРЬИРУЕМЫХ ПАРАМЕТРОВ МЕХАНИЗМА РАЗРУШЕНИЯ ФРИКЦИОННОГО БОЛТОВОГО СОЕДИНЕНИЯ

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

Фрикционные соединения на высокопрочных болтах следует рассматривать как совокупность элементов, подчиняющихся различным механизмам повреждаемости, но взаимосвязанных условиями функционирования. Определение степени взаимовлияния и взаимозависимости степеней поврежденности элементов такого соединения возможно только на основе проведения экспериментальных исследований. При этом может быть установлена степень поврежденности соединения в целом, как производная величина от степени поврежденности составляющих его элементов.

Воспользуемся методами планирования эксперимента и представим исследуемый объект как «черный ящик», имеющий входы  $x_1, x_2, \dots, x_n$  (управляемые независимые параметры) и выход  $y$ . Интересующее нас свойство  $y$  объекта зависят от  $n$  независимых переменных ( $x_1, x_2, \dots, x_n$ ) и требуется выяснить характер этой зависимости –  $y = f(x_1, x_2, \dots, x_n)$  о которой на предварительном этапе имеются лишь общее представление. При этом величина  $y$  является откликом, а сама зависимость  $y = f(x_1, x_2, \dots, x_n)$  – ее функцией аргументами которой являются факторы  $x$  которые поддаются управлению [1]. Область изменения факторов  $x$  называется факторным пространством.

Если принять, что каждому фактору соответствует координатная ось, то полученное пространство будем называть факторным пространством. При  $n = 2$  область определения  $y$  представляет собой прямоугольник, при  $n = 3$  – куб, при  $n > 3$  – гиперкуб.

Пусть функция отклика

$$y = f(x_1, x_2, \dots, x_n) \quad (1)$$

Предположим, что в каждом варианте испытаний проводится по одному наблюдению и что функция отклика имеет вид:

$$y = \beta_0 + \sum_{1 \leq i \leq 3} \beta_i x_i + \sum_{1 \leq i < j \leq 3} \beta_{ij} x_i x_j + \beta_{123} x_1 x_2 x_3, \quad (2)$$

где произведение  $x_i x_j$ ,  $i \neq j$  назовем парным взаимодействием или взаимодействием 1-го порядка факторов  $x_i$  и  $x_j$ . Произведение  $x_1 x_2 x_3$  назовем тройным взаимодействием второго порядка факторов  $x_1, x_2$ , и  $x_3$ . По результатам проведения эксперимента для всех неизвестных коэффициентов могут получены оценки  $\{\beta_i\}$ ,  $\{\beta_{ij}\}$ ,  $\beta_{123}$ .

Например, геометрическое отображение факторного пространства соответствующего плана полного факторного эксперимента типа  $2^3$  с указанием номеров точек плана в факторном пространстве представлено на рис. 1. Точки плана располагаются в вершинах куба [1]. Грани куба определяют шаг варьирования советующих факторов эксперимента. Выбор шага варьирования является важнейшим этапом планирования эксперимента. Для рационального определения шага варьирования целесообразно проведения предварительных испытаний исследований. В нашем случае этот этап заключается в рассмотрении механизма разрушения фрикционного болтового соединения

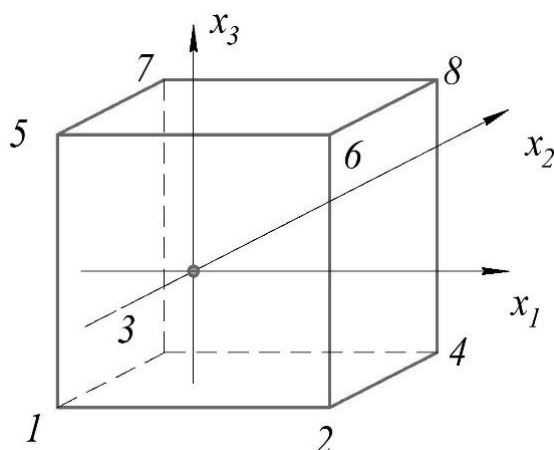


Рис. 1. Геометрическое отображение плана полного факторного эксперимента типа  $2^3$  в факторном пространстве

В исходном состоянии, без приложения рабочей нагрузки, элементы соединения находятся в контактных взаимодействиях, обусловленных нагрузкой от предварительного натяжения высокопрочных болтов. После приложения рабочей нагрузки, на отдельных участках контактируемых поверхностей соединение происходит частичный сдвиг деталей. При этом, в зависимости от напряженно-деформированного состояния, натяжение высокопрочных болтов может либо увеличиваться, либо уменьшаться. Это происходит за счет поперечных деформаций пакета (эффекта Пуассона), что, как следствие, изменяет силы трения на сопрягаемых поверхностях фрикционного болтового соединения [2].

Процесс передачи усилий в фрикционном болтовом соединении обеспечивается при различных условиях деформирования стыка [2-4]. Оценка работы соединений с учетом характера перемещений в стыке имеет важное значение в случае динамических знакопеременных нагрузок, которые могут являться причиной развития на контактируемых поверхностях явлений фреттинг-коррозии. При этом, контактные взаимодействия можно рассматривать в объеме контактного слоя (КС), представляемого в виде третьего тела, обладающего особыми механическими свойствами [3].



Свойства КС в значительной степени определяется характеристиками сопрягаемой поверхности, важнейшими из которых является шероховатость.

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

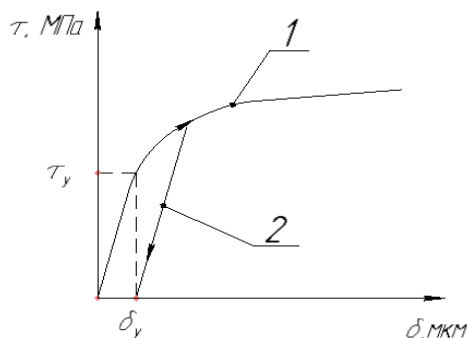


Рис. 2. Модель деформирования КС:  
1 – линия нагружки; 2 – линия разгрузки

Конструкция образца фрикционного болтового соединения, представляющего собой стыки двух листов, перекрытых парными накладками с болтами из стали 40Х, представлен на рис.3 а. При испытаниях образец нагружался контролируемой статической нагрузкой. В ходе испытания на разрывной машине МИ40КУ, произошла деформация испытательных образцов (см. рис. 3 б).



а



б

Рис. 3. Образец фрикционного болтового соединения:  
а) конструкция образца; б) состояние пластин образца после испытаний.

На разрывной машине МИ40КУ установлено специальное программное обеспечение, позволяющее обрабатывать полученные данные и выводить результат в виде диаграммы зависимости усилия от деформации (рис. 4).

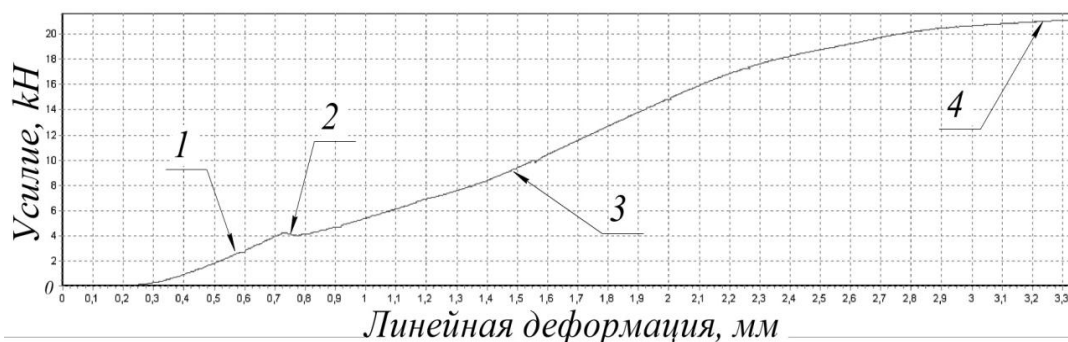


Рис. 4. Диаграмма зависимости усилия от деформации

Проанализировав полученную диаграмму 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 основании ранее проведенных экспериментальных исследований выявлены три фактора определяющих механизм разрушения болтового соединения: шероховатость сопрягаемых поверхностей, относительное усилие затяжки болтов, количество болтов в собранных образцах. В таблице 1 представлен диапазон изменения варьируемых факторов, в таблице 2 – координаты точек плана.

Таблица 1

Область определения факторов

| Значение | Факторы |       |       |
|----------|---------|-------|-------|
|          | $X_1$   | $X_2$ | $X_3$ |
| min      | 1,25    | 500   | 3     |
| max      | 2,5     | 800   | 6     |

Здесь  $X_1$  – шероховатость поверхности образцов, Ra;  $X_2$  – разрывное усилие болтов (Н) / усилие затяжки болтов (Нм) в собранных образцах;  $X_3$  – количество болтов в собранных образцах, шт.

Таблица 2

Координаты точек плана

|       | 1    | 2    | 3    | 4    | 5   | 6   | 7   | 8   |
|-------|------|------|------|------|-----|-----|-----|-----|
| $X_1$ | 1,25 | 1,25 | 1,25 | 1,25 | 2,5 | 2,5 | 2,5 | 2,5 |
| $X_2$ | 500  | 500  | 800  | 800  | 500 | 500 | 800 | 800 |
| $X_3$ | 3    | 6    | 3    | 6    | 3   | 6   | 3   | 6   |

В представленных материалах рассмотрена сущность проблемы, связанная с определением контактных взаимодействий в стыке соединений элементов металлоконструкций при их статическом нагружении. Проведены экспериментальные исследования, позволившие определить варьируемые факторы, область их изменения и координаты точек плана полного факторного эксперимента.

### **Список литературы**

[1]. Сидняев Н.И. Введение в теорию планирования эксперимента: учеб.пособие / Н.И. Сидняев, Н.Т. Вилисова. – М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2011. – 463 с.

[2]. Осипов В.О. Долговечность металлических пролетных строений эксплуатируемых железнодорожных мостов. – М. Транспорт, 1982, 287 с.

[3]. Левина З. М., Решетов Д.Н. Контактная жесткость машин. – М: Машиностроение, 1971.

[4]. Крагельский И.В. Трение и износ. – М: Машиностроение, 1978. – 480 с.

**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

**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

В.С. Становов

## ИССЛЕДОВАНИЕ ЛЕБЕДКИ КОЗЛОВОГО КРАНА ДЛЯ ЗАМЕНЫ РЕЛЬСОВ

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

Цель работы: определение реальных характеристик ручной лебедки козлового крана для подъема рельсов.

Ручная лебедка имеет передаточное число

$$U_{л} = \frac{X_p}{X_{зв}} = \frac{14,8}{2} = 7,4,$$

где  $X_p = 14,8$  – число оборотов рукоятки;  $X_{зв} = 2$  – число оборотов звездочки.

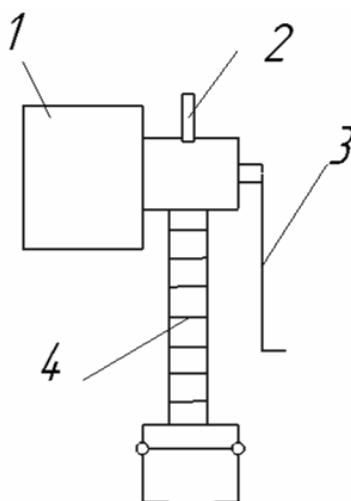


Рис. 1. Ручная лебедка:

1 – редуктор планетарный, 2 – звездочка и храповое колесо, 3 – безопасная рукоятка, 4 – цепь и схват

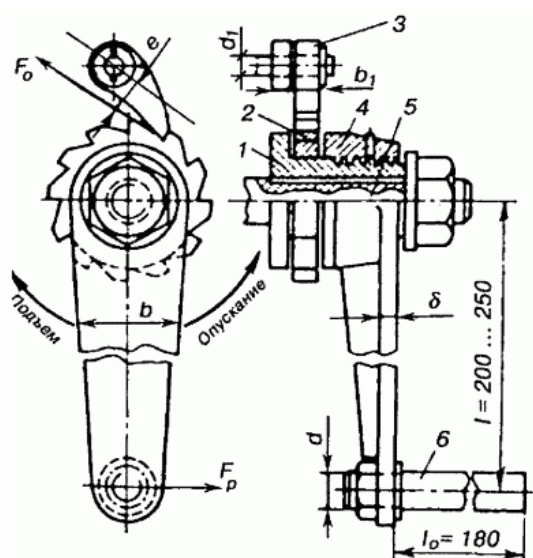


Рис. 2. Безопасная рукоятка:

1 – диск-втулка, 2 – храповое колесо, 3 – собачка, 4 – диск, 5 – вал, 6 – ручка

На валу 5 закреплена на шпонке резьбовая втулка с диском 1. Вторым диск 4 представляет собой гайку с рукояткой 6. Между этими дисками находится храповое колесо с собачкой 3. Храповое колесо с собачкой сидит на втулке диска 1. Резьба на втулке диска 1 направлена так, что при вращении рукоятки по часовой стрелке (при подъеме груза) гайка перемещается влево и зажимает храповое колесо 2 между дисками 1 и 4. Благодаря соответствующему направлению зубьев храпового колеса диски и храповое колесо могут свободно вращаться при подъеме груза.

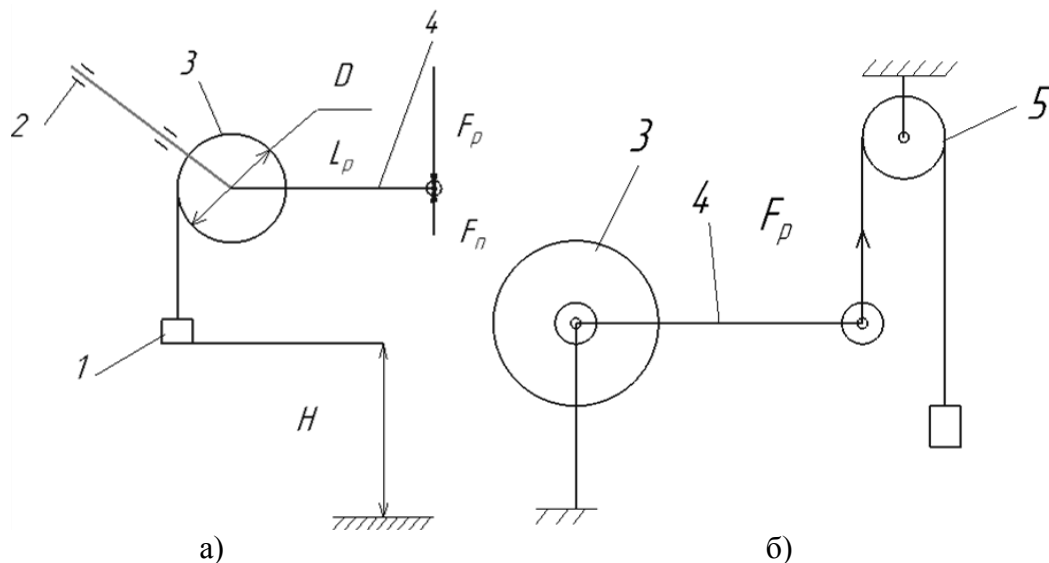


Рис. 3. Схемы измерения диаметра звездочки и веса рукоятки:  
1 – груз, 2 – подшипник, 3 – звездочка, 4 – рукоятка, 5 – блок

Диаметр звездочки

$$D = \frac{H}{3,14} = \frac{210}{3,14} = 67 \text{ мм,}$$

где  $H = 210$  – высота подъема груза на один оборот звездочки.

Передаточное число устройства "рукоятка – звездочка":

$$U_3 = \frac{2L_p}{D_3} = \frac{2 \cdot 240}{67} = 7,2 ,$$

где  $L_p = 240$  мм – длина рукоятки.

Суммарное передаточное число

$$U_{\Sigma} = U_{л} \cdot U_3 = 7,4 \cdot 7,2 = 53.$$

Примем вес груза 20 кгс. Расчетное усилие на рукоятке без учета КПД и массы рукоятки  $F_p = \frac{F_r}{U_{\Sigma}} = \frac{20}{53} = 0,38$  кг [1]. Для подъема груза весом 20 кгс во время эксперимента вес груза на конце рукоятки составил  $F_{p1} = 0,31$  кгс. Полученный при измерении вес рукоятки составил  $F_{p2} = 0,18$  кгс (рис. 3 б), суммарный вес на конце рукоятки  $F_{pc} = F_{p1} + F_{p2} = 0,31 + 0,18 = 0,49$  кгс.

Коэффициент полезного действия редуктора и цепной передачи по результатам эксперимента

$$\eta_{\text{э}} = \frac{F_{\text{pp}}}{F_{\text{pc}}} = \frac{0,38}{0,49} = 0,78.$$

Расчетное значение КПД планетарного редуктора  $\eta_{\text{p}} = 0,96$ ; цепной передачи  $\eta_{\text{ц}} = 0,95$ .

Получим:

$$\eta = \eta_{\text{p}} * \eta_{\text{ц}} = 0,96 * 0,95 = 0,91.$$

Расхождение значений  $\eta \neq \eta_{\text{э}}$  объясняется погрешностью эксперимента. Уточним эксперимент с учетом силы сопротивления подшипников на валу приведенная к концу рукоятки:

$$F_{\text{п}} = (F_{\text{r}} + F_{\text{pc}}) \frac{fd}{L_{\text{p}}} = (20 + 0,49) \frac{0,015 * 30}{240} = 0,04 \text{ кгс,}$$

где  $f = 0,015$  – коэффициент трения подшипников качения на валу звездочки и рукоятки [2] (рис.3а);  $d = 30$  мм – внутренний диаметр подшипников.

Сила  $F_{\text{п}}$  действует противоположно силе  $F_{\text{p}}$  (рис.3а). Поэтому уточненный вес на конце рукоятки составит  $F_{\text{pcy}} = F_{\text{pc}} + F_{\text{п}} = 0,49 - 0,04 = 0,45$  кгс. Уточненный коэффициент полезного действия редуктора и цепной передачи по результатам эксперимента с учетом трения в подшипниках составит:

$$\eta_{\text{эу}} = \frac{F_{\text{pp}}}{F_{\text{pcy}}} = \frac{0,38}{0,45} = 0,84.$$

Отклонение экспериментального уточненного значения КПД от расчетного составит:

$$\eta - \eta_{\text{эу}} = 0,91 - 0,84 = 0,07.$$

Это объясняется тем, что пластическая смазка в подшипниках качения не менялась более 20 лет и загустела, поэтому значение  $f$  повысилось примерно в два раза [3].

### Список литературы

[1]. *Ермоленко В.А. Степанцов М.А.* Конструирование механизма подъема стрелы и груза. Научные технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе: Материалы Всероссийской научно-технической конференции – Калуга: изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана. 2015. т. 4.

[2]. *Справочник по кранам: В 2 томах. Т. 2 / Под ред. М.И. Гохберга.* – М.: Машиностроение, 1988 – 560 с.

[3]. *Ермоленко В.А., Витчук П.В.* Особенности расчета показателей надежности грузоподъемных машин. Надежность. 2016. № 2.

**Становов Виктор Сергеевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: mister.stanovov@mail.ru

М.С. Потапкин

## ИССЛЕДОВАНИЕ НАГРУЖЕННОСТИ СТРЕЛОВОГО КРАНА

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

В учебной лаборатории грузоподъемных машин КФ МГТУ им Н.Э. Баумана установлен стреловой кран МЭМЗ-1 Московского электромеханического завода грузоподъемностью 1 тонна (рис. 1). В заводском исполнении кран не имеет средств измерения массы груза.

**Цель работы:** оснащение крана средством измерения массы груза и исследование его характеристик.

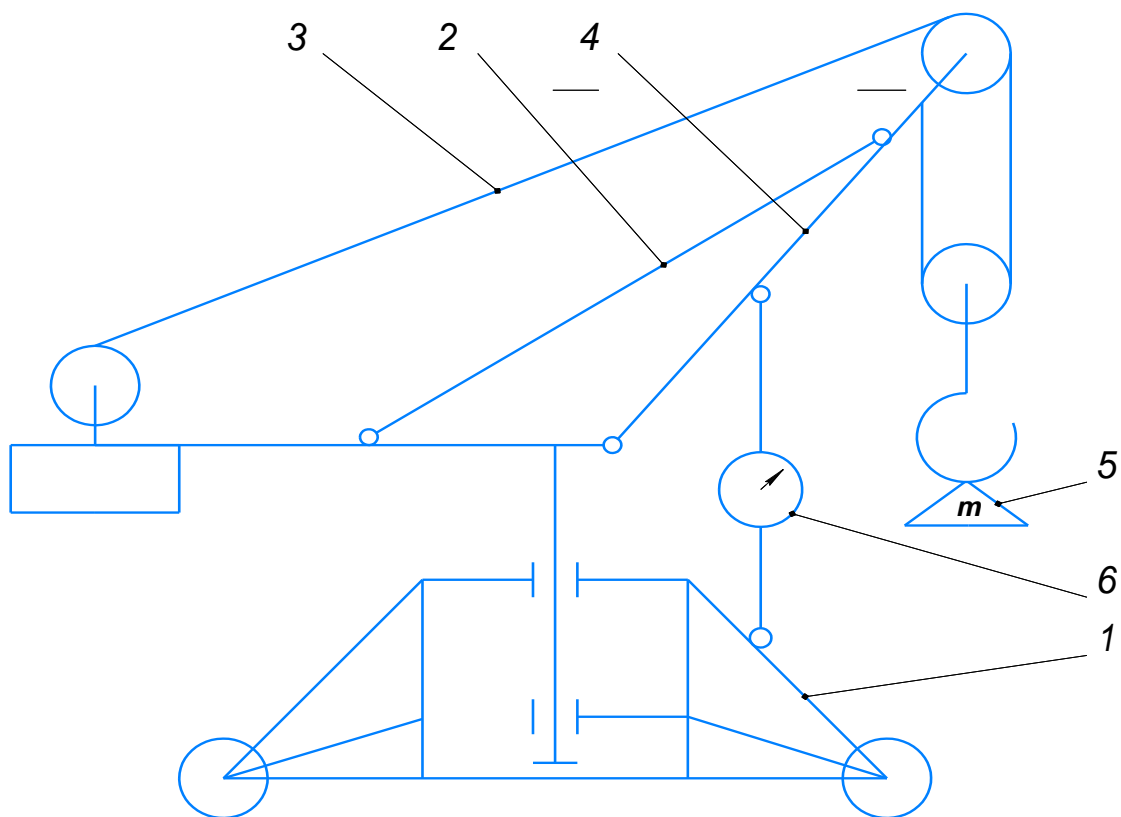


Рис. 1. Схема крана МЭМЗ-1:

1 – поворотная часть крана; 2 – оттяжка; 3 – канатно-блочная система механизма подъема; 4 – стрела; 5 – поддон с грузом; 6 – датчик ДУС

Измерительное устройство представляет собой крановые весы. Они состоят из овальной листовой пружины 4, рычага 7 и индикатора часового типа 9 с ценой деления 0,01 мм (рис. 2) [2].

Нами проведен следующий эксперимент. Поднят поддон с массой 25 кг. Получены показания индикатора  $e_c = 0.26$  мм. Поднят поддон с грузом массой 75 кг. Получены показания индикатора  $e_A = 0.44$  мм. Поднят под-

дон с массой 75+90 кг. Получены показания индикатора  $e_B = 0.65$  мм. Датчик усилия работает следующим образом:

Корпус индикатора 9 закреплен на неподвижной части крана 6. Щуп рычажного мультипликатора 7 прижат пружиной 8 к нижней части тензометрической пружины 4. Рейка индикатора 10 и стрелка индикатора 9 перемещаются в результате деформации оттяжки 1 и наклона стрелы 2. Канатно-блочная система крана 3 нагружена массой  $m$ . Верхний щуп 5 жестко связан со стрелой 2.

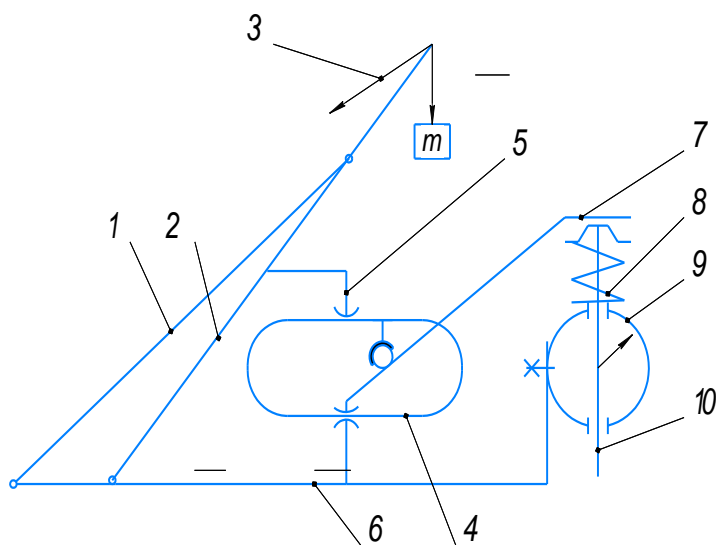


Рис. 2. Схема датчика усилия:

1 – оттяжка; 2 – стрела; 3 – канат механизма подъема; 4 – тензометрическая пружина (овальный); 5 – верхний упор; 6 – нижний упор; 7 – рычажный мультипликатор деформации; 8 – возвратная пружина; 9 – корпус индикатора; 10 – рейка и стрелка индикатора

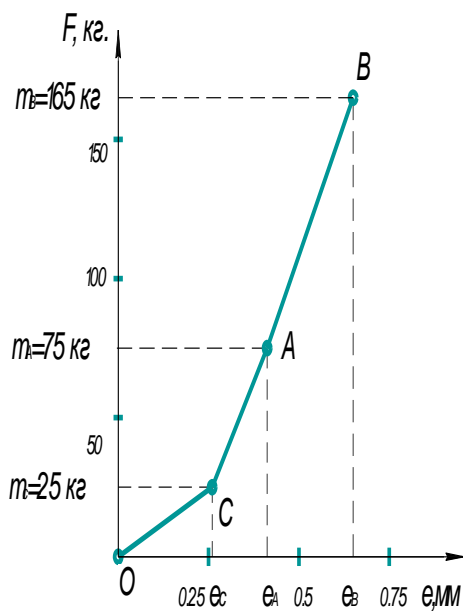


Рис. 3. Тарировка датчика усилия



В результате эксперимента получен коэффициент пропорциональности датчика усилия, изменяющейся на трех участках.

$$K_{AB} = \frac{m_B - m_A}{e_B - e_A} = \frac{90}{0.65 - 0.44} = 429 \frac{\text{кг}}{\text{мм}}$$

$$K_{CA} = \frac{m_A - m_C}{e_A - e_C} = \frac{75}{0.44 - 0.26} = 417 \frac{\text{кг}}{\text{мм}}$$

$$K_{CO} = \frac{m_C}{e_C} = \frac{102}{0.26} = 392 \frac{\text{кг}}{\text{мм}}$$

Погрешность тарировочного коэффициента:

$$E = \frac{K_{AB} - K_{CA}}{K_{AB}} = \frac{429 - 392}{429} \cdot 100\% = 8,6\%$$

Это больше общепринятой максимальной приборной погрешности 4%.

При установке более точного индикатора с ценой деления 0,001 мм погрешность  $E$  может быть уменьшена, а чувствительность средства измерения массы груза может быть повышена.

Нами проведен эксперимент с более точным индикатором. Получены следующие показания  $\delta_1$  и  $\delta_2$ , мкм. Масса груза  $m$  (кг), нагрузка  $\delta_1$ , разгрузка  $\delta_2$ . Результаты сведены в таблицу 1 и показаны в виде графика (рис. 4).

Таблица 1

| N | Масса груза | Показание индикатора, мкм. |           | Ошибка |
|---|-------------|----------------------------|-----------|--------|
|   |             | Загрузка                   | Разгрузка |        |
| 1 | 5           | 13                         | 13        | 0      |
| 2 | 10          | 28                         | 28        | 0      |
| 3 | 15          | 42                         | 44        | +2     |
| 4 | 20          | 59                         | 60        | +1     |
| 5 | 28          | 84                         | 84        | 0      |

Очевидно, что ошибка измерений или расхождение показаний индикатора при загрузке и разгрузке невелика. Это свидетельствует о хорошей линейности и повторяемости результатов эксперимента, а также о пренебрежительно малой петле гистерезиса [1].

Уточненное значение коэффициента пропорциональности датчика усилия составит:

$$K = \text{tg} \alpha = \frac{m_5}{\delta_5} = \frac{28}{84} = 3,333 \frac{\text{кг}}{\text{мкм}}$$

Обратное значение коэффициента составит:

$$\frac{1}{K} = \frac{\delta_5}{m_5} = \frac{84}{28} = 3 \frac{\text{мкм}}{\text{кг}}$$

Используем проведенную работу для взвешивания грузов, как крановые весы. Поднимем поддон с цепными стропами массой  $m_1 = 20$  кг. Получим показание датчика усилия  $e_1 = 0,04$  мм. Догружаем плиту до значения  $m_2 = 60$  кг. С помощью уточненной тарировочной зависимости (рис. 5) получим  $e_2 = 0,16$  мм. Устанавливаем еще плиту. Получим  $m_3 = 100$  кг,  $e_3 = 0,27$ ; добавляем последнюю плиту. Получим  $m_4 = 140$  кг,  $e_4 = 0,37$  мм.

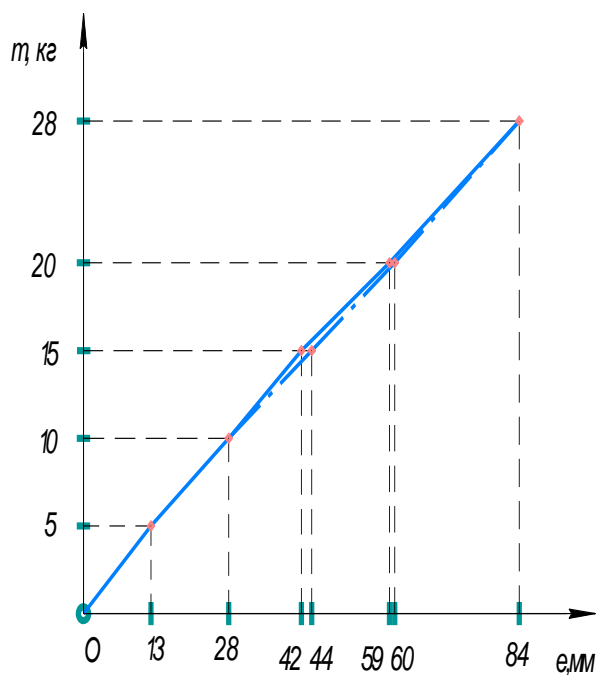


Рис. 4. Тарировочный график

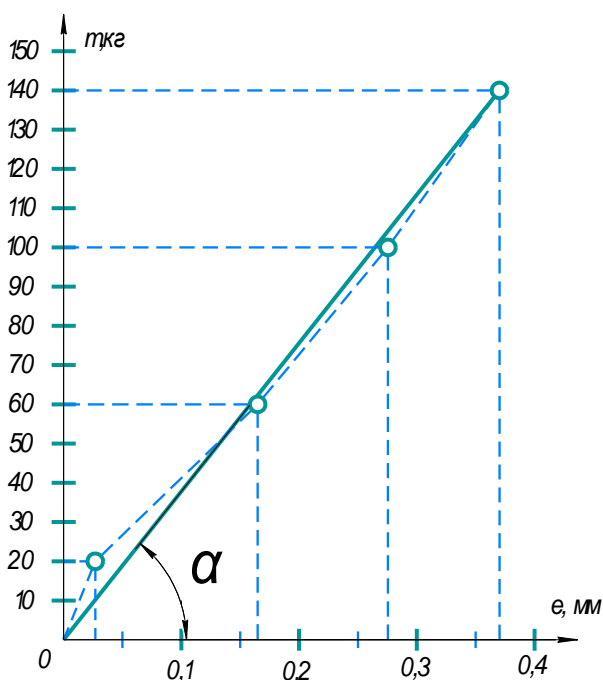


Рис. 5. Уточненная тарировочная зависимость

### **Выводы:**

1. Оснащение крана МЭМЗ-1 средством измерения массы груза не требует больших затрат и позволит контролировать нагруженность стрелового крана.

2. Погрешность измерения массы груза индикатором с ценой деления 10 мкм составила 8,6 %, с индикатором 1 мкм-2%.

3. Коэффициент пропорциональности и чувствительность средства взвешивания груза составила 3 мкм на 1 кг. Это позволяет оценивать массу груза с точностью до 1 кг.

4. Масса поддона колеблется от 39 до 41 кг.

### **Список литературы**

[1]. Ермоленко В.А., Витчук П.В. Особенности расчёта показателей надёжности грузоподъемных машин. – М.: Надежность, 2016. № 2. 84 с.

[2]. Ермоленко В.А., Витчук П.В., Михайлова Т.Д. Минимизация массы механизма подъема мостового крана. – Белгород: Издательство БГТУ, 2016.

**Потапкин Михаил Сергеевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: potapkinSE@yandex.ru

А.М. Кузьмин

## ИССЛЕДОВАНИЕ ПРИМЕНИМОСТИ ТРАМВАЙНОГО РЕЛЬСА В ПОДЪЕМНО-ТРАНСПОРТНОМ ОБОРУДОВАНИИ

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

Трамвайный рельс – вид рельса, воспринимающий и передающий нагрузку от веса вагона на опорную поверхность (подошву рельса); выполняет функцию обратного токового провода [1].

Представляет собой металлическую балку, в поперечном сечении которой кроме подошвы, головки и шейки (как у обычного железнодорожного или кранового рельса) присутствует губка, отделенная от головки желобом, в которую попадает реборда колеса. На поворотах реборда упирается в стенку желоба, поэтому трамвай может проходить по кривым гораздо меньшего радиуса. Производят из марки стали Э76, К76, Э72, К72, согласно требованиям ГОСТ [2] (рис. 1).

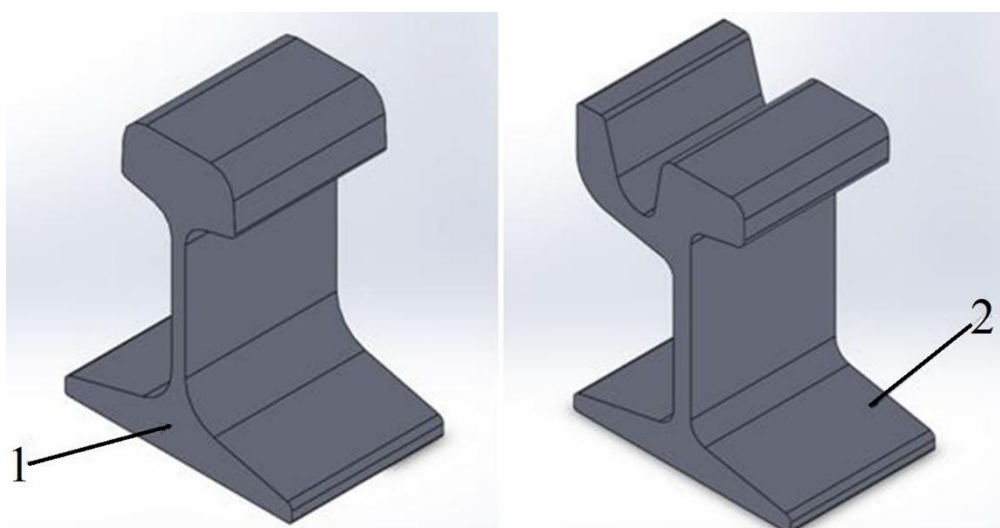


Рис. 1. Рельсы путевые:  
1 – Р65; 2 – РТ62

Предлагается использовать данный тип рельса в подъемно-транспортном оборудовании – в мостовых кранах и подтележечных путях козловых, когда сход тележки или целого крана является наиболее возможным [3].

В обычном понимании при стандартном подходе устранения схода колеса с рельса применяют два решения. Первое – использование двухребордных крановых колес. Второе – применение боковых роликов, препятствующих сходу колеса. В данном подходе есть недостатки: во-первых, применение боковых роликов возможно только при их надлежащей центровке относительно рельса, а во-вторых, само применение роликов нецелесообразно, когда ходовые колеса стоят на трамвайном рельсе, т.к. губка с желобом является непреодолимым препятствием при сходе колеса с пути.

Для оценки прочности предлагаемого решения, произведем статический анализ на внутренние напряжения в графической среде SolidWorks. Прикладываем равные усилия на одну и ту же кромку сравниваемых образцов. Выбор рельса Р65 и Р62Е объясняется тем, что высота от подошвы до головки соразмерна, что у железнодорожного, что у трамвайного – 180 мм.

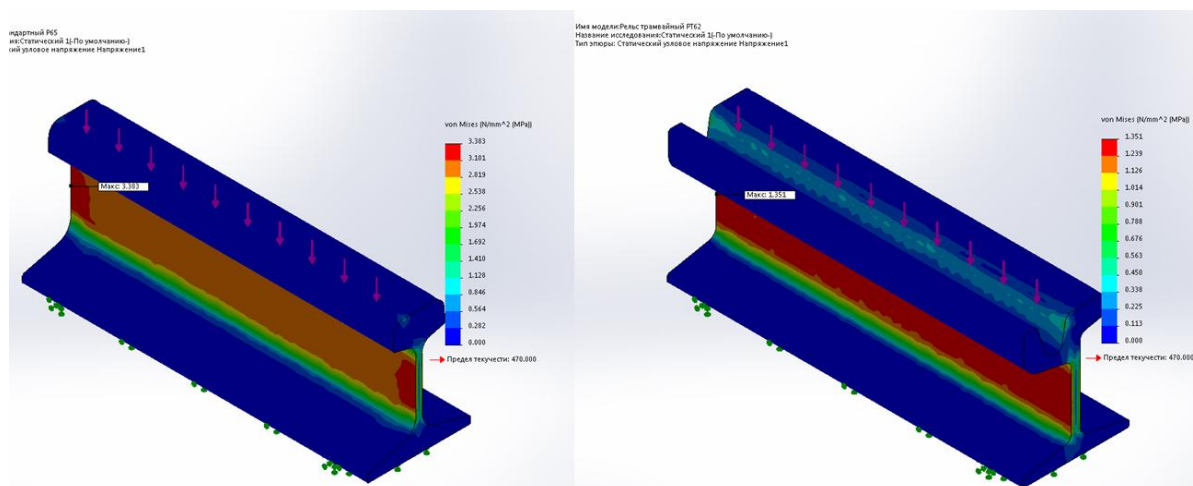


Рис. 2. Эпюра внутренних напряжений сравниваемых рельс

После полученных результатов моделирования нагрузки, можно говорить о том, что трамвайный рельс, с позиции прочности, пригоден для применения в подъемно-транспортном оборудовании, т.к. значение внутренних напряжений при одной и той же нагрузке на рельс, у трамвайного оказалось даже меньше.

В конечном итоге предложенный вариант замены железнодорожного рельса трамвайным обладает рядом преимуществ:

1. Прочностные характеристики трамвайного рельса выше.
2. Экономия металла за счет снижения массы рельса при тех же воспринимаемых нагрузках – 3кг на 1м пути.
3. Упрощение конструкции крана, из-за отсутствия боковых роликов.

### Список литературы

- [1]. Крейнис З.Л. Железнодорожный путь [Электронный ресурс]: учеб. / З.Л. Крейнис, В.О. Певзнер. – Электрон. дан. – Москва: УМЦ ЖДТ, 2009. – 432 с. – Режим доступа: <https://e.lanbook.com/book/59976>. – Загл. с экрана.
- [2]. ГОСТ Р 55941-2014. Рельсы трамвайные желобчатые. Технические условия. – Введ. 2015-01-01. – М.: Изд-во стандартов, 2014. – 16 с.
- [3]. Анцев В.Ю., Витчук П.В., Крылов К.Ю. Классификация дефектов и отказов грузоподъемных машин // Известия Тульского государственного университета. Технические науки, 2015. № 10. С. 121-128.

**Кузьмин Алексей Михайлович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: Alex-klg40@yandex.ru

Э.Р. Багаутдинов

## МОДЕЛИРОВАНИЕ РАБОТЫ ГРЕЙФЕРНОГО ПЕРЕГРУЖАТЕЛЯ

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

Основным видом грузозахватных устройств, используемых при перегрузке сыпучих материалов на перегружателях, служат грейферы. Наиболее распространенными видами сыпучих материалов, определяющими технические параметры грейферов перегружателей, являются руда, уголь, агломерат, известняк [1].

Автоматизировать захватывание сыпучих грузов можно с помощью автоматических грузозахватных устройств – грейферов. При этом производительность операций существенно повышается, а использование ручного труда резко уменьшается или даже полностью исключается [1].

Грейферы можно разделить по кинематическому признаку на два типа:

- приводные, в которых механизм зачерпывания и опорожнения располагается непосредственно на конструкции грейфера.
- канатные, соединенные с приводными лебедками с помощью гибкого элемента – каната;

Канатные грейферы, в свою очередь, подразделяются на одноканатные и многоканатные.

При перегрузке сыпучих пылевидных материалов используются канатные грейферы. Существует три кинематические схемы привода [1].

Первая вариант с отдельными приводами, использование двух независимых лебедок представлен на рисунке 1.

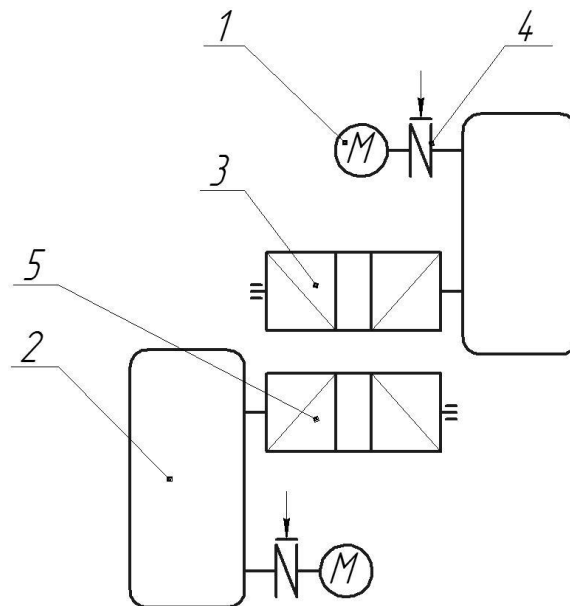


Рисунок 1 – Грейферная лебедка с отдельными приводами:

- 1 – электродвигатель; 2 – редуктор; 3 – барабан замыкающий; 4 – муфта с тормозным шкивом;  
5 – барабан подъемный

Второй вариант с использованием планетарного редуктора через два двигателя представлен на рисунке 2.

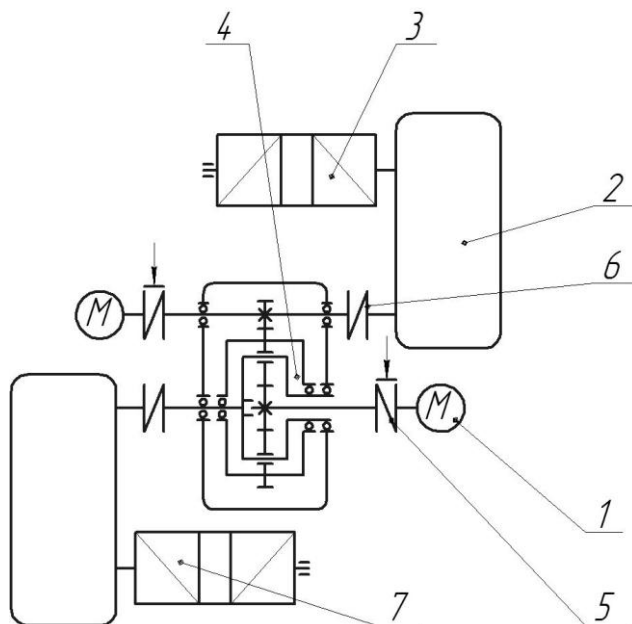


Рисунок 2 – Грейферная двухмоторная лебедка с планетарной редуктором:  
 1 – электродвигатель; 2 – редуктор; 3 – барабан замыкающий; 4 – планетарный редуктор;  
 5 – муфта с тормозным шкивом; 6 – муфта; 7 – барабан подъемный

Третий вариант с использованием планетарной муфты представлен на рисунке 3.

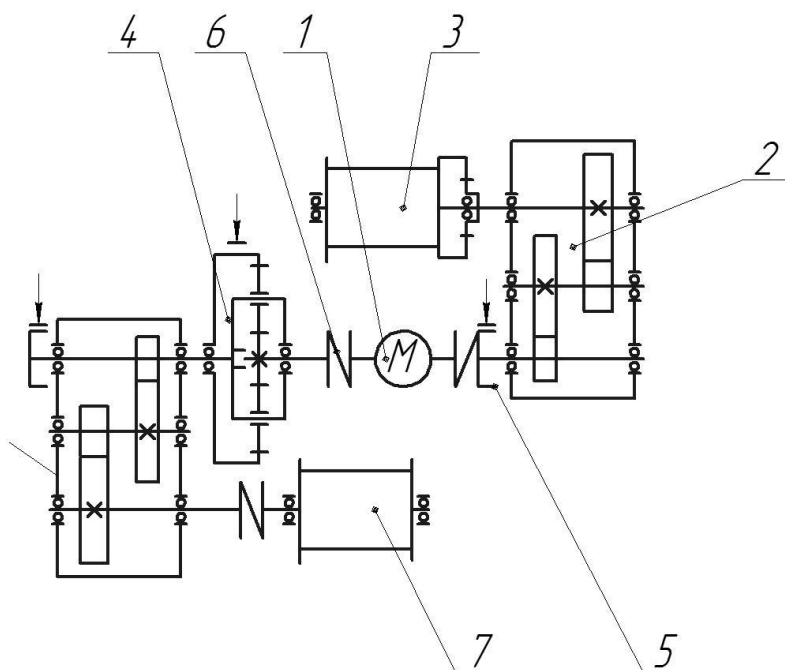


Рисунок 2 – Грейферная однодвигательная лебедка с планетарной муфтой:  
 1 – электродвигатель; 2 – редуктор; 3 – барабан замыкающий; 4 – планетарная муфта;  
 5 – муфта с тормозным шкивом; 6 – муфта; 7 – барабан подъемный

Двухмоторные лебедки с независимыми барабанами потребляют мощность в 1.2 раза больше, чем однодвигательных лебедках, а мощность двигателей, используемых для двухмоторных планетарных лебедок в 1.5 раза больше. Однодвигательные лебедки имеют простую конструкцию, малую стоимость, потребляют меньше энергии.

Планируется создание моделей работы этих механизмов для того чтобы определить время работы, а также самую высокую производительность, используя опыт моделирования механизмов подъемно-транспортных машин в программной среде LabVIEW [3].

### Список литературы

[1] Типы и конструкция грейферов. URL: <http://stroytechnics.ru/article/typy-i-konstruktsii-greiferov> (дата обращения: 27.03.2018).

[2] Петухов П.З. Специальные краны: учеб. пособие для машиностроительных вузов по специальности «Подъемно-транспортные машины и оборудование» / П.З. Петухов, Г.П. Ксюнин, А.Г. Серлин – М.: Машиностроение, 1985. – 285 с.

[3] Мокин Д.Г. Применение среды LabVIEW при моделировании объектов и процессов подъемно-транспортного машиностроения // Известия ТулГУ. Технические науки, 2013. № 7-1. С. 195-198.

**Багаутдинов Эдуард Ринатович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [eduard.bagautdinov@yandex.ru](mailto:eduard.bagautdinov@yandex.ru)



П.А. Алдонин

## **МОДЕРНИЗАЦИЯ ВЫПРОВОЧНО-ПОДБИВОЧНО-РИХТОВОЧНОЙ МАШИНЫ**

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

Машина ВПРС-10 представляет собой оптимальный вариант универсальной путевой машины среднего класса для выполнения выправочно-подбивочно-рихтовочных работ при текущем содержании железнодорожных путей и стрелочных переводов. При этом наиболее эффективно ее использование на железнодорожных путях промышленных предприятий, станций, а также на железнодорожных путях с особыми требованиями к их эксплуатации и содержанию [1].

Система выправки пути состоит из подъемно - рихтовочного устройства (ПРУ), рельсозахватного устройства (РЗУ) «стрелка», рельсозахватного устройства (РЗУ) «третья точка».

**Формулировка проблемы и ее актуальность.** Изучая данную машину выявлены ряд недостатков.

1) Малая измерительная база данной машины.

Из-за этого при рихтовке дорожного полотна могут возникать большие погрешности при измерении положения дорожного пути в продольном и поперечном положении.

2) Данная машина имеет подъемно-рихтовочное устройство (ПРУ) с опорой на балласт. Данный вид рихтовки пути так же ведет к неточности контрольно-измерительной системы.

Для устранения данных недостатков принято решение об увеличении базы данной машины за счет дополнительно установленной тележки. Данная тележка увеличивает базу ВПРС-10 и дает возможность увеличить точность контрольно-измерительной системы в несколько раз. А также дает возможность установки более точной измерительной системы и установки большего количества оборудования.

Так же для повышения точности работы контрольно–измерительной системы, и большей производительности машины будет установлено подъемно-рихтовочное устройство такого же плана, как и на машине ВПРС-02. Данное подъемно-рихтовочное устройство позволяет производить рихтовку железнодорожного пути без опоры на балласт.

Что приведет к уменьшению времени работы машины на поврежденном участке железнодорожного пути [2].

Аналогично данное подъемно-рихтовочное устройство, как и предшествующие может использоваться и с опорами на балласт. Для данной операции на раме машины установлены аутригеры.

При необходимости транспортировки ВПРС-10 на дальние расстояния аутригеры могут использоваться для непосредственной погрузке в месте отбытия, а в месте прибытия для разгрузки машины на железнодорожный путь [3].

Так как на данной машине будет установлена оборудование для работы со стрелочными переводами, то аутригер так же необходим при выправке.

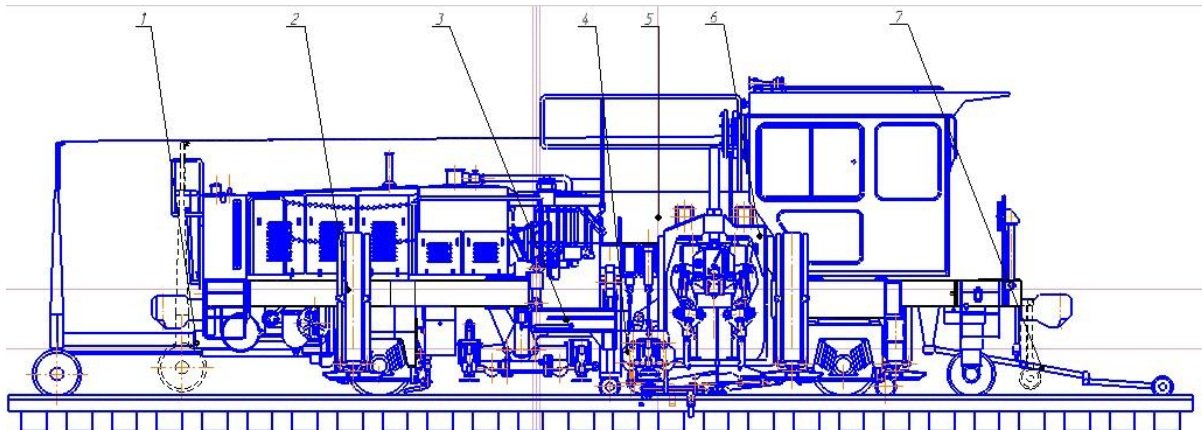


Рис. 1. ВПС-10:

- 1 – передняя опорная тележка, 2 – аутригер, 3 – подъемно-рихтовочное устройство,  
4 – рельсозахватная установка (РЗУ) стрелка, 5 – рама, 6 – подбивочный блок,  
7 – задняя контрольно измерительная тележка

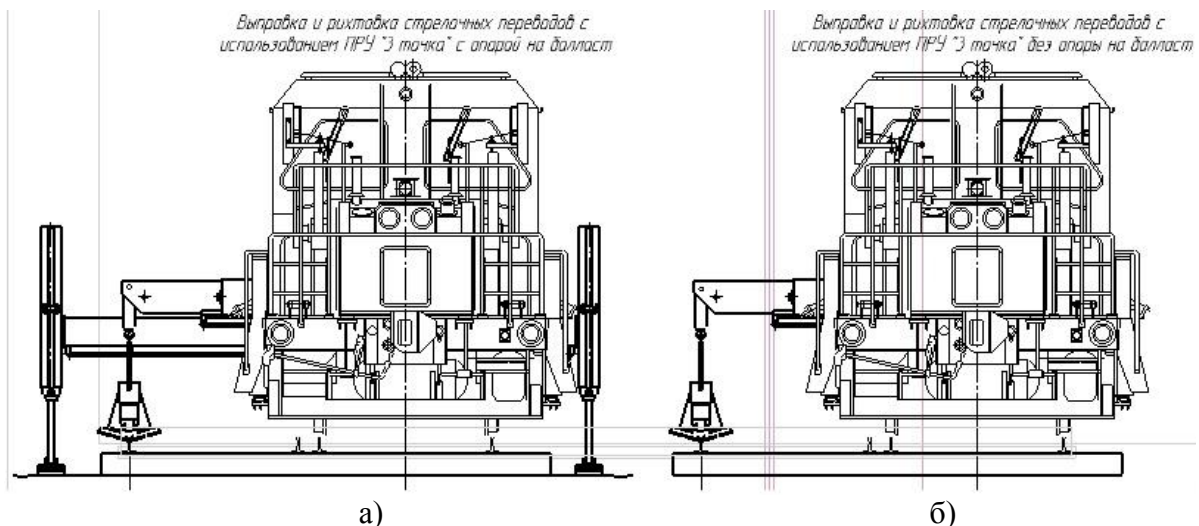


Рис. 2. Работа рельсозахватного устройства:

- а) при максимальном вылете телескопической стрелы с использованием аутригера;  
б) при не большом вылете без использования аутригера

### Список литературы.

- [1]. Анурьев В. И. Справочник конструктора-машиностроителя: Т. 1. – М.: 2001.  
[2]. Заярный С.Л. Применение конических соединений в приводных механизмах машин Приводы и компоненты машин 2015. – № 1. – С. 15–19.  
[3]. Соломонов С. А. Путьевые машины. М., 2000.

**Алдонин Петр Александрович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: petek.aldonin@yandex.ru

Г.Ю. Дедов

## **МОДЕРНИЗАЦИЯ РАМЫ ПОВОРОТНОГО КОНВЕЙЕРА КЮВЕТООЧИСТИТЕЛЬНОЙ МАШИНЫ СЗП-600**

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

В настоящее время на железных дорогах применяется множество машин, направленных на поддержание железнодорожного пути в работоспособном состоянии. Одним из главных параметров, обеспечивающих решение этой задачи, является отвод внешних и грунтовых вод от земляного полотна. Это реализуется с помощью гидротехнических сооружений и кюветов.

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 [1].

Для нарезки кюветов и формирования откосов на сети российских железных дорог используются различные кюветоочистительные машины КОМ-300, МКТ-1П, МКВЧ-01Р, СЗП-600. Основным рабочим органом этих машин является ротор, установленный на поворотной стреле. В настоящее время на сети железных дорог эксплуатируется большое количество машин этого типа. По данным источника [2] в 2010 году насчитывалась 91 машина для ремонта и нарезки кюветов, из всего парка более 30% составляют машины СЗП-600.

Срок службы кюветоочистительных машин составляет не менее 30 лет, поэтому актуальной является задача модернизации эксплуатирующихся на сети дорог машин с целью повышения их функциональных возможностей. Одно из важнейших направлений модернизации – увеличение длины конвейера, для увеличения дальности выброса вырезанного материала от продольной оси машины.

В существующей машине несущей рамой поворотного конвейера является его каркас коробчатого сечения [3], на котором установлены роликоопоры, а на концах два барабана: приводной и оборотный. Длина поворотного конвейера составляет 8,2 м. Увеличение длины конвейера позволит не только производить разгрузку вырезанного материала в подвижной состав, но и увеличить дальность выгрузки от оси железнодорожного пути.

Предлагается установить на машину СЗП-600 конвейер аналогичный СЗП-750, длиной 10,5 м (рис. 2), в котором рама конвейера состоит из двух параллельных швеллеров 1, соединенных между собой поясами 2.

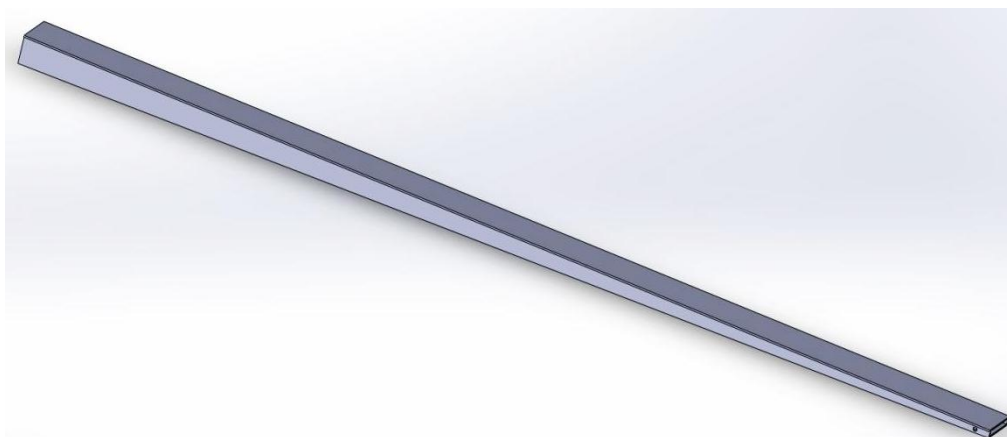


Рис. 1. Конструкция, применяемая в машине СЗП-600

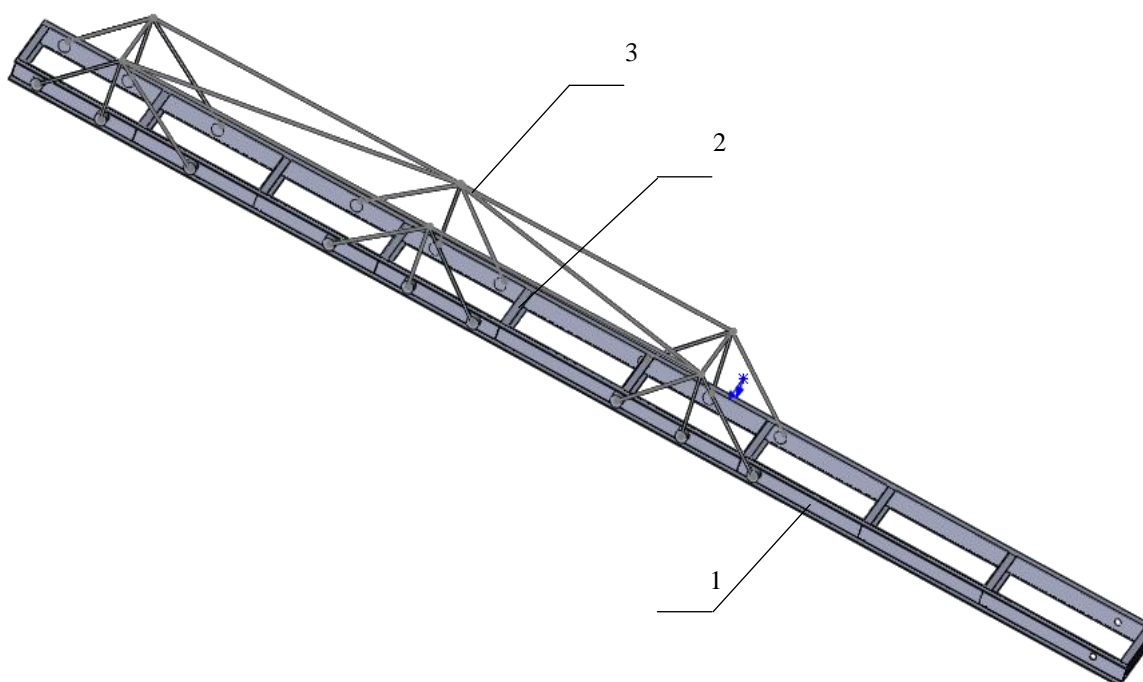


Рис. 2. Предлагаемая конструкция рамы поворотного конвейера:  
1 – швеллер, 2 – пояс, 3 – ферма

Это позволяет облегчить конструкцию и одновременно увеличить длину рамы. При увеличении длины, на консольной части рамы увеличивается изгибающий момент, который предлагается компенсировать с помощью дополнительной фермы 3, прикрепленной к раме сверху и состоящий из труб. Ферма позволяет повысить жесткость рамы и равномерно распределить нагрузку от гидроцилиндра, обеспечивающего изменение угла наклона конвейера. Узлы крепления конвейера аналогичны существующим на машине СЗП-600.

Проведенные с использованием программного обеспечения SolidWorks прочностные расчеты показали, что при использовании швеллеров 18П и дополнительной фермы, выполненной из труб 35x3 сталь 3, напряжения и перемещения в раме не превышают допустимые. Реализация но-

вой конструкции рамы позволяет не только увеличить ее длину на 2,3 м, но и снизить массу на 367 кг.

Модернизация машин является важнейшей задачей для повышения конкурентоспособности по сравнению с более новыми моделями. Одним из главных направлений совершенствования кюветоочистительной машины СЗП-600 является изменение конструкции поворотного конвейера. Поэтому в данной работе предложен вариант изменения конструкции рамы поворотного конвейера, которая позволяет увеличить дальность выброса материала, при этом облегчая массу рамы.

### Список литературы

[1] Дедов Г.Ю., Шубин А.А. Модернизация механизма поворота стрелы кюветоочистительной машины СЗП-600 // Научные технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в вузе: материалы региональной научно-технической конференции, 18–20 апреля 2017 г. Т. 3. – Калуга: Издательство МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2017. – 262 с., с. 57-59.

[2]. Газета «Гудок» [Электронный ресурс] URL: <http://www.gudok.ru/newspaper/?ID=700356> (дата обращения: 16.02.2018)

[3]. 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.

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

И.С. Канатчиков

## МОДИФИКАЦИЯ ВЫНОСНЫХ ОПОР АВТОМОБИЛЬНОГО КРАНА

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

Устойчивость автокранов против опрокидывания обеспечивается его собственным весом. На устойчивость крана влияют размеры опорного контура, образуемого точками опоры крана. Так, при работе крана без выносных опор опорный контур образуется точками касания передних и задних колес автомобиля с поверхностью рабочей площадки. При работе крана на выносных опорах опорный контур образуется точками касания винтов домкратов с подпятниками опор. Довольно часто происходят опрокидывания автомобильных кранов по причине проседания одной из опоры из-за несоблюдения режимов работы машины крановщиком и просадки почвы под опорами [1, 2].

Применение выносных опор позволяет увеличить размеры опорного контура и повысить устойчивость крана [3]. Для повышения устойчивости автомобильного крана, предлагается использовать буровое оборудование совместно с винтовой сваем установленное вместо классической выносной опоры крана. Применение винтовых свай в качестве выносных опор может быть очень эффективно и имеет большие перспективы. Например, похожий принцип опор был предложен в работе [4] при разработке многофункционального железнодорожного комплекса для ремонта и восстановления контактной сети. Принципиальная схема такой опоры представлена на рисунке 1.

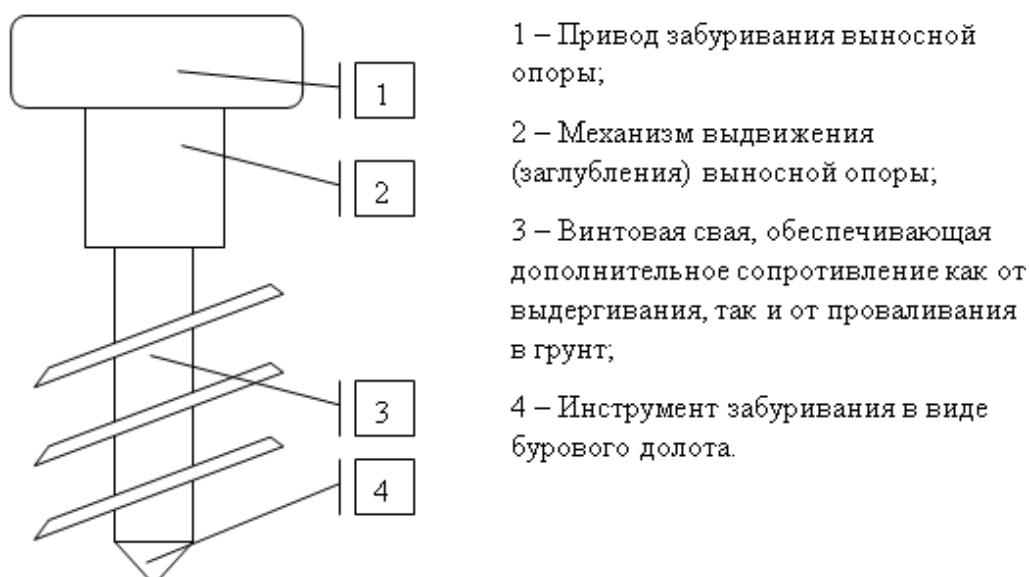


Рис. 1. Схема выносной опоры

Конструктивные особенности винтовых свай позволяют их с лёгкостью вкручивать в грунт. Такой фундамент имеет минимальные трудовые затраты. При вкручивании сваи, грунт не разрушается, а значит плотно удерживается в цельном грунте. Конструкция лопасти винта позволяет делать прочный упор в нижних слоях грунта и не позволяет вырвать её наружу. Качество сваи напрямую гарантирует удержание определённой нагрузки. Наконечники винтовых свай, в зависимости от принципа исполнения бывают:

- сварные – наконечники с приваренной полоской листового металла так, чтобы он имел вид резьбы винта;
- литые – изготавливаются в результате литья легированных сталей специальной формы.

Сваи со сварным наконечником более дешёвые, однако имеют слабое место там, где приваривается лопасть. Поэтому, чтобы не оторвать лопасть, в случае превышения усилия, их вкручивают до упора без применения техники.

Сваи, имеющие литой наконечник значительно дороже, однако позволяют вкручивать их на проектную глубину применяя технику. Это расширяет возможности применения таких свай от невысоких частных зданий, до тяжёлых промышленных сооружений [5].

В качестве технологического инструмента для выполнения забуривания сваи применяются буровые долота. Будут использоваться в буровом оборудовании трехлопастные долота (см. рис. 1. поз. 4). Лопастные долота используются для мягкой породы или рыхлой [6]. У них достаточно преимуществ перед другими видами буровых устройств, но есть один недостаток: чем глубже проникает буровое долото в землю, тем больше уменьшается диаметр ствола, но при использовании данного устройства предполагается, что не будет необходимости заглублять опору более чем на 1м. Вариант лопастного долота представлен на рисунке 2.



Рис. 2. Трехлопастное долото

Возникает необходимость просчитать параметры винтовой сваи такие как: внешний диаметр винта, внутренний диаметр трубы, шаг между витками. Эти параметры должны обеспечивать дополнительное повышение устойчивости все машины в целом. Для заглубления и выглубления опоры необходимо применять механизм выдвижения, а также механизм, создающий вращение винтовой сваи.

Планируется провести исследования влияния параметров винтовой сваи на эффективность повышения дополнительной устойчивости автомобильного крана. Используя опыт моделирования в среде LabVIEW [7], предварительно было определено что при увеличении диаметра и глубины винтовой сваи увеличивается устойчивость сваи при нормальном воздействии на нее.

### Список литературы

[1] Витчук П.В., Шубин А.А., Крылов К.Ю. Классификация дефектов и отказов башенных и автомобильных кранов. *Подъемно-транспортное дело*, 2015, № 4-5, с. 38-40.

[2] Анцев В.Ю., Витчук П.В., Крылов К.Ю. Классификация дефектов и отказов грузоподъемных машин. *Известия ТулГУ. Технические науки*, 2015, № 10, с. 121-128.

[3] Автокран: [сайт]. URL: <http://stroy-technics.ru/article/ustoichivost-avtomobilnykh-kranov> (дата обращения: 17.03.2018)

[4] Шубин А.А., Витчук П.В. Комплекс для ремонта и восстановления контактной сети. *Мир транспорта*, 2016, Т.14, №3 (64), с. 80-87.

[5] Винтовые сваи: [сайт]. URL: <http://oldmix.net/stati-i-obzory/item/4087-vintovie-svai-opisanie> (дата обращения: 17.03.2018)

[6] Разновидности лопатных долот: [сайт]. URL: <http://moyaskvazhina.ru/instrumenty/burovye-dolota-klassifikaciya.html> (дата обращения: 17.03.2018)

[7] Мокин Д.Г. Применение среды LabVIEW при моделировании объектов и процессов подъемно-транспортного машиностроения. *Известия ТулГУ. Технические науки*, 2013, № 7-1, с.195-198.

**Канатчиков Илья Сергеевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: [ilyha199402@yandex.ru](mailto:ilyha199402@yandex.ru)



Д.М. Глазунов

## **О НЕКОТОРЫХ РЕЗУЛЬТАТАХ ВНЕДРЕНИЯ ПРОГРАММНОГО КОМПЛЕКСА KISSOFT В УЧЕБНЫЙ ПРОЦЕСС**

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

В 2016-17 г.г. кафедра «Детали машин и подъемно-транспортное оборудование» ФГБОУ ВО «Московский государственный технический университет имени Н.Э. Баумана (национальный исследовательский университет)», Калужский филиал, провела успешные переговоры по получению академической лицензии на программный продукт KISSsoft с представительством компании KISSsoft AG в Российской Федерации. В настоящее время завершается процесс ознакомления и внедрения данного программного продукта в учебный процесс [1].

KISSsoft – программное обеспечение для проектирования, анализа, оптимизации и расчета деталей машин. Система позволяет вести проектирование кинематических систем и систем передачи мощности на основе принятых международных стандартов:

- зубчатых зацеплений с цилиндрическими, коническими, червячными и другими видами зубчатых колёс;
- валов и систем валов;
- подшипников, в том числе с учетом их внутренней геометрии;
- болтов, штифтов, шпилек;
- шлицевых, шпоночных и прессовых соединений;
- клеевых, паяных и сварных соединений;
- ременных и цепных передач;
- пружин, синхронизаторов, муфт и пр.

KISSsys – программный модуль (системная надстройка) к KISSsoft, с помощью которой можно моделировать полную сборку редукторов и трансмиссий любой конфигурации, анализируя все зубчатые зацепления, валы и подшипники одновременно. Имеется «генератор вариантов редуктора», который автоматически создает многочисленные варианты редукторов, имеющих одинаковое общее передаточное отношение и мощность, но с различным количеством ступеней и различным распределением передаточных чисел по ним. Встроенный язык программирования позволяет дополнять программу собственными методами расчетов, а также собственными конструктивными решениями.

Участвующие в апробации преподаватели и студенты отметили следующие положительные моменты программного продукта KISSsoft, касающиеся процесса подготовки будущих инженерных кадров.

Наличие интуитивно понятного интерфейса программы на основе стандартных элементов окон WindowsOS и подробного электронного руководства пользователя позволяет обучающимся в кратчайшие сроки овладеть базовыми навыками работы с программным продуктом.

Возможность использования программного продукта как некоторой проверочной базы для расчетов, использующих известные методики, на-

пример, при выполнении курсового проекта «Детали машин и основы конструирования» [2 и пр.]. При этом студенты ознакомились с существующими зарубежными стандартами и рекомендациями на проектирование узлов и элементов, применяемых в общем машиностроении, овладели навыками сравнения результатов расчетов, научились понимать причины и обосновывать отличия в этих результатах. Дополнительно к базовым навыкам расчета обучающиеся получили практический опыт расчета размеров перекрытия и бокового зазора в зацеплении с использованием допусков и технологических отклонений.

Интегрированная в программный продукт обширная база используемых материалов содержит полимерные, порошковые и синтетические материалы от различных производителей; обрабатывающие инструменты, что позволяет в процессе обучения избавиться от обращения к традиционным бумажным справочникам.

«Генератор вариантов редукторов» дополняет KISSsys эффективным методом автоматического создания многочисленных вариантов редукторов. Студенты особо отметили широкие возможности этой надстройки, позволяющие в течение минимального времени провести быстрое и, при этом, детальное изучение параметров целой трансмиссии для сравнения различных вариантов одной концепции. Это имеет особую важность в плане экономии времени при выполнении курсовых и дипломных проектов, связанных с расчетом и разработкой конструкций передач и их элементов с «нуля» [3, 4 и пр.].

Интерфейсы к основным CAD-системам (SolidWorks, SolidEdge, ProE, UGS, NX и пр.) позволяют в короткие сроки генерировать 2D и 3D модели рассчитанных зубчатых передач и практически не ограничивают студентов в выборе программного обеспечения для выполнения последующих этапов работ, например, разработки конструкторской документации.

### Список литературы

[1]. KISSsoft – Calculation programs for machine design: [Электронный ресурс]. URL: <http://kisssoft.ag/english/home/index.php/> (Дата обращения: 24.03.2018).

[2]. Иванов М.А., Финогенов В.А. Детали машин: учебник для машиностроительных специальностей вузов. – 12-е изд. испр. – М.: Высш. шк., 2008. – 408 с.

[3]. Раевский В.А., Трухов Н.В. Конструирование, расчет и конечно-элементный анализ элементов механизма поворота заготовок портала-кантователя // Известия Тульского государственного университета. Технические науки. – 2017. – № 5. – С. 90-99.

[4]. Заярный С.Л., Раевский В.А., Смолоник А.Е. Моделирование механической системы привода передвижения крана // Подъемно-транспортное дело. – 2015. – № 4-5. – С. 8-12.

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

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

## ОПРЕДЕЛЕНИЕ ОСТАТОЧНЫХ НАПРЯЖЕНИЙ В АРМИРУЮЩИХ ЭЛЕМЕНТАХ РАСТЯНУТОГО КОМПОЗИТНОГО СТЕРЖНЯ

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

Согласно теоремы о разгрузке, для определения напряжений и деформаций, остающихся в упруго-пластической системе после снятия нагрузки, нужно вычесть из действительных напряжений и деформаций, соответствующих данной нагрузке, величины напряжений и деформаций, вычисленные для той же нагрузки в предположении об упругом деформировании всех ее элементов. Геометрическая интерпретация этой теоремы представлена на рис. 1 [1].

Такое поведение упруго-пластической системы, состоящей из армирующих элементов (АЭ), подобно поведению образца из упрочняющегося упругопластического материала. Отличие заключается в том, что для стержневой системы, содержащей конечное число АЭ, эта диаграмма будет ломаной. При этом, моделирование упрочняющегося композитного стержня может быть выполнено набором упруго-пластических АЭ, вынужденных деформироваться совместно.

Применение установленного правила, позволяет определить распределение остаточных напряжений между АЭ композитного стержня после разгрузки. При этом, если остаточное сжимающее напряжение оказывается по абсолютной величине больше, чем предел текучести, то возникает эффект вторичных пластических деформаций. В этом случае фиктивные, напряжения и деформации,  $\sigma_{j0}$  и  $e_{j0}$ , вычисляются с учетом возможности пластических деформаций, но при удвоенном пределе текучести [2].

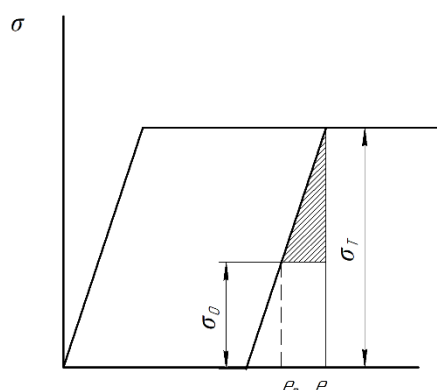


Рис. 1. Диаграмма упруго-пластических деформаций при разгрузке стержня

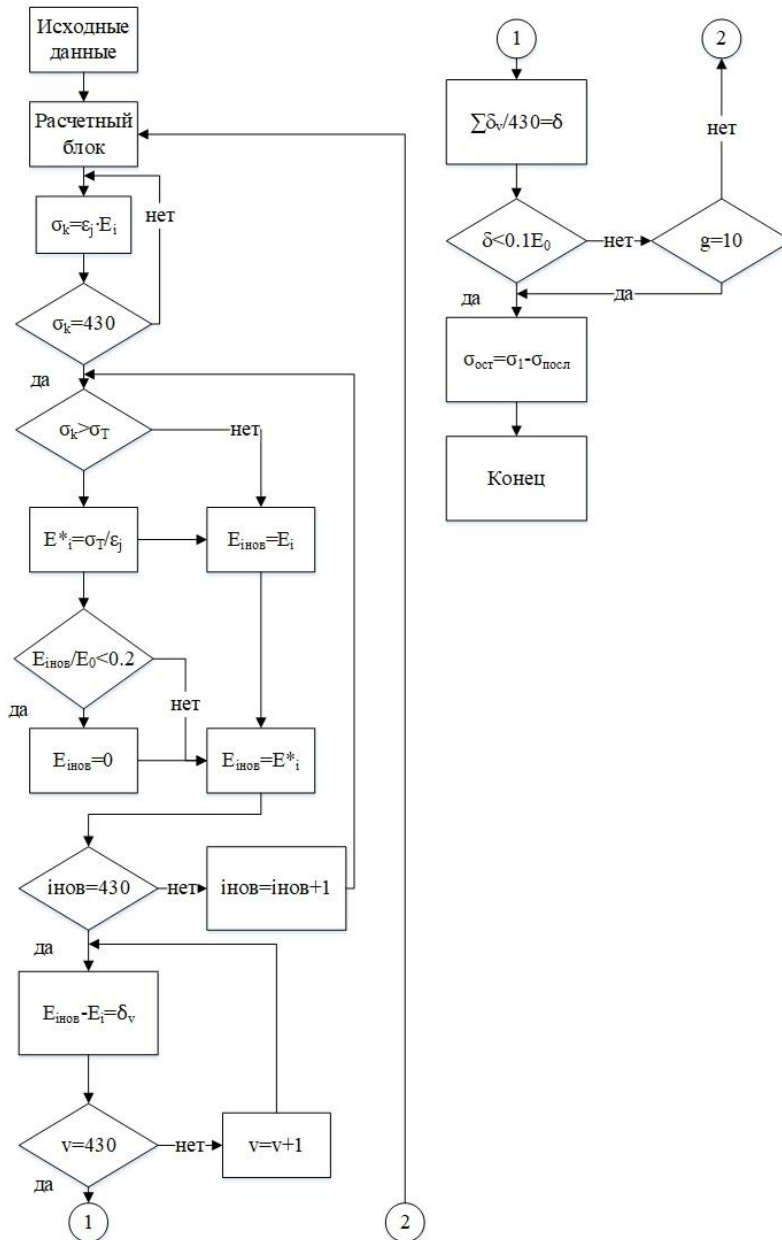


Рис. 2. Блок-схема определения остаточных напряжений [3]

Приведенный алгоритм (рис. 2.) для определения остаточных напряжений основан на одном из приближенных методов последовательных приближений, называемый в теории пластичности методом упругих решений. В этом методе решение задачи сводится к рассмотрению последовательности линейных задач теории упругости, решения которых с увеличением порядкового номера сходятся к решению задачи теории пластичности.

Последовательность вычислений по алгоритму геометрически можно интерпретировать так, как показано на рисунке 3.

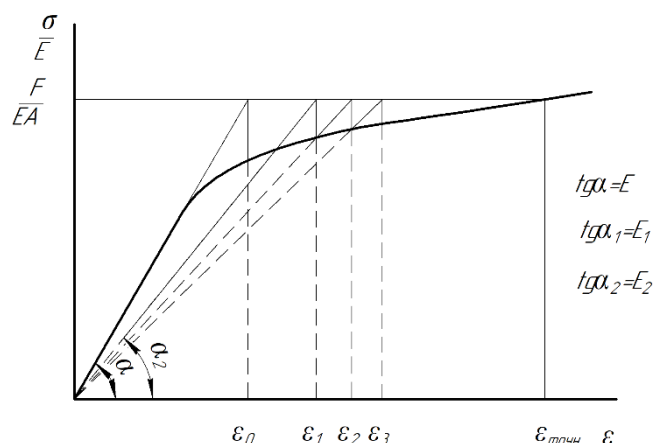


Рис. 3. Геометрическая интерпретация расчета упрочнения [4]

Очевидно, что последовательные приближения  $\varepsilon_n$ , полученные таким образом, сходятся к точному значению деформации  $\varepsilon$ , если функция  $E(\varepsilon)$  является непрерывной и отличной от нуля:

$$E(\varepsilon) \geq E_* > 0.$$

Получив определенное значение относительной деформации можно получить остаточные напряжения на участке удлинения где требуется.

### Список литературы

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

[2]. *Работнов Ю.Н.* Механика деформируемого твердого тела. – М.: Наука, 1988. – 712 с.

[3]. *Иванов Г.С.* Основы программирования: учебник для вузов. – 2-е изд., перераб. и доп. – М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2002. 416 с.

[4]. *Селиванов В.В.* Механика разрушения деформируемого тела; прикладная механика сплошных сред: учебник для вузов. – М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 1999. 420 с.

**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

**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

Е.Р. Кабанков, Д.Г. Мокин

## ОПТИМИЗАЦИЯ РАБОТЫ КРАНА-ШТАБЕЛЁРА НА СКЛАДЕ

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

В ходе научной работы была сформулирована основная проблема данной тематики и её актуальность, были приведены и рассчитаны примеры, найдены методы решения данной проблемы

**Формулировка проблемы и её актуальность.** Анализ литературы и поиск информации по оптимизации работы крана-штабелёра на складах в интернете показал, что аналитическое описание динамической вероятностной системы, к которой принадлежит рассматриваемая система «стеллаж-КШ» в приёмосдаточной секции (ПСС), получается чрезвычайно сложной и практически не реализуемой задачей. Задать достаточно простое аналитическое описание системы «стеллаж-КШ» в общем виде можно лишь с учётом допущений, которые значительно искажают истинную картину происходящего, кроме того, аналитическое описание системы «стеллаж-КШ» не даёт возможность проведения сравнения результатов при различных вариантах распределения грузов, а значит и нельзя говорить о степени эффективности того или иного решения. Поиск решения осложняется также тем, что часть искомым переменных, например, длительность циклов КШ, будут зависеть одна от другой. Кроме того, не на всех предприятиях производится рациональное размещение стеллажей, зачастую их ставят «наобум», не отталкиваясь от того, насколько полезно будет их размещение тем или иным способом. Заполняя свободные ячейки деталями не всегда учитывается план работы, план будущих заявок на ПСС, тем самым происходит «неэффективное» использование крана-штабелёра, что приводит не только к потере времени, но и к финансовым затратам предприятия и невынужденным расходам на электроэнергию [1].

**Поиск оптимального решения.** Используя опыт оптимизационного синтеза складских систем [2], была поставлена задача оптимизировать работу крана-штабелёра на складском хозяйстве, то есть максимально снизить время его работы, получив при этом максимальный эффект производства. Разными примерами было показано, что нет четкого алгоритма вычисления наилучшего метода загрузки деталей, но имея план работы производства можно составить наиболее эффективные зоны заполнения той или иной детали и минимизировать время работы крана-штабелёра, что соответственно приведёт и к более быстрому выполнению рабочего графика.

Нам известно, что имеются некие детали номенклатуры: Д1, Д2, Д3, Д4, Д5 и из них исходя из планов собираются узлы: У1 (Д1, Д3, Д4), У2 (Д2, Д3, Д5), У3 (Д1, Д3) и У4 (Д1, Д4).

**Пример 1.** Мы имеем равномерное распределение по загрузке деталей на каждый узел (то есть на каждый отдельный узел расходуется 25 % общего времени выполнения работы). Таким образом мы отталкиваемся от того, в каком процентном отношении будет та или иная деталь в разных узлах. Получаем следующие показатели:

Деталь 1 = 3/4 (встречается в первом, третьем и четвертом узлах) – 75%.

Деталь 2 = 1/4 (встречается во втором узле) – 25%.

Деталь 3 = 3/4 (встречается в первом, втором и третьем узлах) – 75%.

Деталь 4 = 2/4 (встречается в первом и четвертом узлах) -50%.

Деталь 5 = 1/4 (встречается во втором узле) - 25%.

Посчитав проценты и проанализировав как загружаются детали в процессе выполнения плана, зная время загрузки каждой ячейки по отдельности, благодаря необходимым расчётам мы можем вывести и наглядно показать необходимые зоны, в которых должны размещаться детали. Это приведёт к сокращению как времени работы, так и другим расходам. В явном приоритете у нас находятся детали 1 и 3, которые должны располагаться в первой зоне с минимальной потерей времени до прихода к ячейкам и загрузки данных деталей. Вычитая из максимального времени работы крана с последней ячейки минимальное время первой ячейки и умножая на известный нам процент по каждой детали, мы получим время, которое будет оптимальным для работы плана. А зная начальные временные значения ячеек, мы можем наглядно показать зоны, в которых должны размещаться данные детали.

1)  $(54,05 - 11,9) \cdot 0,75 = 31,61$  (Зона заполнения 1 и 3 деталей).

2)  $(54,05 - 31,61) \cdot 0,5 = 11,22 + 31,61 = 42,83$  (Зона заполнения 4 детали).

3) В оставшейся зоне будут располагаться детали 2 и 5 (Рис. 1).

|      |      |      |      |      |      |      |      |      |      |
|------|------|------|------|------|------|------|------|------|------|
| 36.9 | 38.8 | 40.7 | 42.6 | 44.5 | 46.4 | 48.3 | 50.2 | 52.1 | 54.1 |
| 31.6 | 32.5 | 34.4 | 36.3 | 38.2 | 40.1 | 42.1 | 43.9 | 45.8 | 47.8 |
| 24.4 | 26.3 | 28.2 | 30.1 | 32.1 | 33.9 | 35.8 | 37.7 | 39.6 | 41.5 |
| 18.1 | 20.1 | 21.9 | 23.8 | 25.7 | 27.6 | 29.5 | 31.4 | 33.3 | 35.3 |
| 11.9 | 13.8 | 15.7 | 17.6 | 19.5 | 21.4 | 23.3 | 25.2 | 27.1 | 29.1 |

Рис. 1. Зоны с указанием времени заполнения

**Пример 2.** Мы имеем неравномерное распределение по загрузке деталей на каждый узел (то есть на каждый отдельный узел расходуется определённый % общего времени выполнения работы). Нам известно, что на Узел1 (Д1,Д3,Д4) расходуется 25% времени, на Узел2 (Д2,Д3,Д5) – 50%, на Узел3 (Д1,Д3) – 15%, и на Узел4 (Д1,Д4) расходуется 10% времени. Таким образом, мы считаем общий процент времени каждой детали по отдельному узлу:

$D1 = 0,25 + 0,15 + 0,1 = 0,5$  (50%);  $D2 = 0,5$  (50%);  $D3 = 0,5 + 0,25 + 0,15 = 0,9$  (90%);  $D4 = 0,25 + 0,1 = 0,35$  (35%);  $D5 = 0,5$  (50%)

Аналогично расчётам по Примеру 1, мы находим оптимальный временной предел и, соответственно, зоны расположения данных деталей.

1)  $D_3 = (54,05 - 11,9) \cdot 0,9 = 37,93$  (Зона заполнения 3 детали)

2)  $D_1, D_2, D_5 = (54,05 - 37,93) \cdot 0,5 = 8,08 + 45,95 = 54,03$  (Зона заполнения 1,2 и 5 деталей)

3) В оставшейся зоне будет располагаться Деталь 4 (Рис. 2)

|      |      |      |      |      |      |      |      |      |      |
|------|------|------|------|------|------|------|------|------|------|
| 36.9 | 38.8 | 40.7 | 42.6 | 44.5 | 46.4 | 48.3 | 50.2 | 52.1 | 54.1 |
| 30.6 | 32.5 | 34.4 | 36.3 | 38.2 | 40.1 | 42.1 | 43.9 | 45.8 | 47.8 |
| 24.4 | 26.3 | 28.2 | 30.1 | 32.1 | 33.9 | 35.8 | 37.7 | 39.6 | 41.5 |
| 18.1 | 20.1 | 21.9 | 23.8 | 25.7 | 27.6 | 29.5 | 31.4 | 33.3 | 35.3 |
| 11.9 | 13.8 | 15.7 | 17.6 | 19.5 | 21.4 | 23.3 | 25.2 | 27.1 | 29.1 |

Рис. 2. Зоны с указанием времени заполнения

**Заключение.** На двух абстрактных примерах было показано, что не существует четко отлаженной системы распределения деталей в стеллажах и для каждого отдельного случая необходимо производить отдельный расчёт по каждой ячейке, с целью найти наиболее оптимальный выбор и максимально уменьшить время работы крана и производства, что приводит ко многим успехам, таким как: экономия времени, уменьшение затрат электроэнергии, меньший износ крана, экономия расходов предприятия, удобный порядок работы [3]. Для временной оценки каждой ячейки склада можно смоделировать работу крана-штабелера с использованием программного языка программирования LabVIEW [4].

### Список литературы

[1] Смехов А.А. Автоматизированные склады. 3-е изд. М.: Машиностроение, 1979. – 288 с.

[2] Анцев В.Ю., Шафорост А.Н., Мокин Д.Г., Витчук Н.А. Оптимизационный синтез транспортно-складских систем промышленных предприятий. Подъемно-транспортное дело. 2017. № 2-3 (89). С. 27-29.

[3] Маликов О.Б. Проектирование автоматизированных складов штучных грузов. Л.: Машиностроение, 1981. – 240 с.

[4] Мокин Д.Г. Применение среды LabVIEW при моделировании объектов и процессов подъемно-транспортного машиностроения. Известия Тульского государственного университета. Технические науки. 2013. № 7-1. С. 195-198.

**Кабанков Евгений Ричардович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: zenit4ik17@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



М.В. Донченко

## **ПОВЫШЕНИЕ ЭФФЕКТИВНОСТИ ИСПОЛЬЗОВАНИЯ ЩЕБНЕОЧИСТИТЕЛЬНЫХ МАШИН**

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

В состав верхнего строения железнодорожного пути входят балластная призма, рельсошпальная решетка (РШП), установленная на балластную призму. Балластный слой необходим для принятия нагрузки от шпал и последующей передачи её на почву. Верхнее строение пути воспринимает и упруго передает на земляное полотно динамические воздействия от колёс подвижного состава [1].

Срок службы балластной призмы зависит от интенсивности загрязнения и степени засорения балласта частицами с проходящих поездов, а также попадающего извне мусора между фракциями щебня. Эти факторы приводят к негативным процессам в строении пути, таким как ухудшение дренажной способности полотна, несущей способности под действием нагрузок проходящих подвижных составов, что приводит к деформации пути и его отклонению от проектного положения. Итогом становится ограничение скоростного режима прохождения поездов и снижение безопасности движения. Возникает необходимость восстановления исходных характеристик призмы путём её очистки или замены.

Для процесса очистки используют такие машины, как СЧ-601, СЧ-800, ЩОМ-1200, РМ-80, РМ-95F, РМ-2002 и т.д. Все машины имеют различную конструкцию, но функционально состоят из добывающе-распределительного и очистного модулей и отличаются компоновкой механизмов и производительностью. В данный момент проходит испытания высокопроизводительная щебнеочистительная машина ЩОМ-1400.

Добывающе-распределительный модуль производит вырезку засоренного балласта из-под РШП, а также укладку и распределение очищенного балласта под РШП. Очистной модуль состоит из высокопроизводительных грохотов, с помощью которых производится очистка щебня [2]. Транспортировка очищенного и загрязненного щебня производится с помощью системы ленточных конвейеров [3].

Перед началом работы щебнеочистительной машины производится подготовительный этап, включающий в себя: ослабление крепления двух шпал и смещение их в сторону, а также удаление из-под РШП балласта для установки подпутной балки и соединения её с направляющими желобами. Для выполнения этих работ на первом этапе требуется удаление большого объема щебня из-под РШП вручную с помощью лопат силами бригады работников машины. Весь цикл подготовки машины к работе может занимать от 40 до 60 минут, что уменьшает объем выполняемых машиной работ за

время периода закрытия перегона на выполнение ремонтных работ. Поэтому актуальным является снижение времени подготовки машины к работе.

Задача по увеличению производительности и уменьшению времени подготовки машины может решаться механизацией ручного труда путём установки дополнительного специального оборудования в состав машины. Подготовительный комплекс может быть установлен в машине в свободное пространство подрамной части, а также в передней или задней части машины на специальной платформе. Подрамное пространство добывающей секции является наиболее целесообразным с конструктивной точки зрения для установки дополнительного оборудования.

В составе комплекса ЦОМ-1400 предусматривается пробивщик шпальных ящиков, состоящий из двух независимых модулей, работающих синхронно. Они установлены на поперечной направляющей и перемещаются с помощью гидроцилиндров. При вертикальном перемещении рабочего органа происходит продавливание застрявшего балласта между шпалами.

Одним из вариантов увеличения функциональной возможности пробивщика является его оснащение сменным рабочим органом в виде «лопат». При вертикальном перемещении «лопата» погружается в щебень и перемещает его в сторону при горизонтальном перемещении. После окончания подготовительных работ пробивщик приводится в рабочее положение с установкой на нем пробивочных «рамок».

Механизация ручного труда подготовительных работ для приведения щебнеочистительной машины в рабочее положение, путём доработки конструкции пробивщика балласта, позволит уменьшить физические нагрузки на работников бригады и снизить время на подготовку машины, что позволит оптимизировать работу на время «окна».

### Список литературы

- [1]. *С.А. Соломонов*. Путевые машины. – М.: Желдориздат, 2000 – 756 с.
- [2]. *Шубин А.А., Ермоленко В.А., Витчук П.В., Качан М.А.* Анализ работы вибрационного грохота // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017 – № 3 (14). – С. 6-10.
- [3]. «Региональный Центр Инновационных Технологий» Путевые машины, применяемые в ОАО «РЖД» Конструкция, теория и расчет. – <http://rcit.su/techinfo33.html> – (дата обращения 27.03.2018)

**Донченко Михаил Владимирович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: [donchenkomv@mail.ru](mailto:donchenkomv@mail.ru)

А.В. Трошкин

## **ПРОГРАММНЫЙ КОМПЛЕКС ДЛЯ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ВЕТРОВОЙ НАГРУЗКИ, ДЕЙСТВУЮЩЕЙ НА КРАН**

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

В качестве объекта, для которого реализуется программный комплекс, принимается башенный кран. Строительные башенные краны являются основными грузоподъемными машинами в строительстве и предназначены для механизации строительно-монтажных работ при возведении жилых, гражданских и промышленных зданий и сооружений, а также для выполнения различных погрузочно-разгрузочных работ на складах, полигонах и перегрузочных площадках. Грузоподъемные устройства, расположенные вне зданий, должны работать в любую погоду, в том числе и в ветреную. Предельное давление ветра, при котором еще возможна и безопасна работа крана, определяет ветровую нагрузку на кран в рабочем состоянии. Кран в нерабочем состоянии рассчитывают на давление ветра, имеющего место при шторме, буре или урагане. Нагрузки от ветрового воздействия на груз и кран определяются в соответствии с [1, 2].

В качестве базы для создания программного обеспечения был выбран пакет LabView [3], так как он позволяет решать технические задачи тестирования, измерения и управления с быстрым доступом к оборудованию и результатам обработки измерений.

Блок схема расчета представлена на рисунке 1. Наветренная площадь крана определяется в зависимости от угла поворота крана по направлению ветра.

В качестве входных данных принимались эксплуатационно-технические показатели крана: высота установки стрелы над землей, длина стрелы, масса поднимаемого груза и ряд других параметров [1, 2] для проведения расчета. В качестве промежуточных данных принималась рассчитываемая нагрузка от силы ветра. Из особенностей следует отметить, что генерация скорости ветра для «виртуального моделирования» основана на генерации случайного числа распределения  $\chi^2$ , а генерация направления ветра – по нормальному распределению. Реальные значения могут быть получены с установленных на кране датчиков скорости и направления ветра. Результат вычислений сил ветра, действующих на кран, приведен на рисунке 2.

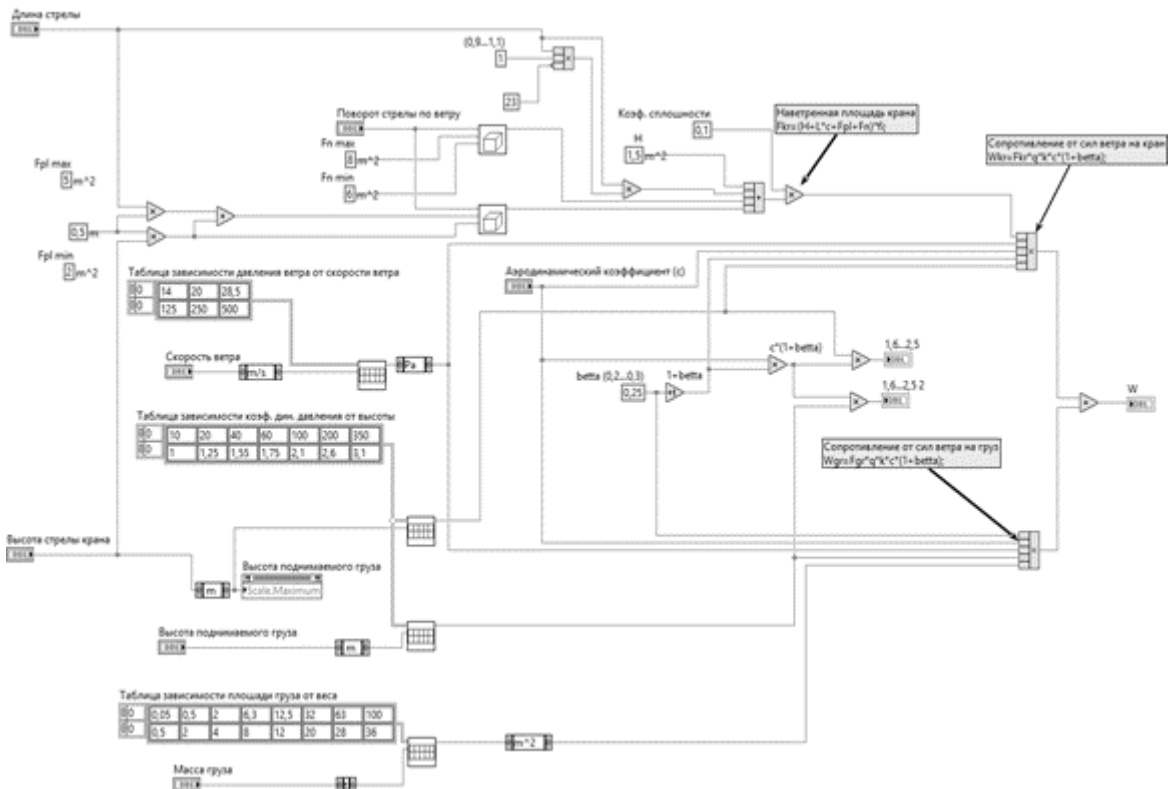


Рис.1. Блок-схема «виртуального прибора» LabView, реализующего расчет

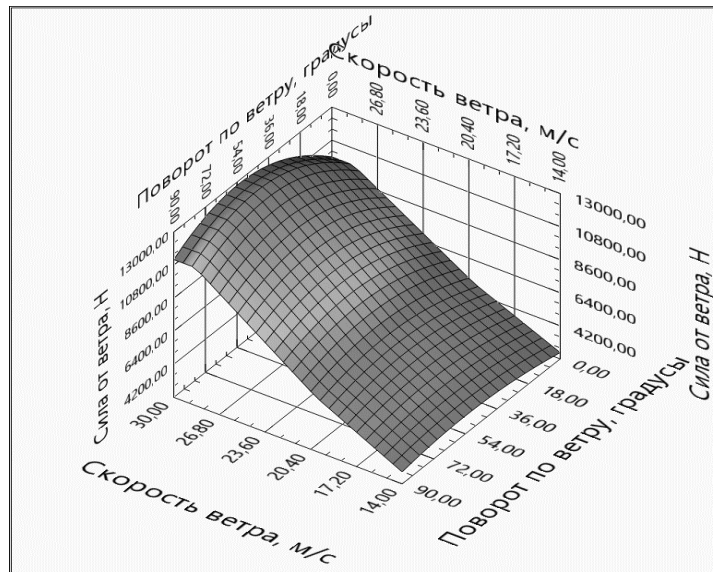


Рис. 2. Влияние скорости ветра и угла направления ветра на получаемую ветровую нагрузку на кран

Разработанный в LabView программный комплекс контролирует/анализирует промежуточные данные, и в случае применения промышленного логического контроллера вырабатывает на выходе управляющие сигналы для привода механизма поворота крана. Таким образом, происходит автоматический разворот крана в определенную сторону (по ветру), что предотвращает возможность его опрокидывания.

### **Список литературы**

[1]. ГОСТ 1451-77 Краны грузоподъемные. Нагрузка ветровая. Нормы и методы. – М.: Издательство стандартов, 2003. – 18 с.

[2]. Вайсон А.А. Подъемно-транспортные машины: учебник для вузов по специальности «Подъемно-транспортные, строительные, дорожные машины и оборудование». – М.: Машиностроение, 1989. – 83 с.

[3]. Д. Тревис, Д. Кринг. LabVIEW для всех. – М.: ДМК Пресс, 2015. – 904 с.

**Трошкин Алексей Валерьевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: troshkin\_aleksei44@mail.ru

К.С. Березкин

## **ПУТИ МОДЕРНИЗАЦИИ ВЫПРАВочно-ПОДБИВочно-ОТДЕЛОЧНОЙ МАШИНЫ ВПО-3000**

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

В процессе эксплуатации железнодорожного пути на путевую решетку воздействуют поездные нагрузки, которые передаются на балластный слой и вызывают его обратимые (упругие) и необратимые (остаточные) деформации. С течением времени деформации накапливаются, как правило, неравномерно по протяжению пути. Положение рельсошпальной решетки изменяется сначала в пределах отступления I степени допусков, а затем и за пределами допусков (натурное положение), т.е. наблюдаются расстройтва пути, вызывающие эксплуатационные ограничения (скорости движения поездов и др.). Для обеспечения плавного и безопасного движения поездов периодически требуется устанавливать путевую решетку в проектное положение (производить выправку) и одновременно фиксировать её уплотнением балластного слоя (производить подбивку). В путевом хозяйстве эти технологические операции выполняются рядом машин тяжелого типа, обеспечивающих выправку, отделку, уплотнение и стабилизацию пути. На финишной операции применяется выправочно-подбивочно-отделочная машина ВПО-3000 [1].

Машина непрерывного действия ВПО-3000 предназначена для механизированного выполнения одновременно, т. е. за один проход, комплекса путевых работ: чистовой дозировки выгруженного на путь балласта, выправочной подъёмки пути с постановкой его в требуемое положение в продольном и поперечном (по уровню) профилях и в плане (рихтовка), уплотнения балластной призмы и отделки отремонтированного пути. Машина применяется при капитальном, среднем и подъёмочном ремонтах пути и его текущем содержании независимо от типа рельсов и их креплений, шпал и рода балласта. Она обеспечивает производительность до 3000 м/ч, поэтому для соблюдения установленных допусков при выправке положения рельсового пути, помимо ручного (кнопочного), предусмотрено автоматическое управление рабочими органами [2].

Машина ВПО-3000 создана в СССР в конце 1950-х годов и, несмотря на большой возраст и длительность эксплуатации, не потеряла свою актуальность в наше время, и исправно служит на сети железных дорог как в нашей стране, так и за ее пределами. От имеющихся аналогов машину ВПО-3000 выгодно отличают повышенная производительность и оригинальные технические решения механизмов непрерывного (в движении) уплотнения балласта, выправки и отделки пути. Высокая степень гидрофикации узлов и автоматизации производственных процессов позволила снизить количество обслуживающего персонала, повысить качество выпол-

няемых работ при восстановлении несущей способности и геометрии железнодорожного пути. Однако, машина не обделена недостатками, выявленными на протяжении многолетнего опыта использования ее в строительстве и ремонте железнодорожного полотна, например, в машине для захвата и удержания рельсошпальной решетки применяется электромагнит, не дающий уверенного закрепления рельса, что может приводит к отрыву рельса от магнита во время работы.

Высокая стоимость машины, ее широкая распространенность на сети дорог и рассчитанная на многолетнее использование несущие конструкции говорят о нецелесообразности, вывода данного типа машин из эксплуатации. Целесообразно, с учетом многолетнего опыта использования машины, произвести модернизацию или замену отдельных морально устаревших рабочих узлов, доработку или замену механизмов, сдерживающих повышение производительности машины. Использование современных методик расчета и результатов, полученных экспериментально, прикладных пакетов программ позволит снизить металлоемкость отдельных узлов.

Чтобы снизить энергопотребление и исключить случаи срыва рельса от электромагнита, в реальных условиях приходится снижать скорость машины, что отрицательно сказывается на производительности. Модернизация может вестись в нескольких направлениях:

- замена электромагнита в механизме подъема и сдвига пути на более надежный с роликовыми захватами;
- совершенствование конструкции основных вибрационных уплотнительных плит;
- использование частоты вибровозбудителей уплотнительных плит обеспечивающей выбротекучесть материала [3];
- совершенствование конструкции вибрационных уплотнителей откосов и их механизма привода.

Реализация данных мероприятий позволит не только продлить срок службы эксплуатирующихся машин, но и повысить их конкурентоспособность в сравнении с современными машинами, выполняющими аналогичные работы.

### Список литературы

[1]. Показатели качества уплотнения машины для уплотнения балластной призмы, выправки и отделки пути – <http://poznayka.org/s27766t1.html> – (дата обращения 25.03.2018)

[2]. Выправочно-подбивочно-отделочная машина ВПО-3000 <http://scaletrainsclub.com/board/viewtopic.php?t=2460> – (дата обращения 25.03.2018)

[3]. Шубин А.А., Ермоленко В.А., Витчук П.В., Качан М.А. Анализ работы вибрационного грохота // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017 – № 3 (14). – С. 6-10.

**Березкин Кирилл Сергеевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: b\_kirill95@mail.ru

В.А. Плотников

## РАСЧЕТ ВИНТОВОЙ ПЕРЕДАЧИ РОМБОВИДНОГО ДОМКРАТА

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

Внезапный отказ автомобильной шины в результате прокола приводит к вынужденной остановке, в том числе, в неудобном месте. Требуется замена колеса с применением домкрата.

Винтовой ромбический домкрат-пантограф (рисунок 1) предназначен для вывешивания колёс автомобиля при устранении неисправностей. Домкрат имеет симметричную силовую схему.

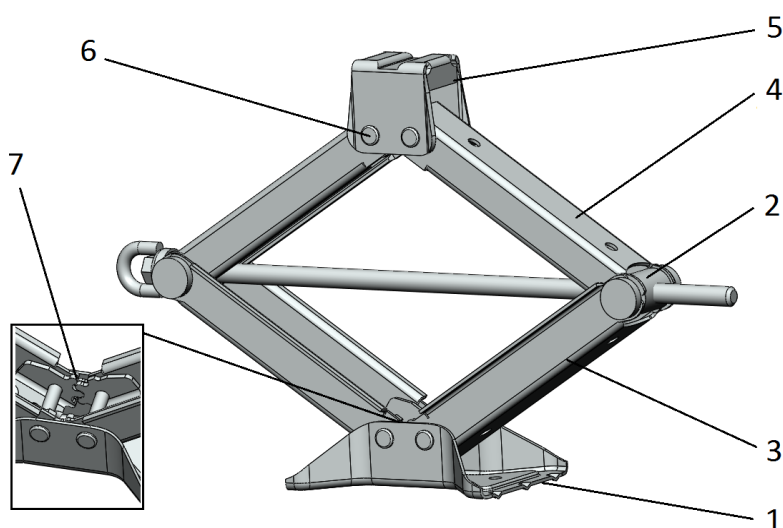


Рис. 1 Винтовой домкрат – пантограф:

1 – основание; 2 – винтовая пара; 3 – стойка нижняя; 4 – стойка верхняя; 5 – опора верхняя; 6 – шарниры стоек; 7 – зубчатые уравниатели

Основные силовые элементы – стойки, выполнены из листовой стали путем гибки. Стойки имеют П-образное открытое сечение с местными усилениями отгибкой.

Подъем осуществляется смещением рычагов домкрата относительно шарниров, связывающих их в единую кинематическую схему. Смещение производится винтовой парой. При закручивании винта уменьшается расстояние между боковыми шарнирами, а между нижним и верхним шарнирами - увеличивается.

Винтовая пара состоит из винта в сборе и оси с резьбой(гайкой). Винт фиксируется в сборе тавровым сварным швом. Резьба винтовой пары – трапецеидальная. Резьба винта получена накаткой.

В процессе работы домкрат опирается на основание. Нагрузка прикладывается к верхней опоре. Благодаря шарнирным соединениям нагрузка  $F$  распределяется по элементам домкрата следующим образом: стойки работают на



сжатие, винт – на растяжение, оси шарниров работают на срез. В местах контакта осей шарниров и осей винтовой пары материал стоек работает на смятие.

Зубчатые уравниатели служат для предотвращения складывания ромба пантографа в случае действия боковой компоненты силы, лежащей в плоскости ромба.

Современные домкраты предполагают хранение в условиях, не допускающих загрязнения движущихся частей, в первую очередь, резьбы и требуют смазки винта, при наличии передачи винт – гайка. В действительности условия хранения в багажнике автомобиля не являются идеальными.

Износостойкость существующих передач винт – гайка в домкратах недостаточна, так как трение сталь по стали приводит к местному схватыванию и заеданию в результате выдавливания смазки и больших удельных давлений в резьбе, сопровождающихся внедрением загрязняющих частиц.

Предлагаем рассмотреть в качестве материала гайки износостойкий чугун ИЧХ28Н2 с характеристиками:  $\delta_b = 390$ ;  $\delta_{изг} = 690$ ; НВ 390-640.

1. Условие износостойкости резьбы при наличии смазки:

$$p = \frac{2 * F}{3.14 * d_2 * H} < [p],$$

где  $F = 1,5 \text{ т} = 1,5 * 10^4 \text{ Н}$  – динамическая максимальная нагрузка в нижнем положении груза;  $d_2 = 10.5 \text{ мм}$  – средний диаметр винта (при наружном диаметре винта  $D = 12 \times 3 \text{ мм}$ , внутренний диаметр гайки  $d_1 = 9 \text{ мм}$ );  $H = 21 \text{ мм}$  – рабочая длина гайки (при полной длине гайки 25 мм и двух фасках  $2 \times 45^\circ$ );  $[p] = 5 \text{ Н/мм}^2$  – допускаемое контактное давление для винта из закаленной стали и неантифрикционного чугуна.

Приравниваем (условно) износостойкость гайки из стали А12 ГОСТ 1414 горячекатаной (НВ 160) к износостойкости неантифрикционного серого чугуна (СЧ 18-36, СЧ 24-40). Сталь А12 не допускается к применению во вновь создаваемой и модернизируемой технике.

Получим:

$$p = \frac{2 * 1.5 * 10^4}{3.14 * 10.5 * 21} = 43 > 5 \frac{\text{Н}}{\text{мм}^2}$$

Условие износостойкости не выполнено.

2. Предлагаем ввести в расчет значения:

–  $F = 1 \text{ т}$ ;

– Винт  $D = 20 \times 4$ ;  $d_1 = 16 \text{ мм}$ ;  $d_2 = 18 \text{ мм}$ ;

– Гайка  $H = 40 \text{ мм}$ ;

– Чугун АМС – 1 ГОСТ 1585  $[p] = 14 \text{ Н/мм}^2$  с пластинчатым графитом и низким трением.

Получим:

$$p = \frac{2 * 10^4}{3.14 * 18 * 40} = 8.85 < 14 \frac{\text{Н}}{\text{мм}^2}$$

Есть запас износостойкости.

3. Уменьшим размеры:

$$D = 14 \times 3; d_1 = 9 \text{ мм}; d_2 = 11.5 \text{ мм}; H = 28 \text{ мм}.$$

$$p = \frac{2 * 10^4}{3.14 * 11.5 * 28} = 19.8 \frac{\text{Н}}{\text{мм}^2}:$$

Имеем превышение давления.

Если учесть, что  $[p] = 14 \text{ Н/мм}$  дано для машинного режима со скоростью скольжения  $V_1 = 0.3 \text{ м/с}$ , а также  $[p]_2 = 85 \text{ Н/мм}$  при  $V_5 = 5 \text{ м/с}$ , то в ручном режиме имеем в 15 раз меньше, чем  $V_1$  (Рис.2):

$$V_p = \frac{\pi * n}{30} * \frac{D}{2} = \frac{3.14 * 30}{30} * \frac{0.014}{2} = 0.02 \frac{\text{м}}{\text{с}},$$

где  $n_p = 30 \text{ об/мин}$  – частота ручного вращения винта.

Предлагаем принять вариант 3, с учетом ручного режима и редкого использования домкрата.

Расчет на срез и смятие резьбы и гайки не обязателен, так как даже для бронзовой гайки расчет показывает избыточную прочность и среза резьбы ходовых винтов не зарегистрировано.

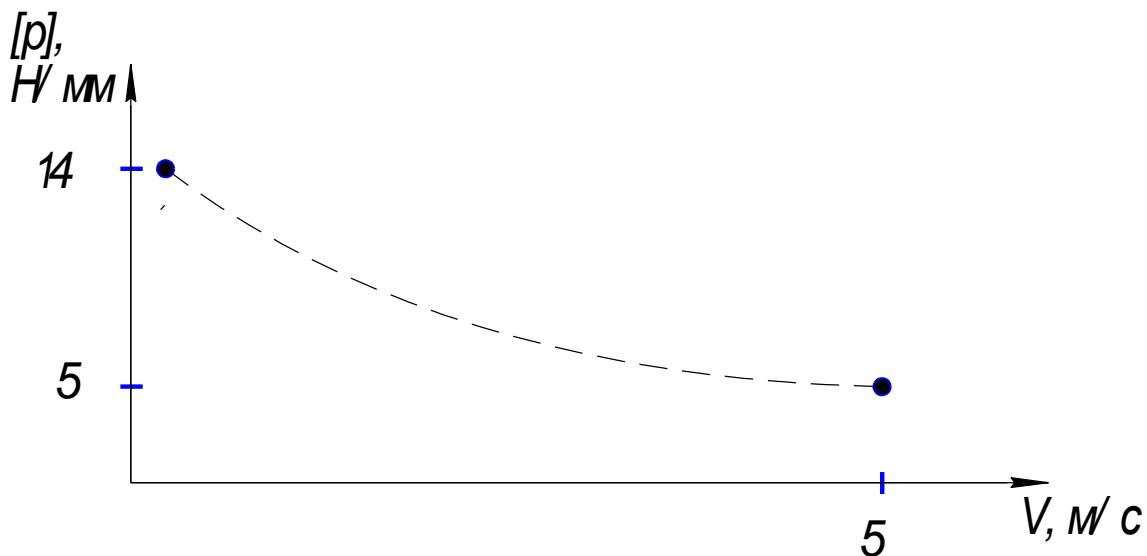


Рис. 2 Зависимость допустимого контактного давления винта от скорости скольжения

4. Предлагаем рассмотреть вариант 1 с чугунной гайкой АЧС – 5,  $[p] = 43 \text{ Н/мм}$  (см. п.1) можно принять с учетом того, что ручная скорость  $V_p = 0.02 \text{ м/с}$  в 20 раз меньше  $V_{30} = 0.4 \text{ м/с}$ .

Расчет показывает, что размеры гайки  $12 \times 3 \text{ мм}$  с трапецеидальной резьбой приемлемы по износостойкости в ручном режиме под нагрузкой 1,5 т. При редком использовании, но с обязательной заменой материала гайки на чугун АЧС– 5 ГОСТ 1585.

5. Дополнительный вариант гайки.

5.1 Примем  $D = 14 \times 2 \text{ мм}; d_2 = 15 \text{ мм}; F = 1.5 \text{ т}$ .

Гайка: чугун АЧС – 5 с шаровым графитом  $[p] = 30 \text{ Н/мм}^2$  при  $V < 0.4 \text{ м/с}$ .

Высота гайки  $H = 32 \text{ мм}$ .

5.2 Расчет напряжения смятия:

$$p = \frac{2 * 1.5 * 10^{-4}}{3.14 * 15 * 32} = 19.9 < 30 \frac{\text{Н}}{\text{мм}^2},$$

Условие износостойкости и несмятия резьбы выполняется (с запасом 1.5).

5.3 Расчет напряжения среза:

$$\tau_{\text{ср}} = \frac{F}{3.14 * D * kH} = \frac{3.5 * 10^4}{3.14 * 14 * 0.65 * 32} = 38.2 \frac{\text{Н}}{\text{мм}^2} < 40,$$

где  $k = 0.65$  – коэффициент неравномерности нагрузки трапецидальной резьбы;  $[\tau] = 40 \text{ Н/мм}^2$  – допускаемое напряжение среза для чугуна АЧС – 5 ГОСТ 1585 (условно взят наименее прочный чугун, равнопрочный бронзе)  $\delta_{\text{в}} = 100 \text{ Н/мм}^2$ , при наличии вибрации.

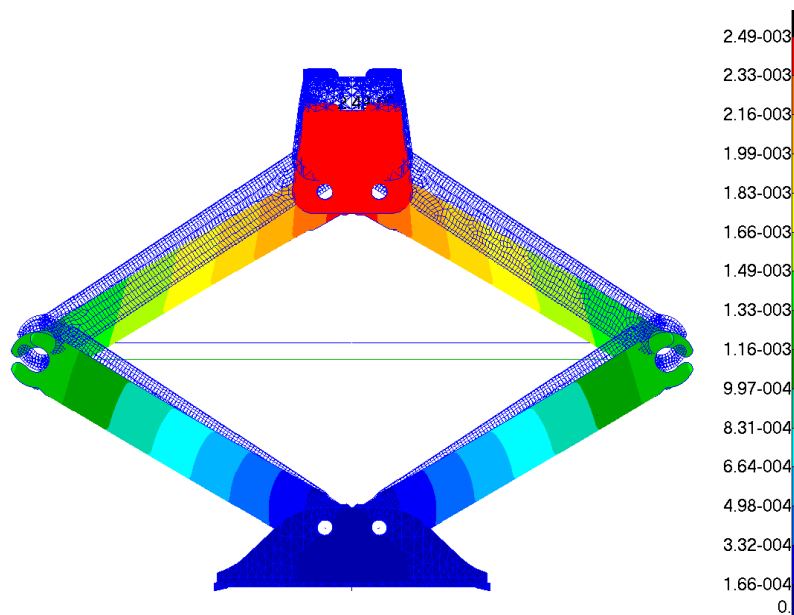


Рис. 3 Напряженное состояние домкрата

Последний вариант считаем наиболее предпочтительным.

Анализ напряженного состояния рычажной системы домкрата позволяет сделать вывод о том, что он имеет достаточно высокую прочность (Рис. 3).

### Список литературы

[1] Ермоленко В.А., Лесовский И.О. Расчет усилия затяжки гайки для эксцентричной оси. – М.: Издательство МГТУ им. Н.Э. Баумана – 2014 г.

[2] Ермоленко В.А., Шубин А.А., Гаах Т.В., Сероштан В.И. Анализ способов контроля трещинообразования в металлоконструкциях. – Издательство ТулГУ – 2017 г.

[3] Ермоленко В.А., Исаченко А.О. Ограничитель грузоподъемности мостового крана. – Издательство МГТУ им. Н.Э. Баумана. Т. 3 – 2016 г.

**Плотников Вячеслав Александрович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: enotik-slava@yandex.ru

Д.М. Юданов

## **ТРАНСПОРТИРОВАНИЕ РОТОРНОГО ЭКСКАВАТОРА ЗА ПРЕДЕЛЫ РАБОЧЕЙ ЗОНЫ**

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

Применение роторных экскаваторов является повсеместным, и они широко используются для множества видов работ, проводят добычающие работы, посредством черпания ковшом, удаляют извлеченные породы в отвалы, способны извлекать полезные породы целыми пластами, часто используются для рытья траншейных ям и канав, занимаются отгрузкой пород, их транспортировкой и складированием.

Роторный экскаватор представляет собой самоходную машину непрерывного действия, экскавирующую породу ковшами, укрепленными на роторном колесе, и предназначенную для одновременной выемки и транспортирования вскрышных пород или полезного ископаемого. Транспортирование породы после разгрузки ее из ковшей ротора осуществляется конвейером, расположенным на стреле.

Роторный экскаватор представляет собой самоходную машину непрерывного действия, экскавирующую породу ковшами, укрепленными на роторном колесе, и предназначенную для одновременной выемки и транспортирования вскрышных пород или полезного ископаемого. Транспортирование породы после разгрузки ее из ковшей ротора осуществляется конвейером, расположенным на стреле [2].

В пределах карьера экскаватор перемещается по средствам гусеничной тележки, способной, на малой скорости, осуществлять движение на небольшие расстояния. К числу преимуществ гусеничной тележки можно отнести:

- высокую надежность;
- повышенную проходимость на почвах с низкой несущей способностью;
- повышенный коэффициент сцепления за счет копирования поверхности, т.е. постоянный контакт обеих гусениц с грунтом;
- низкое среднее давление на грунт.

Однако, гусеничные экскаваторы уступают колесным по массе, скорости движения, универсальности использования [1].

В связи с этим, возникает проблема перемещения экскаватора за пределами рабочей зоны (карьера) на расстояния, превышающие область ведения текущих работ.

В ходе проведенных исследований в области перемещения экскаваторов и машиностроения, было предложено решение замены ходовой части роторного экскаватора в рабочих условиях.

Принцип работы заключается в следующем: Экскаватор, находясь в рабочей зоне, на гусеничном ходу, отстыковывается от гусеничной тележки и выдвигает аутригеры, тем самым поднимая собственную конструкцию. Ходовое оборудование убирается из-под экскаватора и заменяется специально оборудованным автомобилем МАЗ-537Л. После чего конструкция опускается и стыкуется с корпусом автомобиля. По завершению замены ходовой части, аутригеры перемещаются в транспортное положение.

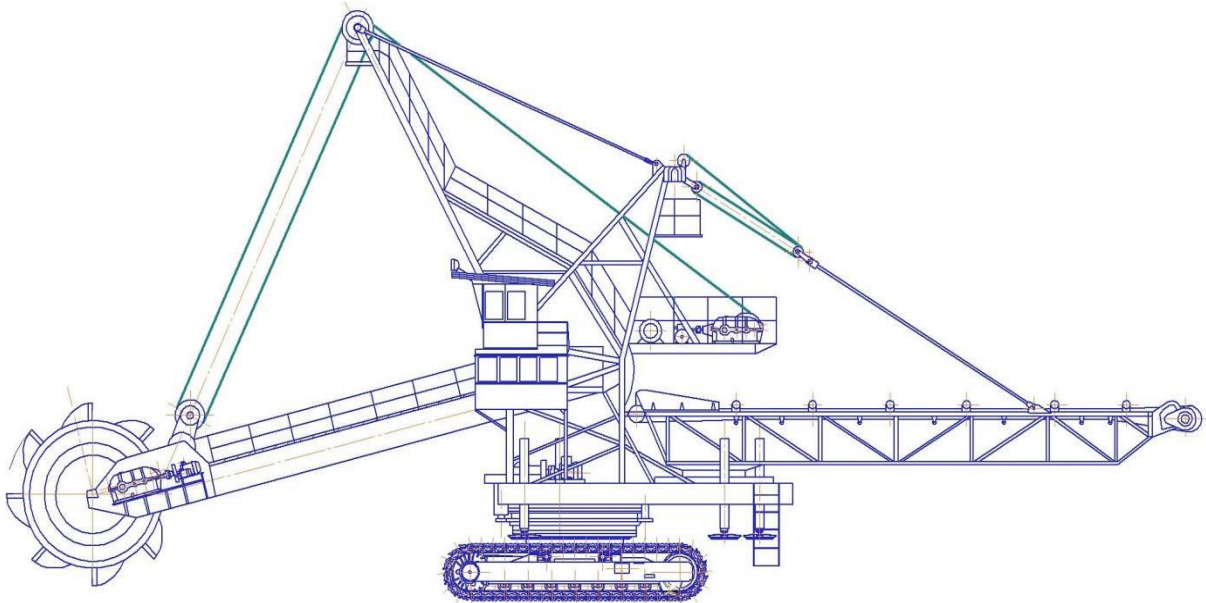


Рис. 1. Экскаватор роторный на гусеничной тележке

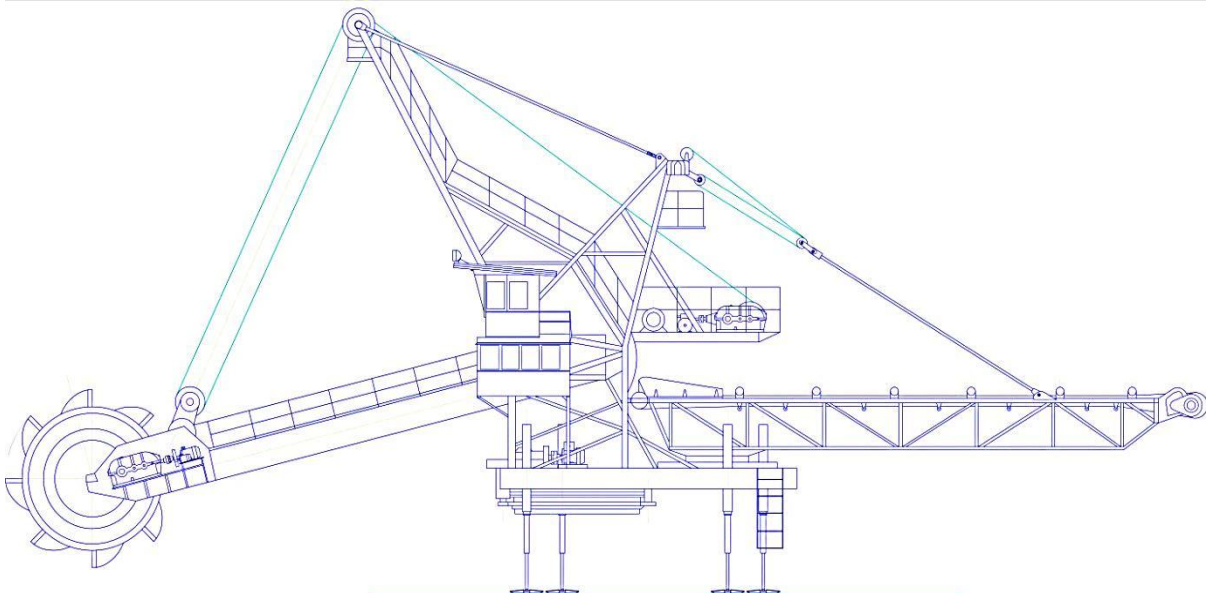


Рис. 2. Экскаватор роторный на аутригерах

Ротор, так же, может являться прицепным оборудованием к трактору, конструироваться на основе тракторного шасси со значительной доработкой базовой машины, либо использовать базовое шасси [3].

Для инженерных войск был построен ряд машин, предназначенных для отрывки котлованов и представляющих собой роторный экскаватор. Базой, служили военные тягачи: АТ-Т (выпускавшиеся с 1957 года Дмитровским экскаваторным заводом); пневмоколесный тягач КЗКТ-538 (выпускавшиеся Дмитровским экскаваторным заводом с 1975 года), МТ-Т «Эней» (Создан с использованием элементов шасси танка Т-64).

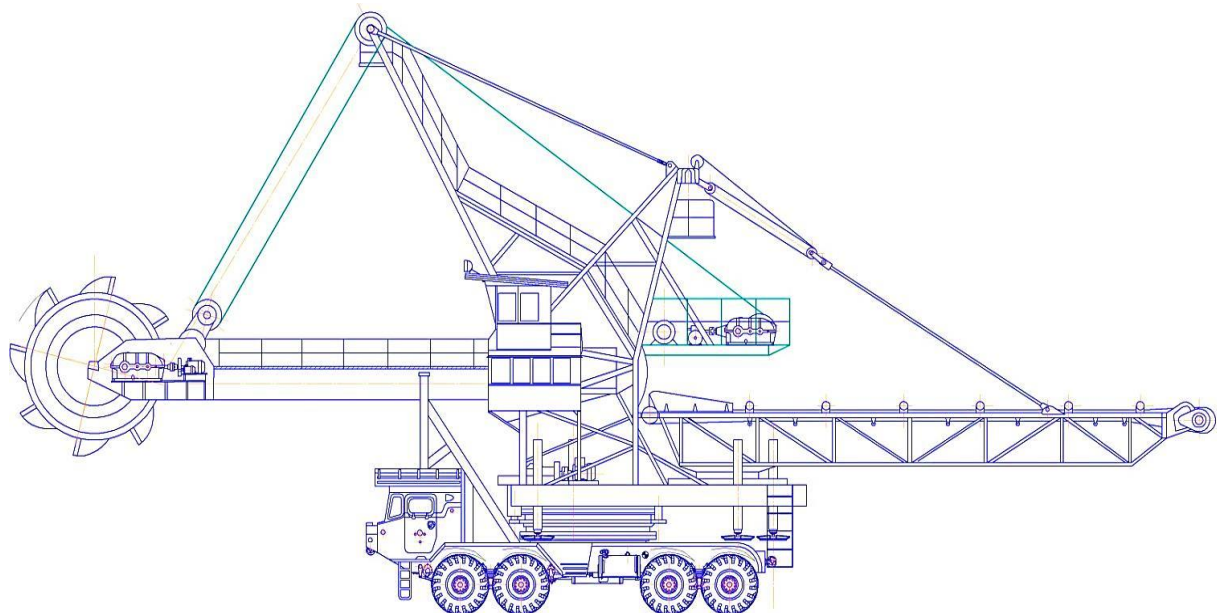


Рис. 3. Экскаватор роторный на автомобильном ходу

Кабина автомобиля заменена кабиной от МЗКТ-79221 для защиты водителя от аварийной ситуации (падения стрелы).

### Список литературы

- [1]. Беляков Ю.И., Владимирова В.М. Совершенствование экскаваторных работ на карьерах. Москва издательство «Недра» 1974, 303 с.
- [2]. Домбровский Н.Г., Многоковшовые Экскаваторы. Конструкция, теория и расчёт, Москва, издательство «Машиностроение» 1972, 432 с.
- [3]. Сероштан В.И., Гармаш Н.З., Федотов П.И. и др. Рабочий орган роторного экскаватора, пат № 251471 Рос. Федерации; опубл. 26. 08. 69. Бюл. № 27.

**Юданов Дмитрий Михайлович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: Yudanovdmitriy@yandex.ru

Д.М. Генералов

## УСОВЕРШЕНСТВОВАНИЕ КОНСТРУКЦИИ МОСТОВОГО КРАНА, НАПРАВЛЕННОЕ НА УСТРАНЕНИЕ ПОСЛЕДСТВИЙ ПЕРЕКОСА ПОДКРАНОВЫХ РЕЛЬСОВ

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

Анализ современных проблем, возникающих при эксплуатации подъемно-транспортного оборудования, в частности мостовых кранов, и другого оборудования, использующего в своей работе подкрановые рельсы, показывает, что их перекос оказывает существенное влияние на последующую эксплуатацию оборудования, а сами проблемы крайне актуальны [1, 2 и пр.]. При движении крана одна сторона моста может забегать вперед, при этом реборды ходовых колес, упираясь в боковую грань подкранового рельса, изнашиваются; также изнашиваются рельсы. Эта проблема на начальных этапах может себя не проявлять, но спустя некоторое время эксплуатации может привести к техническим неполадкам и полной замене рельса и крановых колес. Также существуют и другие причины износа подкранового пути и крановых колес: неисправности в механизме передвижения крана, нарушение правил технической эксплуатации крана и пр. [3].

Для устранения последствий перекоса подкрановых рельсов предлагается использовать подвижный эксцентриковый узел сочленения главной (пролетной) балки с концевой (ходовой), изображенный на рис. 1, 2. Мостовой кран содержит пролетную балку 1, концевые балки 2 с опорными катками 3, направляющими роликами 4 и вертикальной осью 5, закрепленными на концевой балке, эксцентриковую втулку 6, установленную на вертикальной оси с возможностью поворота относительно оси и пролетной балки 1.

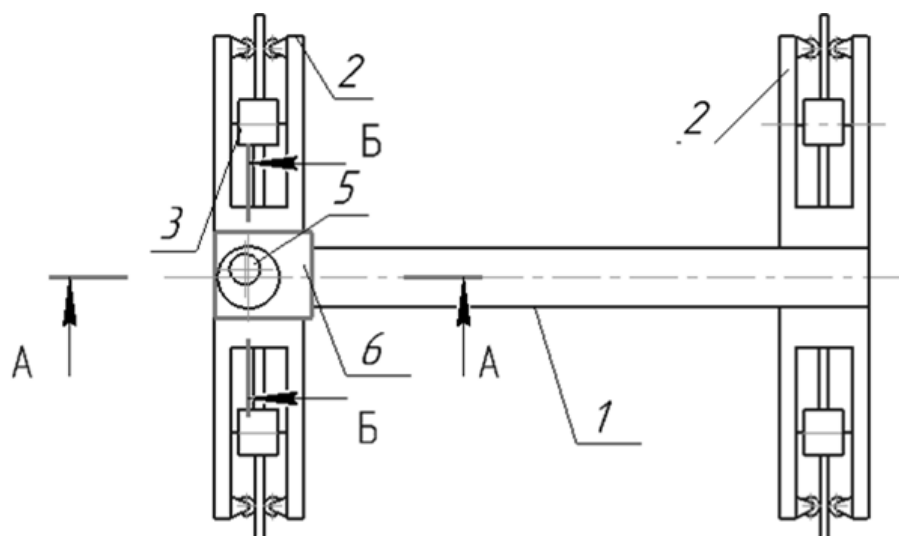


Рис.1. Схема мостового крана с подвижным эксцентриковым узлом сочленения, вид сверху

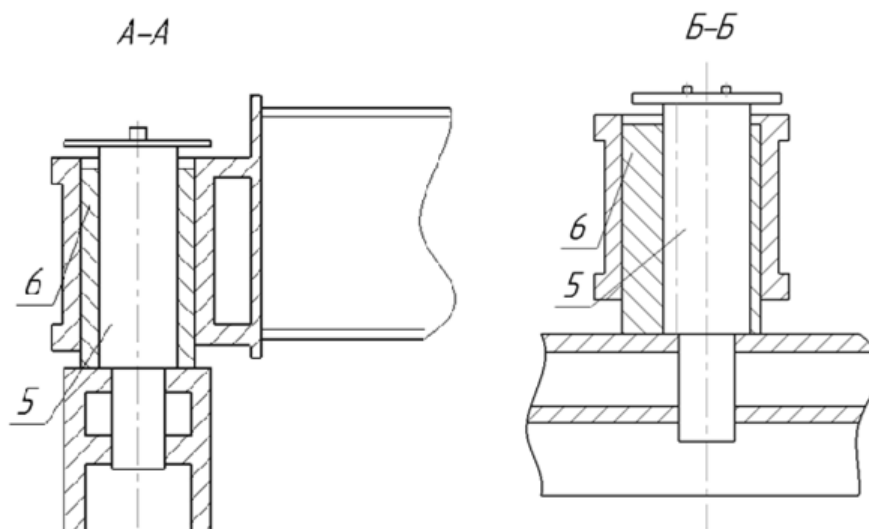


Рис.2. Подвижный эксцентриковый узел сочленения в разрезе

При изменении положения крана при движении по подкрановым путям с номинальным пролетом эксцентриковая втулка *б* принимает такое положение, чтобы эксцентриситет находился вдоль оси концевой балки. При перемещении крана по подкрановым путям, имеющим отклонения от номинального пролета, пролетная балка продолжает оставаться неподвижной, а концевая балка с вертикальной осью, увлекаемая направляющими роликами *4*, поворачивает эксцентриковую втулку *б* относительно пролетной балки и перемещается в сторону отклонения пролета в пределах эксцентриситета втулки. Вертикальная ось *5* может быть закреплена и на пролетной балке. В этом случае эксцентриковая втулка *б* при отклонениях пролета путей будет поворачиваться относительно концевой балки.

Таким образом, обеспечивается надежная работа крана на подкрановых путях с изменяющимся пролетом и решается проблема уменьшения трения между реборами крановых колес и рельс.

### Список литературы

- [1]. Александров М.П. Грузоподъемные машины. – М.: Издательство МГТУ им. Баумана, Высшая школа, 2000. – 552 с.
- [2]. Заярный С.Л., Раевский В.А., Смолоник А.Е. Моделирование механической системы привода передвижения крана // Подъемно-транспортное дело. – 2015. – № 4-5. – С. 8-12.
- [3]. ГОСТ 27584-88 Краны мостовые и козловые электрические. Общие технические условия. – М.: ИПК Издательство стандартов, 2003. – 18 с.

**Генералов Дмитрий Михайлович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: dmitriygeneralov@mail.ru



Н.В. Трухов

## УСТРОЙСТВО ДЛЯ ВЫРАВНИВАНИЯ НАТЯЖЕНИЙ В ТЯГОВЫХ КАНАТАХ ЛИФТА

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

Тяговые канаты в лифтах служат для передачи движения от лебедки на кабину и противовес. Тяговые канаты лифта закрепляют на поперечной балке рамы кабины или огибают закрепленные на ней отклоняющие блоки, если применяется не прямая канатная подвеска, отличная от схемы 1:1. Подвешивание каждого каната должно быть автономным [1].

Минимальное число ветвей канатной подвески принимается не менее трех для лифтов с канатоведущим шкивом и двух – с тяговым барабаном. По крайней мере, с одной стороны канатной подвески, должно устанавливаться устройство автоматического выравнивания натяжения отдельных ветвей каната [1].

Это устройство обычно представляет собой механизм на основе амортизирующих элементов сжатия. Подобные устройства, содержащие клиновые втулки и стальную винтовую пружину или полиуретановый амортизаторами показаны на рис. 1.

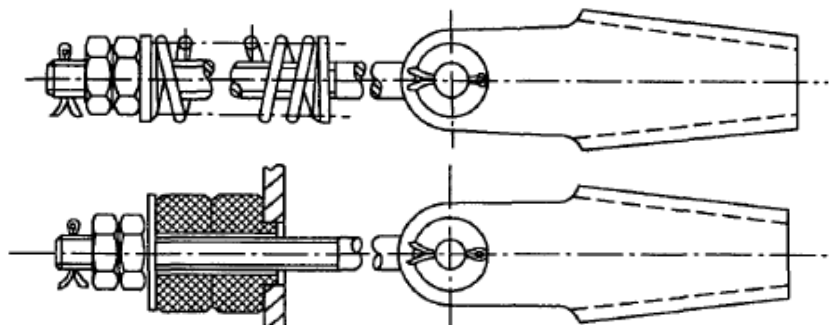


Рис. 1. Устройства для выравнивания натяжений в тяговых канатах лифта

Равномерность натяжения канатов в лифтовых установках обеспечивает более длительный срок службы канатоведущего шкива вследствие уменьшения износа его ручьев. Данная проблема особенно актуальна для лифтов с нечетным количеством тяговых канатов и с количеством тяговых канатов 6 и более, так как именно в подобных конструкциях обеспечение равномерности натяжения канатов весьма затруднено [2-4].

В книге [5] автором предложено несколько перспективных конструкций устройств для выравнивания натяжений в лифтах с ленточным тяговым органом: с зубчатой передачей, с винтовой передачей, с гидроцилиндрами. Преимуществами устройств с гидроцилиндрами являются наилучшее выравнивание натяжений за счет перераспределения давлений рабочей жидкости в гидроцилиндрах, а также возможность оборудования их датчиками, позволяющими контролировать положение рабочего органа и на этой основе определять натяжения в тяговых канатах в автоматическом режиме.

Таковыми датчиками могут быть: резистивные (потенциометрические), абсолютные цифровые, инкрементальные цифровые, бесконтактные цифровые датчики на основе оптоэлектроники или магниторезистивного эффекта, емкостные, индуктивные.

Рассмотрим более подробно последний вид. Принцип действия индуктивных датчиков основан на том, что в перемещение, которое предполагается измерить, вовлекается один из элементов магнитного контура, который вызывает тем самым изменение потока через измерительную обмотку и соответствующий электрический сигнал.

После проведения анализа по выбору конструкции и принципа действия устройства для выравнивания натяжений в тяговых канатах лифта была спроектирована гидравлическая подвеска для грузового лифта грузоподъемностью 2000 кг с шестью тяговыми канатами.

По рассчитанному усилию на один тяговый канат 3135 Н был выбран гидроцилиндр КГЦ 136 1ПТС-9 (рис. 2) с максимальным допускаемым усилием 4000 Н с возможностью установки индуктивного датчика положения SM180-HYD. Диапазон индуктивного датчика – 0...180 мм, что удовлетворяет техническим требованиям к рабочему ходу балансирной подвески тяговых канатов лифтовой установки.

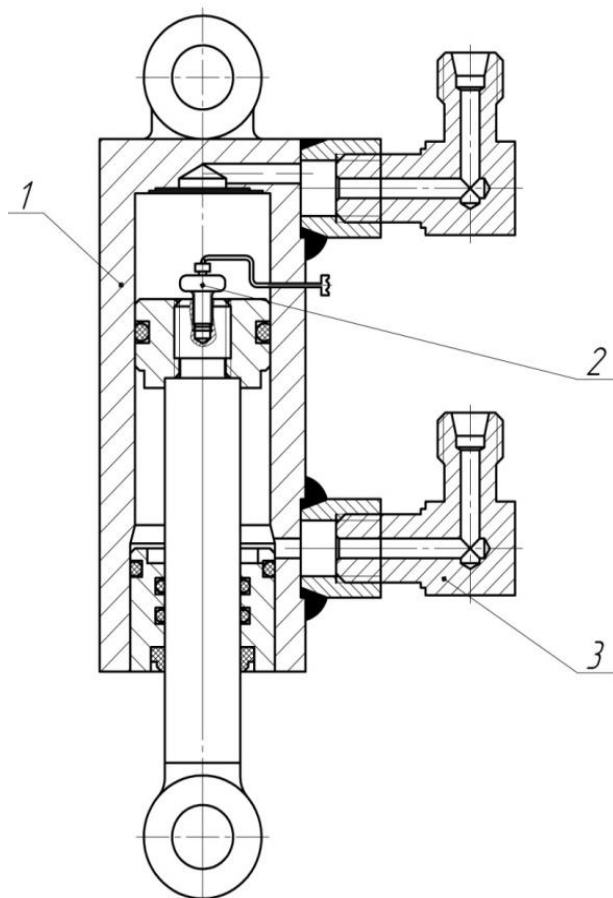


Рис. 3. Гидроцилиндр с датчиком положения:

1 – гидроцилиндр КГЦ 136 1ПТС-9; 2 – индуктивный датчик положения SM180-HYD;  
3 – угольник ввертной

Рама для предложенного устройства (рис. 3) была спроектирована на основе технической документации по монтажу и наладке грузовых лифтов, представленной профильной организацией ОАО «Калугалифтремстрой». Базовые элементы рамы были переработаны с целью уменьшения металлоемкости без потери несущей способности, также были проработаны места крепления гидроцилиндров и подвода аппаратуры записи данных с индуктивных датчиков.

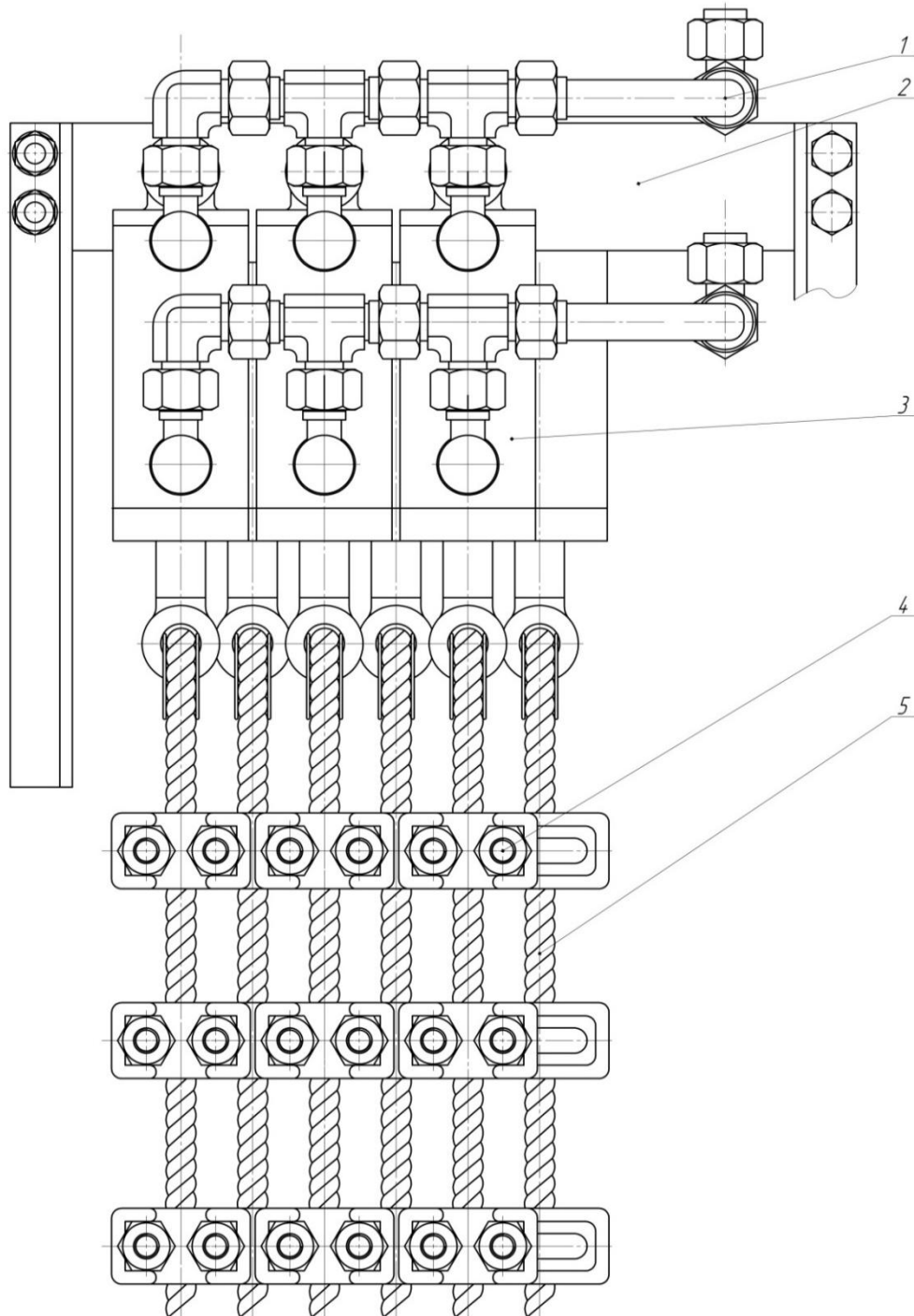


Рис. 3. Устройство для выравнивания натяжений в тяговых канатах:  
1 – трубопровод; 2 – рама; 3 – гидроцилиндр; 4 – канатный зажим; 5 – тяговый канат

Предложенная конструкция устройства для автоматического выравнивания натяжения в тяговых канатах лифта позволит увеличить ресурс канатоведущего шкива и тяговых канатов, а также автоматизировать контроль за состоянием канатно-блочной системы, что положительно скажется на надежности лифта в целом.

### Список литературы

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

[2]. Анцев В.Ю., Витчук П.В. Расчет параметров канатоведущего шкива лифта в процессе износа // Фундаментальные и прикладные проблемы техники и технологии. 2012. № 2-6 (292). С. 116-122.

[3] Анцев В.Ю., Сероштан В.И., Витчук П.В. Многовариантный подход к определению параметров канатно-блочной системы лифта // Известия ТулГУ. Технические науки, 2012. № 10. С. 71-78.

[4] Анцев В.Ю., Витчук П.В. Обеспечение долговечности лифтовых канато-ведущих шкивов // Тяжелое машиностроение, 2013. № 11-12. С. 37-41.

[5] Борохович А. И. Грузоподъемные установки с ленточным тяговым органом. – М.: Машиностроение, 1980. 191 с.

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

**СЕКЦИЯ 15.**

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

А.А. Артемова, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

## УСТАРЕНИЕ ИМПУЛЬСНЫХ ПОМЕХ С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ МАРКОВСКОЙ МОДЕЛИ ИЗОБРАЖЕНИЯ

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

Будем рассматривать дискретизированные изображения с прямоугольным полем зрения, разбитым на  $M$  строк и  $N$  столбцов. Светлоту элемента с координатами  $(m, n)$  обозначим  $u(m, n)$ . Тогда изображение можно описать массивом чисел  $u = \{u(m, n)\}$ . Пусть  $u$  – исходное (неискажённое) изображение. При наличии импульсивных помех в канале связи передаваемое изображение  $u$  искажается, в результате наблюдается искажённое изображение  $v = \{\mathcal{G}(m, n)\}$ . Светлота элемента искажённого изображения вычисляется по формуле:

$$\mathcal{G}(m, n) = \begin{cases} u(m, n) & \text{с вероятностью } 1 - p, \\ \xi(m, n) & \text{с вероятностью } p, \end{cases}$$

где  $p$  – вероятность появления помехи  $\xi(m, n)$  – случайной величины с плотностью вероятности  $\varphi_{\xi}$ .

Возможность обнаружения помехи и исправления искажённого элемента изображения основана на отличии помехи от предсказанного значения, определяемого через значения светлот исходного изображения  $u$ , расположенных в ближайшей окрестности рассматриваемого элемента. Поэтому оценку  $u(m, n)$  светлоты элемента исходного изображения можно получить с помощью наблюдаемого  $\mathcal{G}(m, n)$  и предсказанного значения.

Для получения предсказанного значения будем считать, что исходное изображение является реализацией одно-марковского поля (частный случай  $R$ -марковского поля). Тогда условная плотность вероятности значения  $u(m, n)$  зависит лишь от значений элементов множества  $v$ :

$$v = \{u(m+i, n+j); i \pm 1, j = 0; j \pm 1, i = 0\},$$

$$P_1(u(m, n) | u \setminus u(m, n)) = \exp\{-W(u(m, n), v)\} / Z(v), \quad (1)$$

где  $Z(v) = \int \exp\{-W(u(m, n), v)\} du(m, n)$ .

Функция в показателе экспоненты называется потенциалом

$$W = W_1(u(m, n)) + \sum_{\substack{i=-1, \\ j \neq 0}}^1 W_2^v(u(m+i, n), u(m, n)) + \sum_{\substack{j=-1, \\ j \neq 0}}^1 W_2^H(u(m+i, n), u(m, n)), \quad (2)$$

где  $W_1(u(m, n))$  – собственный потенциал;  $W_2^v(u(m+i, n), u(m, n))$ ,  $W_2^H(u(m+i, n), u(m, n))$  – потенциалы взаимодействия пары элементов, соседних по строке и столбцу соответственно.

В качестве предсказанного значения  $u(m,n)$  возьмём величину  $u(m,n)$ , доставляющую максимум условной плотности вероятности (1) или минимум потенциала (2). Необходимое условие минимума:

$$\partial W(u(m,n),v) / \partial u(m,n) = 0. \quad (3)$$

Оно даёт уравнение для определения  $u(m,n)$  через значения элементов множества  $v$ .

Уравнение для оценки  $u(m,n)$  будет иметь вид:

$$u(m,n) = \varphi(v(m,n), u(m-1,n), u(m+1,n), u(m,n-1), u(m,n+1)), \\ m=\overline{2, M-1}, \\ n=\overline{2, N-1}.$$

Однако значения соседних элементов изображения являются неизвестными, поскольку могут быть повреждены помехой. Особенность метода заключается в замене неизвестных значений на их оценки (4) и получении системы уравнений, связывающих различные оценки:

$$u(m,n) = \varphi(v(m,n), u(m-1,n), u(m+1,n), u(m,n-1), u(m,n+1)), \\ m=\overline{2, M-1}, \\ n=\overline{2, N-1}.$$

Аналогичные уравнения, но содержащие в правой части значения трёх или двух элементов, получаются для элементов на границе поля зрения.

Решение системы может быть получено итеративным методом:

$$\tilde{u}^i(m,n) = \varphi(v(m,n), \tilde{u}^{i-1}(m-1,n), \tilde{u}^{i-1}(m+1,n), \tilde{u}^{i-1}(m,n-1), \tilde{u}^{i-1}(m,n+1)), \\ m=\overline{2, M-1}, \\ n=\overline{2, N-1}. \quad (4)$$

Вследствие замены истинных значений на их оценки, метод становится субоптимальным. Однако при небольших уровнях помех оценки близки к оптимальным.

В качестве оценки  $u(m,n)$  выберем величину  $u(m,n)$ , оптимальную по критерию минимума среднеквадратического значения при известном значении  $\mathcal{G}(m,n)$  и  $u(m,n)$ . Тогда

$$\hat{u}(m,n) = (1-\alpha)\mathcal{G}(m,n) + \alpha\tilde{u}(m,n), \quad (5)$$

где апостериорная вероятность помехи

$$\alpha = \rho \varphi_{\xi}(\mathcal{G}(m,n) | \varphi_{\xi}(\mathcal{G}(m,n)) + (1-p)P_2(\mathcal{G}(m,n) \setminus u(m,n)))$$

Определяется с помощью плотности вероятности

$$P_2(u(m,n) \setminus u(m,n))$$

при  $u(m,n) = \mathcal{G}(m,n)$ .

Свойства реальных изображений позволяют упростить модель, считая, что потенциалы  $W_2^V(u(m+i,n), u(m,n))$  и  $W_2^H(u(m+i,n), u(m,n))$  совпа-

дают по вертикали и горизонтали и зависят только от разности аргументов, а собственный потенциал равен:

$$W_1(u(m,n)) \begin{cases} 0, & \text{при } u_{\min} < u(m,n) < u_{\max}, \\ \infty & \text{в остальных случаях,} \end{cases}$$

где  $(u_{\min}, u_{\max})$  – диапазон изменения светлоты.

Как показывают статистические измерения, потенциал взаимодействия может быть представлен с помощью функций  $a|\Delta| - ab \ln(1 + |\Delta|/b)$  или  $a|\Delta|$ , где  $\Delta$  – разность светлот соседних элементов. Для первой из указанных функций  $u(m,n)$  определяется из (3) и имеет вид:

$$u(m,n) = (S_{-1}u(m-1,n) + S_1u(m+1,n) + S_{-2}u(m,n-1) + S_2u(m,n+1)) / S,$$

где  $S_i = 1 / (b + |u(m,n) - u(m+i,n)|)$ ,  $S_j = 1 / (b + |u(m,n) - u(m,n+j)|)$ ,  $i, j = -1, 1$ ,  $S = S_{-1} + S_1 + S_{-2} + S_2$ .

Решение этого уравнения также может быть получено интегративным методом, когда значения окружающих элементов заменены на оценки, полученные на  $(i-1)$ -ом шаге основной итерационной процедуры (4). В случае потенциала  $a|\Delta|$  значение  $u(m,n)$  совпадает с медианной оценкой, что значительно упрощает процедуру получения  $u(m,n)$ .

Измерение  $P_2(u(m,n) \setminus u(m,n))$  показывает, что она зависит от разности  $u(m,n) - u(m,n)$  и быстро убывает с её увеличением. Это позволяет упростить алгоритм (5) и записать оценку в виде:

$$u(m,n) \begin{cases} \mathcal{G}(m,n), & \text{при } |\mathcal{G}(m,n) - u(m,n)| < \Delta p, \\ u(m,n) & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

где  $\Delta p$  – порог, определяемый по измерениям  $P_2(u(m,n) \setminus u(m,n))$ .

Моделирование на ЭВМ показало эффективность рассмотренного метода. При этом качество очищенного от помех изображения оказалось лучшим по сравнению с изображением, полученным в предположении гаусс-марковской модели, когда значение  $u(m,n)$  является линейной комбинацией значений окружающих элементов.

### Список литературы

- [1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т.18. – №10. – С. 17-23.
- [2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т.9. – №10. – С. 25-31.



[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Наукоемкие технологии в приборо-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Артемова Анна Александровна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: AnArtAl@mail.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\_bmstu\_fiz@mail.ru

К.А. Жидков, П.А. Зорина, А.К. Горбунов

## АДАПТИВНОЕ УПРАВЛЕНИЕ ЕДИНЫМ ЭНЕРГЕТИЧЕСКИМ РЕСУРСОМ

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

Пусть некоторый радиоцентр обладает фиксированным запасом мощности  $a$ . Предположим, что необходимо обеспечить передачу информации одновременно  $N$  корреспондентам по различным направлениям, причем технические средства позволят оперативно перераспределить ресурс  $a$  между направлениями в процессе сеанса связи. Такое распределение рационально реализовать на основе принципа адаптивного управления, для чего корреспонденты оценивают качество связи и результаты сообщают на радиоцентр. Здесь по полученным оценкам каждому из направлений назначается некоторая доля общей мощности. Указанный процесс происходит в течение всего сеанса связи, непрерывно, либо дискретно во времени, и, таким образом, использование имеющегося ресурса  $a$  приспособливают к изменениям условий распространения сигналов в каналах, по которым ведется передача. Можно предположить, что такое совместное использование запаса мощности несколькими линиями окажется более эффективным по сравнению с традиционным методом, когда каждому из направлений выделяется фиксированный ресурс.

Обозначим  $a_n = a_n(t)$  коэффициент использования мощности – часть общей мощности, выделяемой  $n$ -му корреспонденту в момент  $t/n = 1 \dots N$ ,  $H_n^2 = H_n^2(t)$  – отношение сигнал/помеха (ОСП) у этого корреспондента в случае, если в его направлении излучалась бы вся имеющаяся мощность. Тогда фактическое значение ОСП в момент  $t$  составит  $h_n^2 = a_n H_n^2$

Если ни одно из направлений не имеет преимуществ перед другими, естественно стремиться к такому распределению ресурса, которое обеспечило бы наилучшее качество связи корреспонденту, находящемуся в данный момент в самых плохих условиях

$$h_n^2 = \min a_l h_l \Rightarrow \max, \sum_{l=1}^N a_l = 1, 0 < a_l < 1. \quad (1)$$

Используя (1), легко показать, что коэффициенты  $a_n$  должны назначаться на основе соотношения

$$a_n = [1 + H_n^2 \sum_{l=1, l \neq n}^N (H_l^2)^{-1}]^{-1}. \quad (2)$$

Следует заметить, однако, что для назначения  $a_n$  в распоряжении радиоцентра имеются не истинные значения  $H_n^2$ , а их оценки  $\hat{H}_n$ , относящиеся, кроме того, не к моменту  $t$ , а к некоторому предшествующему моменту  $t_0 = t - \tau$ . Если оценивание характеристик канала производится по результатам специальных периодически излучаемых зондирующих сигналов, то  $\tau$  – время, прошедшее после зондирования. Если же оценка качества производится по информационным сигналам,  $\tau$  – неизбежное запаздывание, обу-

словленное временем распространения сигналов и естественной инерционностью технических средств. Поэтому фактически, коэффициенты  $a_n$  определяются не на основе (2), а из соотношения

$$a_n(t) = [1 + \hat{H}(t_0) \sum_{l=1, l \neq n}^N \hat{H}_l^2(t_0)]^{-1} \quad (3)$$

3. Эффективность передачи информации по одному (любому) направлению будем оценивать следующими показателями: средней вероятностью ошибки на символ  $P'$ , вероятностью перерыва  $P_{\text{пер}}$  – вероятность того, что  $h_n^2$  меньше заданной величины  $h_{\text{доп}}^2$  и энергетическим выигрышем по сравнению радиолинией, имеющей автономный передатчик, при одинаковых  $P_{\text{пер}}$ .

Пусть  $p(h^2)$  – зависимость вероятности ошибки на символ от мгновенного значения ОСП.  $f(H, H_\tau)$  и  $f(H)$  – двумерная и одномерная функции плотности (ф.п.) процесса  $H_n(t)$ ,  $f'(\hat{H}/H^2)$  – условная ф.п. оценки  $\hat{H}$  при фиксированном  $H^2$ . Для простоты рассмотрим случай  $N = 2$ . Тогда для условной ф.п. коэффициента  $a_n$  при фиксированном  $H^2$  на основе (3) получаем

$$F_a(a|H^2) = \frac{d}{da} P \{ \hat{H}_2 (1-a) < a\hat{H}_2 \} = \frac{d}{da} \int_0^\infty F' \left( \frac{\hat{H}a}{1-a} \right) f'(\hat{H}|H^2) d\hat{H},$$

где  $F(x) = \int_0^x d\hat{H} \int_0^\infty f'(\hat{H}|H^2) dH$  – безусловная функция распределения оценки  $\hat{H}$ .

Теперь

$$p' = \int_0^\infty d\hat{H}_\tau \int_0^1 da \int_0^\infty dH (p(aH_\tau^2) f_a(a|H^2)) = \int_0^\infty d\hat{H}_\tau \int_0^1 da \int_0^\infty dH \int_0^\infty d\hat{H} (p(aH_\tau^2) f'(\hat{H}|H^2) \frac{d}{da} F' \left( \frac{\hat{H}a}{1-a} \right)); \quad (4)$$

$$P_{\text{пер}} = \int_0^\infty d\hat{H}_\tau \int_0^1 da \int_0^\infty dH (p\{aH^2 < h_{\text{доп}}^2\} f_a(a|H^2) f(H, H_\tau)) = \int_0^{h_{\text{доп}}} f(H_\tau) dH_\tau + \int_{h_{\text{доп}}}^\infty dH_\tau \int_0^\infty dH \int_0^\infty d\hat{H} (F' \left( \frac{\hat{H}h_{\text{доп}}^2}{H_\tau^2 - h_{\text{доп}}^2} \right) f'(\hat{H}|H^2) f(H, H_\tau)). \quad (5)$$

4. Выражения (4) и (5) были конкретизированы применительно к релейским замираниям сигналов, некогерентному приёму сигналов. В этом случае

$$f(H, H_\tau) = \frac{4HH_\tau}{H^{2'} - (1-p)^2} \exp\left(-\frac{H^2 + H_\tau^2}{H^{2'} - (1-p)^2}\right) I_0\left(\frac{2pHH_\tau}{H^{2'} - (1-p)^2}\right),$$

$$f(H) = \frac{2H}{H^{2'}} \exp\left(-\frac{H^2}{H^{2'}}\right), f'(\hat{H}|H^2) = (vH^2)^v / (r(v)\hat{H}^{v+1}) \exp(-vH^2/\hat{H}), \quad (6)$$

$$F' = 1 - (vH^{2'} / (x + vH^{2'}))^v, p(h^2) = \frac{1}{2} \exp(-h^2),$$

где  $H^{2'}$  – среднеквадратичное значение ОСП в канале при полной излучаемой мощности,  $v$  – объем выборки (количество элементарных сигналов) по которой произведено оценивание,  $p = p(\tau)$  – огибающая корреляционной функции квадратурных компонентов процесса  $H(t)$ .

5. Для линии с автономным передатчиком при тех же условиях

$$P_{\text{пер}} = 1 - \exp(-h_{\text{доп}}^2 / H_{\text{авт}}^{2'})$$

Если после подстановки (6), (5) обратить относительно  $H^2:H^{2'} = p^{-1}(p_{\text{пер}})$  то, учитывая, что  $N=2$  для энергетического выигрыша при одинаковых  $P_{\text{пер}}$  находим

$$\Delta H^{2'} = \frac{1}{2p^{-1}(p_{\text{пер}})\ln(1-p_{\text{пер}})}$$

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Монодное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научно-технические технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219

**Жидков Кирилл Артурович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: krovihе@mail.ru

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

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

М.Н. Драган, П.А. Зорина, А.К. Горбунов

## АДАПТИВНЫЙ МЕТОД ДОСТУПА

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

Адаптивный метод доступа состоит в следующем. Все станции могут находиться в двух состояниях: блокированном (станция имеет пакеты для передачи) и свободном (на станции отсутствует пакет для передачи). Число станций, находящихся в блокированном состоянии в окне  $t$ , есть  $n_1(t)$ . В первом окне  $t = 0$ ,  $n_1(t) = 0$ . Если станция имеет пакет, то передает его в окне  $t$  с вероятностью  $p(t)$ . Возможные значения  $p(t) = [n_2(t)]^{-1}$  выбираются из членов ряда  $1/n$ ,  $n = 1, 2, \dots$ . В зависимости от результатов доступа в окне  $t$ , вероятность передачи в следующем окне  $[n_2(t+1)]^{-1}$  может принять соседнее в ряду  $1/n$  значение или остаться прежней. В соответствии с адаптивным методом доступа [2] имеем:

$$n_2(t+1) \begin{cases} n_2(t) - 1, & \text{если в окне } t \text{ нет передачи и шума } n_2(t) > 1, \\ n_2(t), & \text{если в окне } t \text{ была успешная передача,} \\ n_2(t) + 1, & \text{если в окне } t \text{ был конфликт,} \\ 1, & \text{если в окне } t \text{ нет передачи и шума } n_2(t) = 1. \end{cases}$$

Шум, который был упомянут, более полно отражает ситуацию в реальном канале связи. Согласно этой модели действительно имевшая место эта ситуация в канале связи в силу ряда причин может быть воспринята абонентами как некоторая другая. Так отсутствие передачи в окне с вероятностью  $q_0$ , а успешная передача с вероятностью  $q_1$ , могут быть восприняты всеми абонентами как конфликт.

Состояние системы связи в момент  $t$  можно характеризовать двумерным вектором  $N(t) = (n_1(t), n_2(t))$ . Если входной поток пакетов в систему пуассоновский, то последовательность  $\{N(t), t = 1, 2, \dots\}$  – цепь Маркова с множеством состояний из  $Z_+^2 = \{\bar{Z} = (Z_1, Z_2): Z_1 \text{ и } Z_2 = 0, 1, 2, \dots\}$ .

Введем следующие обозначения:

$Q_1(m, r) = Q_1^Z$  – условная вероятность успешной передачи при условии, что система находится в состоянии  $Z = (m, r)$ ,  $Q_1^Z = P_2 m(1-P_2)^{m-1}$ ;

$Q_0(m, r) = Q_0^Z$  – условная вероятность пустого окна при условии, что система находится в состоянии  $Z = (m, r)$ ,  $Q_0^Z = (1-P_2)^m$ .

Тогда переходные вероятности цепи  $N(t)$  для канала с шумом

$$P(n, s; m, r) \triangleq P_2 \{N(t+1) = (n, s) / N(t) = (m, r)\} =$$

$$= \begin{cases} V(n-m) \cdot [1 - Q_1(m, r)(1 - q_1) - Q_0(m, r)(1 - q_0)], & n \geq m, s = r + 1; \\ V(n-m) \cdot Q_0(m, r)(1 - q_0), & r > 0, n > m, s = r - 1; \\ V(n-m+1) \cdot Q_1(m, r)(1 - q_1), & n > m - 1, s = r; \\ V(n-m)Q_0(m, r)(1 - q_0), & n \geq m, s = r = 0, \end{cases}$$

где  $V(k)$  – вероятность прихода в данном окне  $k$  заявок на все свободные станции;  $q_0, q_1$  – параметры модели шума.

Если на оси ОХ отложить  $n_1(t)$ , а на оси ОУ –  $n_2(t)$ , то состояние системы – точка в положительном квадранте. Обозначим  $\arg \bar{z} = \varphi$  – угол между осью ОХ и вектором  $\bar{Z}$ . Можно показать, что для эргодичности цепи  $N(t)$  достаточно существование функции  $\psi(\varphi)$ ,  $\varphi \in [0, \frac{\pi}{2}]$ , такой, что

$$\begin{aligned} |\psi(\varphi) - \varphi| &< \frac{\pi}{2} - \varepsilon; \quad \forall \varphi \in [0, \frac{\pi}{2}]; \\ |\psi(\arg \bar{\alpha}) - \arg M(\bar{\alpha})| &> \frac{\pi}{2} + \varepsilon; \end{aligned} \quad (1)$$

для всех  $\bar{\alpha}$  из множества состояний  $N(t)$ .

$M(\bar{\alpha})$  – вектор среднего скачка, который в нашем случае равен

$$\begin{aligned} M(\bar{z}) &= (M_1(n_1(t)), M_2(n_2(t))); \\ M_1(z) &= \lambda - Q_1^z(1 - q_1); \\ M_2(z) &= 1 - Q_1^z(1 - q_1) - 2Q_0^z(1 - q_0), \end{aligned}$$

$\lambda$  – суммарная интенсивность входного потока пакетов.

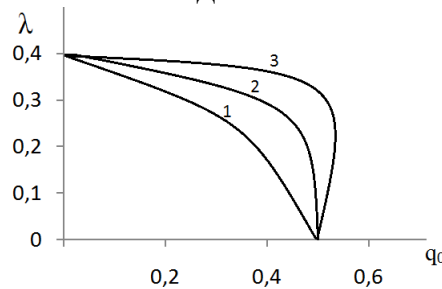
Пусть верно условие  $a \triangleq \lim_{s \rightarrow \infty} s \cdot p(s) < \infty$ . Тогда можно показать, что условие (1) выполняется, если  $\lambda < G(a)$

$$G(a) \triangleq \min \left\{ \lambda_0, \min_{ak > k_0} \left\{ \begin{aligned} &ke^{-\lambda}(1 - q_1) \\ &+ \frac{k}{a} (1 - (1 - q_0)2e^{-k} - (1 - q_1)ke^{-k}) \end{aligned} \right\} \right\}$$

$$\lambda_0 \triangleq k_0 e^{-k_0} (1 - q_1)$$

$k_0$  – корень уравнения  $1 - 2e^{-k}(1 - q_0) - (1 - q_1)ke^{-k} = 0$ .

На рисунке показана зависимость предельного значения  $\lambda$  от  $q_0$  для адаптивного алгоритма, неупрощенного двоичного симметричного алгоритма и алгоритма СТЕК-А. Как можно видеть, адаптивный алгоритм является устойчивым для значений  $0 \leq q_0 \leq 0,35$ , зависимость предельной входной скорости от шума  $q_0$  слабая. Примечательным является то, что с некоторым повышением вероятности повышается пропускная способность алгоритма до величины  $e^{-1} \approx 0,368$  при  $(3 - e)/2 \approx 0,141$ . Это говорит о том, что выбор ряда вида  $1/n$  для вероятностей выхода является неоптимальным.



1 – неупрощенный двоичный симметричный алгоритм;  
2 – алгоритм адаптивная АЛОХА; 3 – алгоритм СТЕК-А

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Монодное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научные технологии в приборо-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Драган Мария Николаевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: marmylad@gmail.com

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

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.В. Серкова, П.А. Зорина, А.К. Горбунов

## ДЕКОДИРОВАНИЕ ЦИКЛИЧЕСКИХ КОДОВ

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

При построении мажоритарных схем декодирования для кодов, имеющих системы квазиразделенных проверок, возникает, так называемая, проблема «ортогонализации».

Известные способы определения информационных символов в мажоритарном декодере не позволяет решить эту проблему в общем случае, даже для циклических кодов. Способ разделения в несколько шагов, основанный на построении необходимого количества мажоритарных проверок для каждого шаг, не имеет общего алгоритма и во многих случаях неприменим.

Второй способ связан с решением системы линейных уравнений в поле  $GF(q)$ . Предложен алгоритм разделения систем квазиразделенных проверок для мажоритарных  $M(n,k)$ -кодов, построенных с помощью конечных геометрий.

Ниже рассматривается алгоритм разделения, который применим для всех циклических кодов, имеющих системы квазиразделенных проверок.

Выходная последовательность решающего мажоритарного элемента при декодировании системы квазиразделенных проверок имеет вид

$$c(x) \equiv a(x)R(x) \bmod x^n - 1.$$

В этом соотношении  $a(x)$  – входная последовательность.  $R(x)$  – полином, который описывает, линейное преобразование, осуществляемое декодирующей схемой.

Решение этого сравнения относительно  $a(x)$  позволяет выделить информационные символы для любого циклического кода, имеющего систему квазираздельных проверок.

Сравнение (I) имеет  $q^\gamma$  решений, где  $\gamma$ - степень наибольшего общего делителя  $R(x)$  и  $\frac{x^n-1}{g(x)}$ ,  $g(x)$ - генераторный полином циклического кода. Таким образом, сложность и алгоритм решения этого сравнения зависят от конкретного кода и системы проверок. Коды, для которых степень  $\gamma$  невелика, декодируются схемой, алгоритм построения которой основан на решении линейных уравнений.

Ко второй группе относятся коды, у которых степень НОД  $R(x); \frac{x^n-1}{g(x)}$  велика. В этом случае применим алгоритм ступенчатого декодирования.

Рассмотрим циклический  $(n, k_s)$  – код  $A_s$ , имеющий систему квазиразделенных проверок. Каждая проверка системы включает символы с номерами  $i_1, i_2, \dots, i_N$ . Пусть  $h_s(x)$  – проверочный и  $g_s(x) = \frac{x^n-1}{x^{k_s} h_s(x-1)}$  –



генераторный полиномы кода  $A_s$ . Пусть  $N_s(x)$  – полином, ассоциированный с вектором  $q_s^{(0)}$ , входящим во все проверки, системы тогда полином  $C_s(x)$  можно предоставить в виде

$$c_x \equiv a_s(x)N_s(x^{-1}) \bmod x^n - 1.$$

Чтобы применить алгоритм ступенчатого декодирования, описанный в [1], требуется определить параметры кода и найти систему проверок на каждой ступени декодирования. Для правильных циклических кодов проверочный и генераторный полином на следующей ступени декодирования можно определить следующим образом:

$$h_{s-1}(x) = \text{HOD}(h_s(x), N_s(x)),$$

а  $g_{s-1}(x) = \frac{x^n - 1}{x^{k_{s-1}} h_{s-1}(x^{-1})}$ , где  $k_{s-1}$  число информационных символов кода  $A_{s-1}$ .

Для построения системы проверок на каждой ступени декодирования воспользуемся алгоритмом.

**Определение I.** Будем говорить, что циклический  $(n,k)$ -код, инвариантный относительно группы перестановок  $P$ , является разделенным с параметром разделения  $\delta$ , если множество  $N(a^*) = \{0\}$  состоит из одного нулевого элемента и величина удовлетворяет условиям леммы.

**Определение II.** Будем говорить, что циклический  $(n,k)$ -код, инвариантный относительно группы перестановок  $P$ , является квазиразделенным относительно множества  $N(a^*)$  с параметром квазиразделения  $\delta$  ( $N(a^*) = \delta$ ), если величина  $\delta$  удовлетворяет условиям леммы.

Пусть  $q_s^{(0)}$  – вектор инцидентности множества индексов  $N_s(a_s^*)$  относительно которого можно построить систему квазиразделенных проверок на  $s$ -ступени декодирования.

**Теорема.** Пусть  $A_0, A_1, \dots, A_s$  – последовательность циклических кодов, вложенных друг в друга, т.е. генераторный полином  $g_i(x)$  кода  $A_i$ ,  $i=0,1,\dots,S$ , делит генераторный полином  $g_j(x)$  кода  $A_j$ ,  $j \leq i$ , и квазиразделенных относительно множеств  $N_0(a_0^*), N_1(a_1^*), \dots, N_s(a_s^*)$  с параметрами квазиразделения  $\delta_0(N_0(a_0^*)), \delta_1(N_1(a_1^*)), \dots, \delta_s(N_s(a_s^*))$  соответственно.

Тогда  $A_s$  – есть циклический код, декодируемый мажоритарно с реализуемым расстоянием

$$\delta \geq \min_{i \in \{0, \dots, s\}} \delta_i(N_i(a_i^*)).$$

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике: Экономика и Менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. 2016. С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко А.Л., Горбунов А.К. Монадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии в приборно-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. 2016. С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. 2008. Т. 9. № 10. С. 25-31.

[4]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. 2017. Т. 18. № 10. С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. № СВ2 (13). С. 215-219.

**Серкова Анна Владимировна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: anna.serckowa@yandex.ru

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

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.В. Савушкина, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## ИСПРАВЛЕНИЕ ОДИНОЧНЫХ И ОБНАРУЖЕНИЕ ДВОЙНЫХ ОШИБОК

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

Схема исправления одиночных и обнаружения двойных ошибок в настоящее время активно конкурируют со схемами контроля по четности и становятся обязательным атрибутом памяти ЭВМ. Такие схемы обычно реализуются с помощью кодов Хемминга. Для практики существенными являются следующие параметры кодека:

1. Время кодирования – декодирования. Зависит от элементарной базы, но в первом приближении оно пропорционально длине кодового слова  $n$ .

2. Сложность схемы кодека. В качестве этого параметра можно выбрать количество единиц в порождающей матрице, которое в первом приближении пропорционально  $n^2$ .

3. Универсальность кодека, т.е. возможность использования типового модуля для построения кодеков для кодов с большим числом информационных символов.

4. Функция надежности, которая учитывает отказы всех элементов, в том числе и самого кодека. Позволяет оценить эффективность кодирования.

В докладе предлагается алгоритм реализации кодека для кодов Хемминга и Рида-Маллера, имеющий преимущества по сравнению с традиционными схемами.

Рассмотрим матрицу преобразования, заданную следующим рекуррентным правилом:

$$G_2 = \begin{bmatrix} 1 & 1 \\ 0 & 1 \end{bmatrix} \quad (1)$$

$$G_{2N} = \begin{bmatrix} G_N & G_N \\ 0 & G_N \end{bmatrix}$$

Замечая сходство матрицы (1) с матрицей Адамара, получим быстрый алгоритм преобразования, граф которого изображен на рис. 1

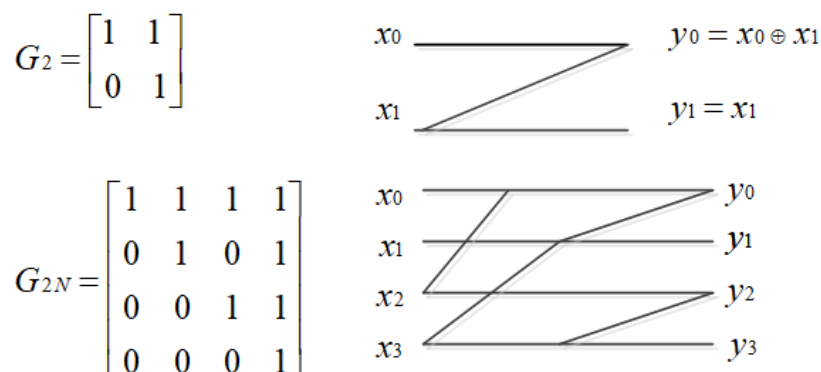


Рис. 1 Структура порождающей матрицы граф быстрого алгоритма

Аналогично определению матрицы Адамара в показательной форме матрицу  $G$  можно задать следующим образом:

$$\begin{cases} g_{0,j} = 1, \forall j = \overline{0, N-1} \\ g_{i,j} = \prod_{k=0}^{M-1} i_k \cdot j_k, \forall i = \overline{1, N-1}, j = \overline{0, N-1}, \end{cases} \quad (2)$$

где  $i_k j_k$  –  $k$ -ый разряд двоичного разложения номеров  $i, j$ ,  $k = \overline{0, M-1}$ ,  $M = \log_2 N$  и  $N$  равно целой степени 2.

Из выражения (2) можно получить следующие свойства:

$$g_{ij} = j_k, \forall j = \overline{0, N-1}, i_l = \begin{cases} 1, \text{ при } l = k \\ 0, \text{ при } l \neq k \end{cases} \quad l = \overline{0, M-1} \quad (3)$$

$$g_{ij} \cdot g_{ip} = g_{ip} \quad (4)$$

$$g_{ij} \cdot g_{pj} = g_{ip}$$

$$G \cdot G = I \quad (5)$$

Обозначим через  $\alpha(i)$  вес номера  $i$ , т.е. количество единиц в двоичном представлении. Из свойства (3) следует, что строка  $\delta_i$  такая, что

$$\alpha(i) = 1, i_l = \begin{cases} 1, \text{ при } l = \kappa \\ 0, \text{ при } l \neq \kappa \end{cases} \quad l = \overline{0, M-1} \quad (6)$$

является  $k$ -той строкой функции  $R_{i(j)}$ , изображенных на рис. 2.

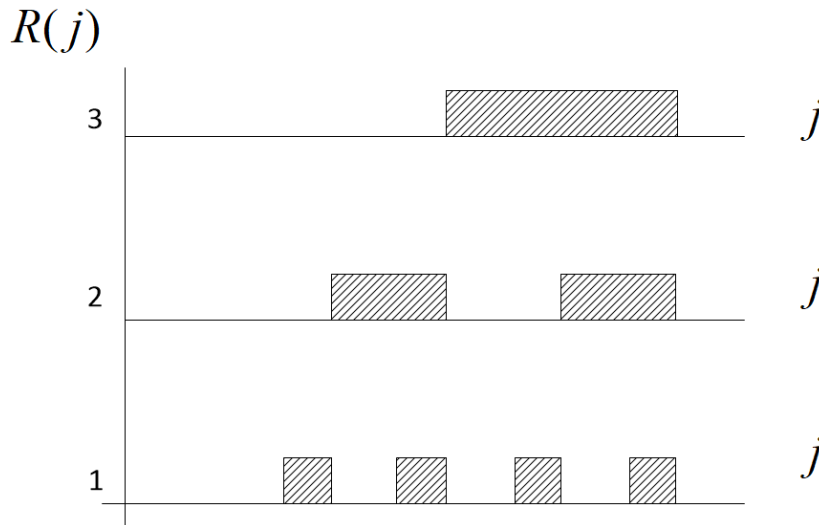


Рис. 2. Функции  $R$

Строки  $G_p$ , с  $\alpha(p) > 1$  получаются с помощью двоичного умножения строк  $G_i$ , для которых  $\alpha(i) = 1$ , в соответствии с (4). Из свойства (5) следует, что преобразование, заданное матрицей  $G$ , является матрицей  $G$ .

В теории кодирования известны коды, порождающая матрица которых составлена из функций  $R$  и их произведений. Это так называемые коды Рида-Маллера с точностью до положения строк (в частности кода Хэмминга) и существует быстрый алгоритм, реализующий данное преобразование.

Пусть  $X$  – исходный двоичный вектор размерности  $n$ ,  $n = 2^m$ , при чем  $r = m$  (для расширенного кода Хэмминга  $r = m + 1$ ) символов в нем будем считать “проверочными” и зададим их равными нулю следующим образом:

$$X_i = 0 \text{ при } \alpha(i) \leq 0 \quad (6)$$

(знак  $<$  – для расширенного кода). Остальные  $k = 2^m - m$  ( $k = 2^m - m - 1$ ) компоненты будут информационными. Кодировем  $X$  с помощью матрицы, граф которой изображен на рис. 1:

$$Y = GX \quad (7)$$

К закодированному  $Y$  прибавляется ошибка  $E$  с весом  $n$  более  $I$ , и предположим, что сбой произошел в  $k$ -ом символе:

$$\hat{Y} = Y + E, \alpha(E) \leq 1R_l = \begin{cases} 0, & \text{при } l \neq k \\ 1, & \text{при } l = k \end{cases} \quad l = \overline{0, N-1} \quad (8)$$

декодировем полученный вектор:

$$\hat{X} = G\hat{Y} = X + GE.$$

Из (8, 6, 4) получаем, что  $\hat{X}$  в разряде  $x_i, \alpha(i) = 1$  дает двоичное представление номера компоненты  $k$ , в котором произошел сбой.

Для обнаружения двухтактных ошибок можно воспользоваться контролем на четность синдрома.

В докладе рассматриваются такие вопросы построения укороченных кодов Хэмминга и структуры кодека для кодов Рида-Маллера, обнаруживающих ошибки большей кратности.

Схема кодека на основе быстрого алгоритма имеет время выполнения преобразования и сложность в первом приближении пропорциональную  $\log_2 N$  и  $N \log_2 N$  соответственно.

Схема может обладать универсальностью, т.е. существует возможность использования типового модуля для построения кодеков для кодов с большим числом информационных символов, для укороченных и расширенных кодов Хэмминга и для кодеков кода Рида-Маллера.

В докладе рассматриваются также вопросы надежности кодека.

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] *Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д.* Моноадное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научные технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] *Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д.* О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Савушкина Анастасия Владимировна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: nastia-sava1999@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\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.В. Качалова, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## **КОРРЕКЦИЯ И ОБНАРУЖЕНИЕ ОДИНОЧНЫХ И ПАКЕТНЫХ ОШИБОК**

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

Широкое применение полупроводниковых запоминающихся устройств (ЗУ) требует решения ряда научных и практических задач: повышения надежности, быстродействия, уменьшения мощности запоминающихся микросхем (ЗМ), совершенствование методов контроля ЗМ и полупроводниковых ЗУ, разработка новых методов контроля и коррекции информации, улучшение параметров полупроводниковых ЗУ за счет выбора рациональной структуры и конструкции при различных методах контроля и коррекции ошибок и т.д.

Целью данной работы является оценка эффективности различных кодов для коррекции и обнаружения ошибок в полупроводниковых ЗУ.

В известных работах не учитывается, например, влияние на надежность всей совокупности характеристики полупроводниковых ЗУ: способа организации полупроводниковых ЗУ, информационной емкости и структуры ТЭЗа памяти, системы контроля и коррекции ошибок, информационной емкости и разрядности ЗМ.

Поэтому была разработана программа статистического моделирования ППЗУ, позволяющая оценивать показатели аппаратурной надежности полупроводниковых ЗУ (вероятность безотказной работы, вероятность отсутствия не обнаруживаемого отказа, а также наработку до отказа и наработку до не обнаруживаемого отказа); оценивать количество оборудования модулей памяти, системы коррекции и обнаружения ошибок и временные параметры кодирующих и декодирующих устройств.

Разработанная методика и программа на языке ПЛ/И позволяет оценить для ППЗУ со словарным и разрядным способом организации, различной информационной емкости и разрядности модуля, ТЭЗа и микросхемы памяти с применением контроля информации по четности или Ю наиболее применяемых корректирующих кодов: код Хэмминга; код Хэмминга с дополнительным обнаружением пакетных ошибок; код SEC-DED; код Рада-Сокомона для коррекции одной пакетной ошибки и обнаружения двух пакетных ошибок; код с двойной избыточностью кода Хэмминга для коррекции только одной пакетной ошибки; модульный код Рида Соломона для исправления и обнаружения пакетной ошибки; итеративный код с повышенной обнаруживающей способностью пакетных ошибок; код SEEC для коррекции двух одиночных ошибок; код Боуза-Чоудхура-Хоквингема для коррекции двух одиночных ошибок и обнаружения трех одиночных ошибок, а также пакетных ошибок разрядности, равной 4; код с инверсией хранения информации при возникновении первой одиночной ошибки.

Кроме оценок показателей аппаратной надежности, программа определяет количество необходимого оборудования: микросхем памяти, микросхем электроники обрамления накопителя, оборудования кодирующих и декодирующих схем для всех Ю корректирующих кодов. Программа определяет также временные параметры кодирующих и декодирующих схем, в зависимости от количества информационных разрядов, элементарной базы для всех Ю корректирующих кодов.

В программе учитываются следующие виды неисправностей в ЗУ: отказ 1 бита запоминающей микросхемы, отказ строки битов запоминающей микросхемы, отказ запоминающей микросхемы, отказ строки запоминающих микросхем ТЭЗа памяти, отказ столбца запоминающих микросхем, отказ всего ТЭЗа памяти, отказ устройства коррекции и обнаружения ошибок, отказ устройства управления.

Основные характеристики разработанной программы, объем требуемой памяти будут определяться количеством ЗМ в моделируемом ЗУ, а затраты машинного времени – быстродействием ЦВМ и используемым корректирующим кодом. Так, для моделирования запоминающего устройства емкостью 16К× 48 р. Разрядов, требуется 60 Кбайт памяти. Затраты машинного времени для кодов исправляющих одиночную ошибку около 5 минут на ЦВМ ЕС- Ю33.

Программа использована для исследования параметров различных вариантов ЗУ при следующих значениях интенсивности отказов: интенсивность отказов ЗМ –  $10^{-5}$ , интенсивность отказов формирователя электроники обрамления –  $10^{-7}$ .

Полученные результаты позволяют разработчику при заданных параметрах надежности ЗУ выбрать наилучший вариант построения ЗУ.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе материальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современных взгляд на изучение проблем сборник научных трудов по итогам международно научно-практической конференции. – 2016. – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.



[4]. *Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л.* Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[5]. *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К.* О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и оборудование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Качалова Анна Валерьевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: kachalowa.anyuta@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\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.А. Пенников, А.К. Горбунов

## МЕТОДЫ РЕАЛИЗАЦИИ ПРОЦЕДУРЫ ЦИКЛИЧЕСКОГО КОДИРОВАНИЯ ПРОГРАММНЫМИ СРЕДСТВАМИ

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

Циклические коды широко применяются в различных системах телеобработки для защиты от ошибок, поскольку имеют высокую обнаруживающую способность при небольшой избыточности и легко реализуются аппаратно на основе многотактных линейных фильтров. Но возрастающее использование сравнительно недорогих мини- и микро-ЭВМ в многомашинных автоматизированных системах делает возможным осуществлять кодирование циклическими кодами, с целью обнаружения ошибок при передаче информации, и на микропрограммном или программном уровне. Основными требованиями, предъявляемыми в этом случае к соответствующим алгоритмам, являются требования минимизации объёма используемой оперативной памяти и затрат машинного времени.

Наряду с упомянутым подходом представляется правомерным рассмотрение другого, относительно простого подхода, основанного на описании циклических кодов с помощью многочленов и использовании правил выполнения алгебраических действий над ними. Кодирование циклическим кодом осуществляется следующим образом. Информационной последовательности, состоящей из  $k$  двоичных символов  $a_0, a_1, \dots, a_{k-1}$  ставится в соответствие многочлен  $a(x) = \sum_{i=0}^{k-1} a_i x^i$ . Этот многочлен умножается на  $x^{n-k}$ , а затем делится на генераторный полином  $g(x)$  степени  $n-k$ , где  $n$  – длина всей кодовой последовательности. При делении получается остаток  $r(x)$ ,  $n-k$  коэффициентов которого образуют проверочную последовательность, передаваемую в канал связи вслед за информационной последовательностью. В канале добавляется шумовая последовательность, которой соответствует многочлен  $e(x)$ . В итоге, на выходе канала возникает последовательность, многочлен которой имеет вид  $b(x) = a(x)x^{n-k} + r(x) + e(x)$ . Обнаружение ошибок, возникших при передаче, осуществляется делением многочлена  $b(x)$  на  $g(x)$ . Если при этом получается ненулевой остаток, то это означает, что полученная информация содержит ошибки.

В дальнейших рассуждениях будем считать, что арифметические операции, производимые над многочленами, удовлетворяют следующим правилам:

- сложение многочленов осуществляется суммированием коэффициентов при соответствующих степенях  $x$  по модулю 2;
- умножение многочлена  $x^i$  осуществляется сдвигом всех его коэффициентов на  $i$  разрядов влево;

– все операции обладают свойствами ассоциативности и коммутативности.

Получим итеративную формулу, позволяющую вычислить остаток  $r_{i+1}(x)$  для последовательности, состоящей из  $i+1$  байт, если известен остаток  $r_i(x)$  для последовательности, состоящей из  $i$  байт. Считаем, что вся передаваемая последовательность состоит из целого числа байт и  $\varphi_i(x)$  – многочлен, соответствующий  $i$ -ому байту.

При делении многочлена  $b_i(x)x^{n-k}$  на генераторный полином  $g(x)$  получается частное  $g_i(x)$  и остаток  $r_i(x)$

$$b_i(x)x^{n-k} = g(x)g_i(x) + r_i(x).$$

Согласно рекомендации МККТТ X.25 в вычислительных сетях предписывается использовать полином 16-ой степени, поэтому в дальнейших выкладках будем считать  $n-k=16$ , т.е. остаток является двухбайтовым и его можно представить как сумму двух многочленов – многочлена  $S_i(x)x^8$ , соответствующего старшему байту, и многочлена  $m_i(x)$ , соответствующего младшему байту. Поэтому можем записать

$$b_i(x)x^{16} = g(x)g_i(x) + S_i(x)x^8 + m_i(x), \quad (1)$$

$$b_{i+1}(x)x^{16} = g(x)g_{i+1}(x) + S_{i+1}(x)x^8 + m_{i+1}(x). \quad (2)$$

Определим  $S_{i+1}(x)$  и  $m_{i+1}(x)$ , зная  $S_i(x)$  и  $m_i(x)$

$$b_{i+1}(x)x^{16} = [b_i(x)x^8 + \varphi_{i+1}(x)]x^{16} = g(x)g_i(x)x^8 + [S_i(x) + \varphi_{i+1}(x)]x^{16} + m_i(x)x^8. \quad (3)$$

Обозначим  $S_i(x) + \varphi_{i+1}(x) = \varphi'_{i+1}(x)$ , тогда аналогично равенствам (1) и (2), можем записать

$$\varphi'_{i+1}(x)x^{16} = g(x)g'_{i+1}(x) + S'_{i+1}(x)x^8 + m'_{i+1}(x). \quad (4)$$

Подставив это выражение в (3), получим

$$b_{i+1}(x)x^{16} = g(x)[g_i(x)x^8 + g'_{i+1}(x)] + [S'_{i+1}(x) + m_i(x)]x^8 + m'_{i+1}(x).$$

Сравнивая последнее соотношение с (2), можем записать равенства

$$\begin{aligned} S_{i+1}(x) &= S'_{i+1}(x) + m_i(x), \\ m_{i+1}(x) &= m'_{i+1}(x). \end{aligned} \quad (5)$$

Итак, если в памяти ЭВМ иметь таблицу, состоящую из 256 двухбайтовых строк, т.е. содержащую все возможные остатки от деления многочлена  $b(x)x^{16}$  на генераторный полином  $g(x)$ , то в соответствии с равенствами (5) можно найти  $z_{i+1}(x)$ , если известно  $z_i(x)$ . Процедура вычисления остатка данным методом показана на рис. 1. Вычисление остатка данным методом потребует 7 оп/байт.

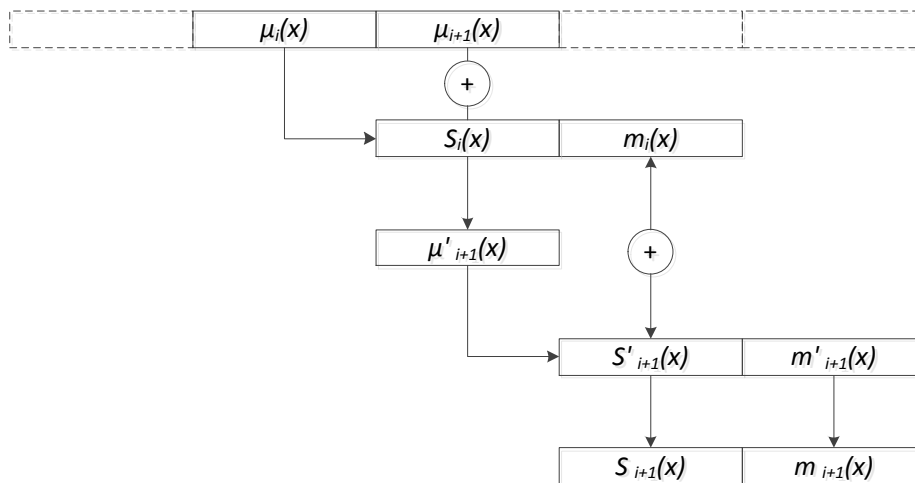


Рис. 1. Схема вычисления остатка I-ым методом

$S_i(x)$ ,  $S_{i+1}(x)$ ,  $m_i(x)$ ,  $m_{i+1}(x)$  – многочлены, соответствующие старшим и младшим байтам остатков соответственно.

$\mu'_{i+1}(x)$  – “промежуточный” байт.

$S'_{i+1}(x)$ ,  $m'_{i+1}(x)$  – старший и младший байты остатка, соответствующего “промежуточному” байту.

Можно предложить другой, модифицированный метод, требующий меньший объем оперативной памяти, чем предыдущий, но несколько уступающий по быстродействию.

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научно-технические технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Пеников Арсений Александрович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: arseny.penikov@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.А. Родичева, П.А. Зорина, А.К. Горбунов

## МНОГОПороГОВОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ В КАСКАДНЫХ СХЕМАХ

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

В системах передачи данных по каналам с белым гауссовским шумом и большой задержкой распространения одним из наиболее существенных параметров является энергетический выигрыш кодирования (ЭВК), определяемый выбором кода и алгоритмом его декодирования, который зависит от допустимой сложности реализации декодера.

Весьма эффективным и в то же время довольно простым и технологичным является многопороговый декодер (МПД) сверточных кодов, характеристики которого по ЭФК остаются приемлемыми и при достаточно больших уровнях шума. Ниже рассмотрен метод повышения эффективности МПД, при котором оказывается возможным использование кодов с более высоким отношением  $d/n$ .

Рассмотрим кодер двоичного линейного кода, который первоначально из входной последовательности формирует код  $(N, N-1, 2)$  с проверкой на четность. Затем вновь сформированная последовательность поступает на вход кодера блочного или сверточного самоортогонального кода (СОК). Пусть при этом проверки кода выбираются такими, что минимальная разность  $r$  между ненулевыми коэффициентами порождающего полинома больше, чем  $N$ . В этом случае для СОК с расстоянием  $d$  минимальное кодовое расстояние всего кода будет равно  $2d$ .

Оценим характеристики получившейся схемы. Известно, что уже при вычислительной скорости канала  $R_1$ , равной кодовой скорости  $R$ , то есть в довольно плохом канале МПД работает почти так же эффективно, как и оптимальный декодер (ОД), то есть декодер по максимуму правдоподобия. Это оказывается возможным в связи с тем, что при каждом изменении информационных символ МПД приближается к решению ОД. Допустим, что МПД уже достиг оптимального решения для всего каскадного кода. Пусть на последнем шаге декодирования при обнаружении ошибки во внешнем коде с проверкой на четность изменяется тот информационный символ этого кода, которому соответствовала единственная максимальная сумма проверок. Тогда справедлива

Лемма 1. Рассмотренный декодер каскадного кода не изменит оптимального решения. Пусть далее МПД пришел к некоторому решению, отличающемуся от единственного оптимального решения для кода в целом в одном информационном символе. Тогда справедлива

Лемма 2. Рассмотренный декодер исправит эту ошибку и достигнет оптимального для всего каскадного кода решения.

Приведенные результаты позволяют считать, что аналогично обычному МПД описанный декодер также устойчив относительно оптимального решения, но уже для всего кода в целом, так как он исправляет редкие одиночные отклонения от этого решения.

Если МПД уже достиг оптимального решения для внутреннего кода и обеспечивает вероятность ошибки на бит  $P_b(e)$  такую, что ошибки декодирования могут считаться независимыми, что возможно при небольшом шуме канала, то нижняя оценка вероятности ошибки на бит для рассмотренного декодера каскадного кода равна  $(N - 1)P_b(e)$ . Верхняя оценка при тех же предположениях имеет вид  $kNd(1 + \frac{P_0}{q_0})P_b^2(e)$ , где  $P_0$  – вероятность ошибки в ДСК,  $q_0 = 1 - P_0$ ,  $d$  – кодовое расстояние внутреннего кода,  $k$  – небольшое число, при типичных значениях параметров каскадного кода меньшее, чем 5.

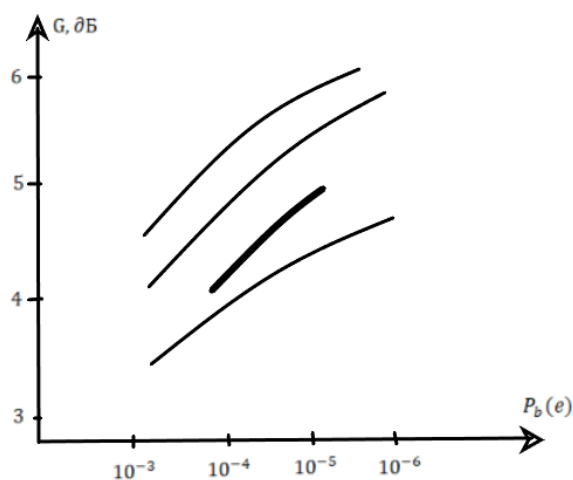


Рис. 1. Зависимость ЭВК от  $P_b(e)$

Высокая эффективность декодера сохраняется и в некоторой области больших шумов канала. На рисунке представлены кривые зависимости ЭВК от  $P_b(e)$  на выходе декодеров: 1 – АВ,  $K=6$ ,  $R=1/2$ , число уровней квантования  $Q=8$ , 2 – АВ с  $K=8$ ,  $R=1/2$ ,  $Q=8$ , 3 – АВ,  $K=8$ ,  $R=1/3$ ,  $Q=8$ , 4 – МПД,  $R=0.4$ ,  $Q=2$  (результаты моделирования). Каскадный МПД существенно проще, чем АВ, и обладает на порядок более высоким быстродействием.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов. // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем (сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции). – 2016. – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса. // В сборнике: Научные технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – Научные технологии. – 2008. – Т. 9 – № 10. – С. 25–31.

[4]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам. – Научные технологии. – 2017. – Т. 18 – № 10. – С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации. – Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2 (13). – С. 215-219.

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

**Родичева Анастасия Александровна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: nastenka020308@gmail.com

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

В.К. Федоров, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## НИЗКОСКОРОСТНОЕ КОДИРОВАНИЕ СИГНАЛОВ

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

Дельта-модуляция широко применяется для получения сжатого шифрованного представления сигналов. С целью сокращения избыточности используются адаптивные дельта-модуляторы, учитывающие особенности структуры кодируемых сигналов. Например, при низкоскоростном кодировании речевых сигналов обычно используются такие особенности речи, как не стационарность, неравномерность спектров (форматная структура), квазипериодичность с частотой основного тона и др. При этом алгоритм кодирования и соответствующие устройства оказываются весьма сложными. Кроме того, дельта-модуляторы, рассчитанные на кодирование сигналов одного типа, например, на кодирование речевых сигналов, при работе с сигналами другого типа, например, с сигналами передачи данных, резко ухудшают свои характеристики. Проблема создания достаточно простого универсального дельта-кодека, одинаково хорошо работающего с сигналами разного типа, весьма актуальна.

В настоящей работе исследуется двухэтапная процедура сокращения избыточности. На первом этапе кодируемый аналоговый сигнал преобразуется в цифровую форму с помощью сравнительно простого дельта-модулятора, который работает с повышенной тактовой частотой и благодаря этому обеспечивает достаточно высокую точность кодирования сигналов различного типа. На втором этапе осуществляется сокращение избыточности выходной двоичной последовательности дельта-модулятора путем предсказания очередных символов последовательности по предыдущим и кодирование ошибок предсказания. Адаптивный нелинейный предсказатель может быть реализован в виде устройства, содержащего дельта-модулятор (ДМ), сдвиговый регистр (СР) и ОЗУ с памятью.  $2^n$   $m$  – разрядных слов, сумматор по модулю два С1 и сумматор С2.

Устройство работает следующим образом. Выходной сигнал  $S(t)$  преобразуется с помощью дельта-модулятора ДМ в двоичную импульсную последовательность  $x(t)$ , следующую с тактовой частотой  $R$  и принимающую значение 0 и 1. Эта последовательность поступает в сдвиговый регистр СР. Записанные в СР значения  $x(t-1)$ ,  $x(t-2)$ , ...,  $x(t-n)$  выводятся на адресованные шины ОЗУ и задают адрес ячейки, к которой производится обращение в момент времени  $t$ .

В ячейку ОЗУ с адресами  $x_1, x_2, \dots, x_n$  записываются  $m$  – разрядные числа  $h_t(x_1, x_2, \dots, x_n)$  знаки которых (0 в знаковом разряде соответствует плюсу, 1 – минусу) определяет вид предиктивной функции. Если в момент времени  $t$  производится обращение к ячейке с адресом  $x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-$



$n$ ), и в этой ячейке содержится число  $h_t[x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)]$ , то предсказанное значение  $x^*(t) = 0,5 - 0,5 \operatorname{sgn} h_t[x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)]$ . В сумматоре С1 предсказанное значение  $x^*(t)$  складывается по модулю два с истинным значением  $x(t)$ . При правильном предсказании двоичные символы  $E(t)$  на выходе сумматора С1 принимают нулевые значения, при ошибочных предсказаниях  $E(t)$  равно единице.

В ходе работы числа  $h_t(x_1, x_2, \dots, x_n)$  изменяются таким образом, чтобы минимизировать ошибку предсказания, то есть минимизировать число единиц в последовательности  $E(t)$ . С этой целью на каждом такте  $t$  производится извлечение из ячейки ОЗУ с адресом  $x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)$  числа  $h_t[x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)]$ , преобразование этого числа в число

$h_{t+1}[\cdot] = h_t[\cdot] - 2[E(t) - 0,5] * h_t[\cdot]$  и запись нового числа в ячейку памяти с тем же адресом  $x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)$ . Легко увидеть, что при такой процедуре адаптации абсолютные значения чисел, записанных в соответствующие ячейки ОЗУ, при правильных предсказаниях увеличиваются на единицу (после достижения наибольшего значения  $2^{m-1}$  дальнейшее увеличение абсолютных величин не производится), а знаки сохраняются. При неправильных предсказаниях абсолютные величины  $|h_t[x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)]|$  уменьшаются на единицу, а если абсолютная величина принимает значение ноль, то происходит изменение знака предиктивной функции при данном значении аргумента. Операция преобразования  $h_t[x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)]$  и  $E(t)$  в  $h_{t+1}[x(t-1), x(t-2), \dots, x(t-n)]$  осуществляется с помощью суммирующего устройства С2.

В описанном устройстве могут быть реализованы перестраиваемые продуктивные функции произвольного вида от  $n$  – мерных двоичных переменных. На современных микросхемах сравнительно просто реализовать предсказание при  $n = 14-16$ . Дальнейшее увеличение  $n$  связано с быстрым ростом сложности аппаратуры. При работе с не перестраиваемыми предиктивными функциями точность предсказания монотонно увеличивается с ростом  $n$ . Например, для варианта блочного кодирования (отношение частоты появления единиц в последовательностях  $x(t)$  и  $E(t)$  при  $n = 7$  составило 2.44, а при  $n = 15$  – 3.75.

При кодировании нестационарных сигналов с помощью перестраиваемых предиктивных функций  $h_t(\cdot)$  зависимость эффективности кодирования от параметра  $n$  имеет максимум. При малых значениях  $n$  эффективность мала из-за недостаточно полного использования предыстории процесса  $x(t)$ . При больших значениях  $n$  эффективность снижается из-за того, что необходимо время обучения предсказателя с большим объемом ОЗУ оказывается больше периодов относительной стационарности процессора  $x(t)$ .

Экспериментальные исследования макета устройства с  $n = 8, m = 5$  на речевых сигналах при  $K = 32$  кбит/с показали, что средняя эффективность кодирования близка к 5. Это означает, что при использовании описанного устройства в асинхронно-адресной системе связи количество одновремен-

но работающих абонентов может быть увеличено примерно в 5 раз, без расширения занимаемой полосы частот. При синхронной передаче средняя скорость передачи информации в канале связи может составлять  $16^{\text{кбит/с}}$ , при качестве передачи, соответствующем скорости работы дельта-кодека  $32^{\text{кбит/с}}$ . Однако при этом необходимо применять буферное запоминающее устройство с объемом памяти в несколько килобит.

### Список литературы

[1] *Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К.* Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] *Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л.* Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научно-технические технологии. – 2008. – Т. 9. № 10. – С. 25-32.

[3] *Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко М.М., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е.* Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов. // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем // Сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. 2016. С. 73-88.

[4]. *Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д.* Монодное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса. // В сборнике: Научно-технические технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] *Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д.* О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации. // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2 (13). – С.215-219.

**Федоров Василий Константинович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: fyodorov\_vasya@list.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\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.Б. Бегимкулов, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

## О МЕТОДАХ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ВЕСОВЫХ КОЭФФИЦИЕНТОВ ДЛЯ ДИСКРЕТНОГО СЛОЖЕНИЯ СИГНАЛОВ, ПРИНЯТЫХ ПО ПАРАЛЛЕЛЬНЫМ КАНАЛАМ

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

Одним из методов, обеспечивающих повышение надежности связи и достоверности принимаемой информации, является прием по параллельным каналам. Большое распространение получили отличающиеся простотой реализации методы сложения информации и, в первую очередь, мажоритарного сложения.

Потери, вызванные переходом от оптимальных схем приема к схемам дискретного сложения могут быть скомпенсированы увеличением числа каналов от  $n$  до  $2n-1$  при той же мощности сигнала или же частично могут скомпенсированы путем использования более эффективного метода весового дискретного сложения. Исследованы методы назначения весов при поэлементном дискретном сложении. Предлагаются также методы измерения вероятностей необнаруженных ошибок в складываемых копиях при использовании кодов с малой избыточностью (обнаруживающих, но не исправляющих ошибки).

Можно показать, что при поэлементном приеме сообщений по  $Q$  параллельным каналам с точки зрения критерия максимального правдоподобия следует выносить решение о переданном знаке при наличии альтернативных версий А и В, принятым по  $m$  и  $n$  каналам,

В соответствии с правилом:

$$\sum_{i=1}^{i=m} K_i(A) > \sum_{i=1}^{i=n} K_i(B), A = B \quad (1)$$

а весовые коэффициенты для канала определения по формуле:

$$K_i = \frac{\ln \frac{1 - P_{T,i}}{P_{T,i}}}{\ln \frac{1 - P_{T,i \max}}{P_{T,i \max}}},$$

где  $P_T$  – вероятность трансформации в  $i$ -ом канале. В том случае, если неравенство (1) переходит в равенство в реальной системе приема по параллельным каналам целесообразно отказаться от решения, что эквивалентно обнаружению ошибки (стирание знака).

Для определения весовых коэффициентов требуется знать вероятность трансформации  $P_T$  в каждом канале приема. Существует ряд методов определения  $P_T$  в получаемых копиях сообщений: измерение краевых

искажений, дроблений соотношения сигнала-помеха и пр. Основным недостатком этих методов является сложность реализации и недостаточность точность. Другие методы определения  $P_T$  базируются на введении в сообщение заранее известных комбинаций после определенного числа посылок, что приводит к увеличению длины сообщения. Для оценки значения  $P_T$  в складываемых копиях сообщений можно использовать также введение кодовой избыточности. При использовании кодов с обнаружением ошибок  $P_T$  можно определить на основе учета стираний (метод 1). При фиксированном соотношении разрешенных комбинаций между количеством стираний  $\theta$  в анализируемом информационном блоке и вероятностью появления трансформаций в том же блоке  $P_T$  существует определенная зависимость  $P_T = \phi(\theta)$ . Эта зависимость определяется статистикой ошибок в начале связи и свойствами выбранного кода. Вид экспериментальной зависимости  $P_T = \phi(\theta)$  для случая передачи информационных блоков длиной 9 знаков декаметровом канале связи с использованием кода Хэминга (6.4). Повысить эффективность весового мажоритарного сложения можно, если его проводить только для среднего знака. Дальнейшее повышение эффективности весового сложения возможно за счет уточнения весовых коэффициентов. Для этого следует перейти от усреднения данных о появлении трансформаций в блоке длиной  $L$  в построению аналогичной функции  $P_T = \phi(\theta)$  (только для среднего знака анализируемого блока информации). Разница в подходах иллюстрируется экспериментальной зависимостью вероятности трансформации  $j$ -го знака  $P_T$  от его порядкового номера в информационном блоке. Алгоритм дискретного весового мажоритарного сложения среднего знака информационного блока предполагает после каждого цикла сложения перемещение интервала анализа  $L$  на один знак и переопределения весовых коэффициентов.

Используя перечень запрещенных и разрешенных комбинаций кода  $(m, n)$ , обнаруживающего ошибки, и определяя максимально и минимально вероятные кратности ошибки элементов знака  $(K_{\max}, K_{\min})$  можно произвести расчет  $P_T$  знака в этом же интервале анализа  $L$  (метод 2). Средняя оценка  $P_{эл}$  найдется из выражения:

$$P_T \leq \sum_{i=K_{\min}}^{i=m} c^i \cdot P_{эл}^{-i} (1 - P_{эл}^{-i}).$$

При использовании простейшей модели распределения ошибок в канале связи в виде биномиального закона выражение для  $P_T$  будет иметь вид:

$$P_T \leq \sum_{i=K_{\min}}^{i=m} c^i \cdot P_{эл}^{-i} (1 - P_{эл}^{-i})$$

Для двух предложенных методов были произведены расчеты весовых коэффициентов по формуле (2), которые показали близкие результаты.

Метод определения весовых коэффициентов, рассмотренный в настоящей работе может быть также использован для весового мажоритарного декодирования блочных кодов с любым основанием.

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технологические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научно-технологические технологии. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-32.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко М.М., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем // Сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. 2016. С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса. // В сборнике: Научно-технологические технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации. // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2 (13). – С. 215-219.

**Бегимкулов Абдуллох Бегимкул угли** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: al-b999@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\_bmstu\_fiz@mail.ru

Ю.Ю. Сарычева, А.К. Горбунов

## О ЧИСЛЕ ПРОВЕРОЧНЫХ СИМВОЛОВ АБЕЛЕВЫХ КОДОВ

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

Пусть  $A$  – множество  $n$ -мерных векторов, а  $P$  – группа перестановок на множестве из  $n$  элементов. Далее, пусть  $[AP]$  – множество векторов  $\alpha\pi$ ,  $\alpha \in A$ ,  $\pi \in P$ . Определим код, порожденный парой  $\{A, P\}$ , как код, проверочное пространство которого натянуто на множество  $[AP]$ .

Будем говорить, что матрица  $T$  преобразует перестановку  $\pi$  к диагональному виду, если

$$T^{-1}PT=D \quad (1),$$

где  $P$  – матричное представление перестановки  $\pi$ , а  $D$  – диагональная матрица.

Если  $P$  – абелева группа, то найдется такая матрица  $T$ , которая приводит к диагональному виду каждую перестановку из группы  $P$ .

Следующие две теоремы справедливы при условии, что  $P$  – абелева транзитивная группа перестановок, а  $U$  – матрица, преобразующая каждую перестановку из  $P$  к диагональному виду, или как мы будем ее называть – преобразующая матрица группы  $P$ .

Теорема 1.

Пусть  $Y$  – код, порожденный парой  $\{\alpha, P\}$  – ( $\alpha$ -вектор), тогда  $r$  – число проверочных символов кода  $Y$  равно весу вектора  $\alpha U$

$$r = \omega(\alpha U).$$

Теорема 2.

Пусть  $Y$  – код, порожденный парой  $\{A, P\}$  – ( $\alpha$ -вектор), где  $A = \{\alpha_j\}_{j=\overline{1,f}}$  – множество  $n$ -мерных векторов. Тогда  $r$  – число проверочных символов кода  $Y$  равно весу вектора  $Z=(z_1, \dots, z_n)$ , компоненты которого

$$z_i = \begin{cases} 0, & \text{если } \alpha_j U_j = 0, j = \overline{1,f}, \\ I, & \text{в противном случае, } U_i - i - \text{тый} \\ & \text{столбец матрицы } U. \end{cases}$$

Теоремы 1, 2 дают метод вычисления числа проверочных символов кодов, инвариантных относительно абелевой транзитивной группы симметрии, основанный на использовании преобразующей матрицы этой группы. Теорема 3 дает явный вид преобразующей матрицы абелевой транзитивной группы.

Обозначим через  $W_{K,l}$  – матрицу Вандермонда

$$W_{K,l} = \begin{vmatrix} \lambda^0 & (\lambda^1)^0 & \dots & (\lambda^{l-1})^0 \\ (\lambda^0)^1 & (\lambda^1)^1 & \dots & (\lambda^{l-1})^1 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ (\lambda^0)^{l-1} & (\lambda^1)^{l-1} & \dots & (\lambda^{l-1})^{l-1} \end{vmatrix},$$

в которой  $\lambda$  – элемент порядка  $l$  из поля  $K$ .

Теорема 3.

Пусть  $P$  – абелева транзитивная группа перестановки  $P = (\pi_1) * \dots * (\pi_s)$ ,  $\pi_1^{i_1} = \dots = \pi_s^{i_s} = 1$ , тогда матрица  $W$  – кронекерово произведение матриц Вандермонда  $W_{K,i_1}, \dots, W_{K,i_s} W_{K,i_1}, \dots, W_{K,i_s}$ .

$$W = W_{K,i_1} * \dots * W_{K,i_s},$$

( $K$  – минимальное поле, натянутое на корни полиномов  $x^{i_1} - 1, x^{i_s} - 1$ ) является преобразующей для группы  $P$ .

Предложенный метод вычисления числа проверочных символов абелевых транзитивных кодов является аналогом вычисления числа проверочных символов циклических кодов длины  $n$ , подстановкой корней полинома  $x^n - 1$  в порождающий полином.

В дальнейшем в докладе изучаются коды, порожденные парой  $\{A, P\}$  в случае, когда  $A$  – произвольный набор  $n$ -мерных векторов, а  $P$  – абелева группа с произвольным числом областей транзитивности. Для таких кодов доказываются утверждения, аналогичные теоремам 1-3, дается способ вычисления числа проверочных символов.

В заключении доклада изучаются приложения описанного метода определения числа проверочных символов к построению мажоритарно декодируемых кодов.

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научные технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Сарычева Юлия Юрьевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: yulia.sarycheva99@mail.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

Ю.А. Гуреева, А.К. Горбунов

## ОБ ОДНОЙ КОНСТРУКЦИИ БЛОЧНО-СВЕРТОЧНЫХ КАСКАДНЫХ КОДОВ

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

Рассмотрим схему блочно-сверточного каскадного кодирования. Информационную последовательность с нулями на проверочных позициях запишем с помощью  $D$ -преобразования, т.е.

$$\tau(D) = i_0 + i_1 D + i_2 D^2 + \dots + i_{k_2-1} D^{k_2-1} + i_{n_2} D^{n_2} + \dots = \sum_{j=1}^{k_2} D^{j-1} \tau_i(D^{n_2}), \quad (1)$$

где  $i_e \in GF(2^{k_1})$ .

Пусть  $n_3 = q - 1$  длина кода Рида-Соломона (РС) над  $GF(q)$ , где  $q = 2^{k_1}$  и пусть  $n_2$  – делитель  $n_3$ . Тогда  $g(x)$  является порождающим многочленом кода РС с параметрами  $(n_2; k_3)$  над  $GF(q)$ , то  $q$ -ичный сверточный код со скоростью  $R_2 = \frac{k_2}{n_2} = \frac{k_3}{n_3}$ , порождаемый с помощью  $G(x) = g(x)$  является некатастрофическим и имеет свободное кодовое расстояние  $d_{св.2} = L_2 = n_3 - k_3 + 1$ , где  $L_2$  – кодовое ограничение сверточного кода, т.е. число кодовых символов, на которые влияет один информационный символ.

Информационная последовательность (1) кодируются выше описанным сверточным кодом. Обозначим его через  $[L_2, R_2, d_{св.2}]$  и назовем кодом второй ступени.  $[L_2, R_2, d_{св.2}]$  код является несистематическим постоянным сверточным кодом.

$D$  – преобразование, закодированной кодом второй ступени последовательности можно записать в виде

$$(D) = \tau(D) \times G(D) = t_0 + t_1 D + t_2 D^2 + \dots + t_{n_2} D^{n_2} + \dots, \quad (2)$$

где  $t_e \in GF(2^{k_1})$ .

Каждый из символов  $t_e$  над  $GF(2^{k_1})$  представляется как двоичный вектор длины  $k_1$  и кодируется линейным двоичным  $(n_1, k_1)$ , блочным кодом первой ступени. Обозначим его через  $[n_1, R_1, d_1]$ , где  $R_1 = \frac{k_1}{n_1}$  – скорость передачи, а  $d_1$  – кодовое расстояние кода первой ступени.

Очевидно, что кодовое ограничение полученного в результате кодирования блочно-сверточного каскадного (БСК) кода

$$L = n_1 \times L_2 \quad (3).$$

Обозначим свободное кодовое расстояние БСК кода через  $d_{св.}$ .

Утверждение 1. Свободное кодовое расстояние  $d_{св.}$  блочно-сверточного каскадного кода удовлетворяет соотношению

$$d_{св.} > d_1 \times d_{св.2}. \quad (4).$$



Обозначим получающийся линейный двоичный несистематический постоянный БСК код через  $[L, R, d_{\text{св.}}]$ , где  $R = R_1 \times R_2$  – скорость передачи.

Перейдём теперь к оценке асимптотики кодового расстояния БСК кода. Зафиксируем скорость передачи  $R$ . Пусть  $n_1 \rightarrow \infty$  и  $L_2 \rightarrow \infty$  тогда  $L \rightarrow \infty$ . При этих условиях получим нижнюю оценку  $\delta^{(n)}(R) \leq \frac{d_{\text{св.}}}{L}$ , которую назовём нижней оценкой свободного кодового расстояния.

Утверждение 2. Свободное кодовое расстояние БСК кода при всех скоростях  $0 < R < 1$  ограничена снизу границей Варшамова-Гилберта (ВГ).

Доказательство. Поделим левую и правую часть (4) на  $L$ . Тогда с учетом (3) получим

$$\delta^{(n)}(R) = \delta_1^{(n)}(R_1) \times \delta_2^{(n)}(R_2), \quad (5)$$

где  $\delta_1 = \frac{d_1}{n_1}$  и  $\delta_2 = \frac{d_{\text{св.2}}}{L_2}$ .

Наилучшая из известных асимптотических оценок (при  $n_1 \rightarrow \infty$ ) достижимого при фиксированной скорости передачи кодового расстояния является оценка границей ВГ, согласно которой для двоичных кодов

$$R_1 = 1 - H(\delta_{\text{вг}}), \quad (6)$$

где  $\delta_{\text{вг}} = \frac{d_1}{n_1}$ ,  $D_1 5 \geq \delta_{\text{вг}} \geq 0$ ,  $0 \leq R_1 \leq 1$ ,  $H(\delta) = -\delta \log_2 \delta - (1-\delta) \log_2 (1-\delta)$ .

Следовательно, выбирая коды первой ступени, удовлетворяющие границе ВГ можно написать

$$\delta_1^{(n)}(R_1) = \delta_{\text{вг}}(R_1) = p(R_1), \quad (7)$$

где  $p(h)$  – функция, обратная функции  $h(p) = 1 - H(p)$ .

Как было указано для описанных выше сверточных кодов  $d_{\text{св.2}} = L_2$  и, следовательно,

$$\delta_2^{(n)}(R_2) = \frac{d_{\text{св.2}}}{L_2} = 1 \quad (8)$$

Отсюда следует, что  $\delta^{(n)}(R) = \delta_1(R_1) = p(R_1)$ , (9) что и требовалось доказать.

Для задания БСК кода достаточно задать коды первой и второй ступени. Следовательно, необходимое для записи БСК кода число операций есть сумма числа операций, необходимого для задания кода первой ступени  $N_1$ , и числа операций, необходимого для кода второй ступени  $N_2$ , т.е.

$$N = N_1 + N_2. \quad (10)$$

Утверждение 3. Если при построении БСК кода выполнены условия  $n_3 = 2^{k_1-1}$  и  $R_1 \geq \frac{1}{3}$ , то необходимое для его задания число операций на некоторой ЭВМ пропорционально квадрату длины кодового ограничения БСК кода, деленному на длину кода первой ступени, т.е.

$$N \leq \frac{\beta L^2}{n_1}, \quad (11)$$

где  $\beta$  – некоторое постоянное число, зависящее от  $R_2$ .

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе материальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современных взгляд на изучение проблем сборник научных трудов по итогам международно научно-практической конференции. – 2016. – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Монодное (кластерно – волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научно-технические технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научно-технические технологии. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[4]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и оборудование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Гуреева Юлия Анатольевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: 1972gaa@mail.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

М.О. Гайдукова, А.К. Горбунов

## ОЦЕНКА ДЛИТЕЛЬНОСТИ РАЗРЕШЕНИЯ КОНФЛИКТА В КАНАЛЕ МНОЖЕСТВЕННОГО ДОСТУПА С ЗАДЕРЖКОЙ

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

Рассматривается система связи между  $N$  абонентами, в которой передача пакетов осуществляется по прямому каналу с использованием блокированного стек-алгоритма доступа, а по обратному широковещательному каналу все абоненты через время  $\tilde{t}$ , получают квитанцию в виде одного из трех сообщений: «канал пуст», «успешная передача», «конфликт». По полученным квитанциям все абоненты определяют моменты начала очередной передачи, т.е. доступ в прямой канал является синхронным.

Пусть время получения квитанции зависит от ситуации в прямом канале и принимает значения  $\tilde{t}_0, \tilde{t}_1, \tilde{t}_2$ , для ситуаций соответственно «канал пуст», «успешная передача», «конфликт». Такое сообщение задачи позволяет распространить результаты ее исследования как на каналы с прослушиванием, так и на системы с резервированием.

Обозначим через  $\tilde{\eta}_k$  среднее число вершин в дереве, которое строят участники конфликта кратности  $k$ , использующие  $S$ -ичный симметричный алгоритм разрешения конфликта (АРК). Введем так же значения  $\tilde{\eta}_0, \tilde{\eta}_1, \tilde{\eta}_2$  для среднего числа вершин в дереве, которые соответствуют окнам длительности  $\tilde{t}_0, \tilde{t}_1, \tilde{t}_2$ . Тогда средняя длительность разрешения конфликта кратности равна  $k$  равна

Используя тот факт, что в  $S$ -ичном дереве число концевых вершин  $n_t$  связано с числом внутренних вершин  $n_w$  соотношением  $n_t = (S-1)n_w + 1$ , и учитывая, что  $\tilde{\eta}_1 = k$ , получаем систему уравнений

$$\begin{cases} \tilde{\eta}_0 + \tilde{\eta}_2 + k = \tilde{\eta}_k \\ \tilde{\eta}_0 + k = (S-1)\tilde{\eta}_2 + 1 \end{cases} \quad (1)$$

разрешение которой приводит к формуле

$$\tilde{T}_k = 1/3((S-1)\tilde{t}_0 + \tilde{t}_2)\tilde{\eta}_k + (\tilde{t}_1 - \tilde{t}_0)k + 1/S(\tilde{t}_0 - \tilde{t}_2). \quad (2)$$

На основе известной зависимости между  $\tilde{T}_k$  и скоростью алгоритма  $C$ , выводится формула

$$C' = \frac{SC}{(S-1)\tilde{t}_0 + \tilde{t}_2 + SC(\tilde{t}_1 - \tilde{t}_0)}; \quad (3)$$

где  $C$  – скорость алгоритма для случая одинаковой длительности окон выражена в числе пакетов на окно, а  $C'$  выражена в числе пакетов, переданных за единицу времени. Расчеты по формуле для  $C'$  позволяют уточнять данные.

Отметим, что формула для  $\tilde{T}_k$  дает завышенные значения, если время получения квитанции превышает длительность передачи пакета, так как при выводе этой формулы предполагалось, что разрешение конфликта приостанавливалось для получения всеми абонентами очередной квитанции.

Рассмотрим случай, когда длительность всех окон одинаковы, а квитанция о ситуации в окне приходит с задержкой на  $\tilde{t}$  окон. Заметим, что

интервалы ожидания у разных участников конфликта вообще говоря не совпадают. Поэтому пока одни абоненты ожидают квитанцию, другие участники конфликта могут в это время работать. Такая возможность обеспечивается, в частности, при использовании АРК по этапам. В этом случае среднее число окон  $\tilde{\eta}_k$  для разрешения конфликта кратности  $k$  может увеличиться не более, чем на величину  $\varepsilon \ell_k$ , где  $\ell_k$  – среднее число ярусов в дереве разрешения конфликта кратности  $k$ , т.е.

$$\tilde{\eta}_k' \leq \tilde{\eta}_k + \tilde{\varepsilon} \ell_k \quad (4)$$

Можно доказать, что для  $S$ -ичного симметричного АРК

$$\ell_k \leq \alpha * \log_s k + \beta;$$

где  $\alpha \leq 6$ ,  $\beta \leq 2$ . Таким образом,

$$\tilde{\eta}_k' \leq \tilde{\eta}_k + \alpha * \tilde{\varepsilon} * \log_s k + \beta \quad (5)$$

Из полученного результата следует, что задержка в получении квитанции при достаточно большой кратности конфликта практически не влияет на длительность его разрешения.

В заключение отметим, что изложенные результаты могут быть распространены на динамический АРК и кадровые алгоритмы, основанные на использовании блокированного стек-алгоритма.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. – 2016. – С. 73–88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. монадное (кластерно-волновое) Понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии и приборо- и машиностроения и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225–230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. 2008. – С. 25–31.

[4]. Амеличева К.А., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17–23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Пеппера и линии демаркации // Электронный журнал: Наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215–219.

**Гайдукова Мария Олеговна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: gaidukova2015m@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

Н.О. Шошин, А.К. Горбунов

## ОЦЕНКА ЭФФЕКТИВНОСТИ УПРАВЛЕНИЯ ИЗБЫТОЧНОСТЬЮ СИГНАЛОВ В НЕСТАЦИОНАРНЫХ КАНАЛАХ

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

Пусть задан класс систем (неадаптивных), отличающихся некоторым параметром  $b \in B$ , и способ расчета эффективности  $R(a,b)$  каждой системы в среде с заданным  $n$ -мерным вектором параметров  $a \in A$ . Рассматривается адаптивная система, которая при изменении вектора  $a$  (состояний среды) изменяет по заданному алгоритму значение  $b = b(a)$ , возможно обеспечивая тем самым более высокую эффективность функционирования по сравнению с каждой из неадаптивных систем. Целесообразность разработки адаптивной системы может быть установлена на основе ориентировочного расчета эффективности адаптивного алгоритма, т. е. выигрыша, обеспечиваемого адаптивной системой по сравнению с некоторой неадаптивной.

В настоящей работе решена задача оценки эффективности адаптивного алгоритма для сред с произвольной функцией распределения  $\delta(x)$  случайного вектора  $\alpha$  при фиксированных моментах

$$m_i = \int_A \varphi_i(x) d\delta(x), i = \overline{0, k-1} \quad (1)$$

где  $\{\varphi_i(x)\}$  – заданная на  $A$  система вещественных функций,  $\varphi_0(x) \equiv 1, m_i = 1$ . Рассмотрены примеры анализа алгоритмов управления избыточностью сигналов в системах передачи информации.

Методика оценки эффективности адаптивного алгоритма.

При оценке эффективности адаптивного алгоритма предполагается, что в каждом состоянии среды, определяемом соответствующим значением вектора  $\alpha$ , адаптивная система функционирует с оптимальным значением управляемого параметра  $b$ . При этом её эффективность в фиксированном состоянии среды определяется значением

$$R_a(a) = \sup R(a, b),$$

где  $\sup$  вычисляется по  $b \in B$ .

Относительно показателя эффективности  $R$  предполагается его осредняемость по множеству состояний среды, так что при заданной функции распределения  $\delta(x)$  вероятностей вектора  $\alpha$  эффективность адаптивной системы определяется выражением.

$$R_A = \int_A R_A(x) d\delta(x)$$

Аналогично, эффективность неадаптивной системы с фиксированным параметром  $b$  равна

$$R_H = \int_A R_H(x) d\delta(x),$$

где  $R_H(x) = R(x, b)$ .

Выигрыш, обеспечиваемый применением адаптивного функционирования в среде с заданной функцией  $\delta(x)$ , будем оценивать отношением  $\gamma_\delta = R_A/R_H$ .

Таким образом, граничные оценки эффективности адаптивного алгоритма в множестве сред с фиксированным вектором моментов (1) могут быть оценены функционалами

$$\gamma_{1(2)}^{(m)} = \frac{\sup}{(\inf)} \gamma_\delta = \frac{\sup}{(\inf)} \int_A R_a(x) d\delta(x) / \int_A R_H(x) d\delta(x), \quad (2)$$

где  $m = (m_1, m_2, \dots, m_{k-1})$  и  $\sup$  ( $\inf$ ) определяется по всем функциям распределений  $\delta(x)$ , удовлетворяющим условиям (1).

Известно, что экстремальные значения (2) при ограничениях (1), ограниченности и замкнутости множества  $A$  достигаются на распределениях, сосредотачивающих вероятностную меру не более, чем в  $k$  точках на  $A$ . При этом использование равенства (1) позволяет свести задачу нахождения  $\gamma(m)$  к задаче  $kn$ -параметрической оптимизации.

Алгоритм управления избыточностью в системе передачи информации с переспросом.

В качестве класса неадаптивных систем (в соответствии с введенной терминологией) рассматривается множество систем передачи информации с переспросом забракованных приемником сигналов. Эффективность системы определяется скоростью передачи информации, которая при последовательной передаче сигналов по каналу без памяти с вероятностью ошибки символа, равной  $P$ , определяется выражением:

$$R(a, b) = \left(1 - \frac{r}{b}\right) \exp(bc \ln a),$$

где  $a = 1 - P$ ,  $b$  - длительность анализируемого приемником сигнала,  $c$  - параметр, характеризующий алгоритм системы.

Как видно, для каждого значения вероятности ошибки символа  $P$  в дискретном канале существует оптимальное значение длины сигнала  $b$ . Таким образом, целесообразно рассмотреть адаптивную систему, в которой при изменении состояний канала связи (характеризуемых параметром  $\alpha$ ) осуществляется изменение длины сигнала  $b$ .

Результаты расчетов  $\gamma_1(\bar{\alpha})$  в соответствии с (2) показывают, что при  $\bar{P} \leq 0.316 \cdot 10^{-2}$  и  $rc \leq 24$  управление параметром  $b$  в системе с переспросом не может обеспечить выигрыша в скорости передачи информации более 32%. При уменьшении средней вероятности ошибки предельное значение выигрыша уменьшается.

Адаптивный алгоритм передачи сигналов с управляемой энергией.

Рассмотрим возможность адаптации системы передачи информации изменением энергии сигналов (управление мощностью передатчика или длительностью сигналов) при изменении состояний непрерывного канала связи. Для неадаптивной системы вероятность ошибочного приема сигналов является монотонно убывающей функцией  $P(\alpha e)$  энергетического коэффициента передачи  $\alpha$  канала и энергии  $e$  передаваемого сигнала. Если коэффициент передачи  $\alpha$  является случайной величиной с функцией распределения вероятностей  $\delta(x)$ , то средняя вероятность ошибочного приема равна

$$P_H(e) = \int_A P(xe)d\delta(x) \quad (3)$$

Пусть в адаптивной системе энергия сигнала изменяется таким образом, чтобы в любом состоянии канала вероятность ошибки была постоянна и равна допустимой величине  $P(ae) = P_{\text{доп}}$ . При этом энергия, приходящаяся в среднем на один сигнал в адаптивной системе, равна

$$e_a = F(P_{\text{доп}})m_1,$$

где  $F(P)$  – функция обратная  $P(x)$ ,  $m_1 = \int_A d\delta(x)/x$ .

В неадаптивной системе энергия сигнала  $e_H$  выбирается такой, чтобы обеспечить  $P_H(e_H) = P_{\text{доп}}$ . Тогда с учётом (3)  $e_A = m_1 F[\int_A P(xe_H)d\delta(x)]$ . Так как вероятность ошибок в адаптивной и неадаптивной системах равны, то эффективность управления можно оценить по выигрышу в средней энергии сигналов  $\gamma_1 = \sup e_H/e_A$ .

Можно получить оценку

$$\gamma_1 = -h_m/2\ln P_{\text{доп}}$$

где  $h_m$  – максимальное отношение энергии сигнала неадаптивной системы к спектральной плотности мощности шума в точке приема. Например, при  $h_m \leq 20$ ,  $P_{\text{доп}} = 10^{-3}$  энергетический выигрыш, обеспечиваемый управлением энергией сигналов, не может превысить 1,61 дБ

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научные технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Шошин Никита Олегович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: shoshinnikit@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

С.Ю. Иванов, А.К. Горбунов

## ПАРАЛЛЕЛЬНОЕ ЛИНЕЙНОЕ КОДИРОВАНИЕ

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

В системе с последовательным линейным кодированием (предыскажением и корректированием) низким является качество передачи и приема сигналов движущихся изображений на экране видеоконтрольного устройства. Это объясняется безвозвратно потерей значительной части непрерывных спектральных составляющих, которые образуются при передаче движущихся изображений вокруг первичных и вторичных дискретных линий спектра строки.

Структурная схема устройства с элементами параллельного линейного кодирования сигналов представлена на рисунке 1.

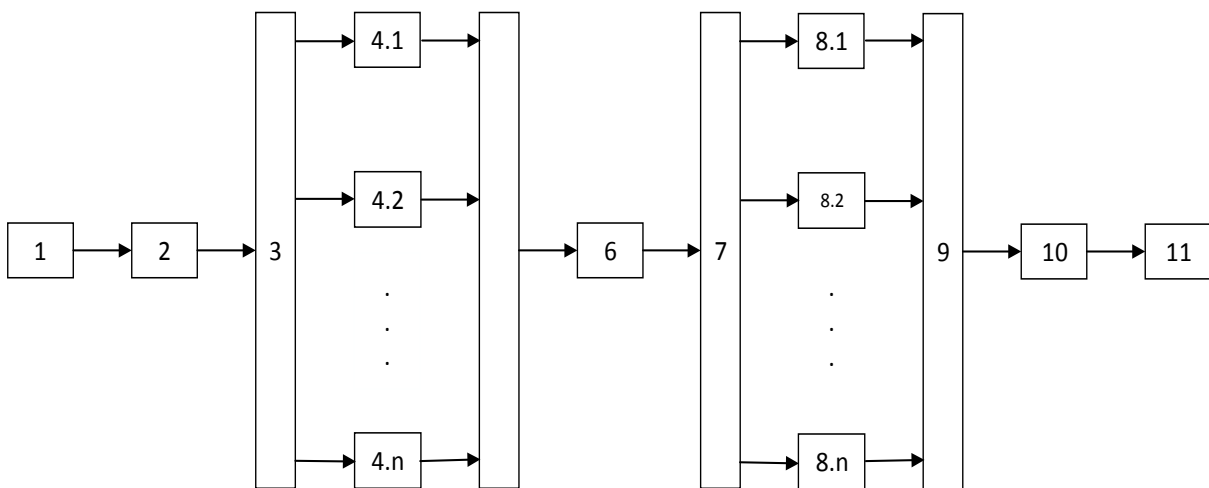


Рис. 1:

- 1 – источник сигналов изображения; 2 – широкополосный предыскажающий фильтр;  
3 – первый распределитель; 4.1-4.n – полосовые предыскажающие фильтры;  
5 – формирователь; 6 – канал связи; 7 – второй распределитель;  
8.1-8.n – полосовые корректирующие фильтры; 9 – второй формирователь;  
10 – широкополосный корректирующий фильтр; 11 – приемник

От источника сигнал поступает на входы  $n$  полосовых предыскажающих фильтров через широкополосный предыскажающий фильтр и первый распределитель. На выходе широкополосного предыскажающего фильтра образуется равномерный по огибающим первичных составляющих спектр видеосигнала. Выравнивание (отбеливание) этого спектра уже с учетом вторичных спектральных составляющих происходит после обработки на выходах  $n$  полосовых предыскажающих фильтров. Отбеленный с учетом первичных и вторичных составляющих спектр видеосигнала передается по каналу связи на приемную сторону устройства, где производится аналогичная обработка, но уже с фильтрами, имеющими взаимнообратные амплитудно-частотные характеристики, что приводит к полному восстановлению исходного спектра видеосигнала.



Вместе с выравниванием дискретных вторичных спектральных линий до уровня первичных параллельными предискажающими фильтрами осуществляется усиление и подъем непрерывных составляющих спектра, а это увеличивает помехозащищенность и, следовательно, качество передачи и приема сигналов, движущихся изображений.

Оценка эффективности кодирования осуществляется с учетом пропускной способности канала связи. Представляет практический интерес расчет выигрыша в помехоустойчивости предлагаемого устройства за счет введения блоков параллельного предискажения корректирования сигналов изображения.

Энергетический выигрыш в отношении сигнал-помеха  $S_{\max}$  для устройства с последовательной обработкой оценивается по формуле

$$S_{\max} = \frac{\int_{f_1}^{f_2} G(f)df \int_{f_1}^{f_2} N(f)df}{\left(\int_{f_1}^{f_2} \sqrt{G(f)N(f)}df\right)^2}, \quad (1)$$

где  $G(f)$ ,  $N(f)$  – спектральные плотности мощности соответственного сигнала и помехи;  $f_1$ ,  $f_2$  – граничные частоты спектра строчного сигнала для одного «лепестка».

Энергетический выигрыш  $S_{\max}$  для предлагаемого устройства также оценивается по формуле (1) и в результате параллельного предискажения и корректирования его спектр сигнала на входе канала связи становится по форме равномерным со спектральной плотностью мощности  $G(f) = G_0 = const$  в пределах эффективной полосы пропускания канала.

При спектре аддитивной помехи  $N(\omega) = N_0 = const$  (белый шум), с помощью формулы (1) при подстановке равномерных спектров сигнала  $G(\omega)$  и  $N(\omega)$  в подынтегральные выражения получаем  $S'_{\max} = 1$ .

$$\chi = \frac{S'_{\max}}{S_{\max}} = \frac{1}{S_{\max}}. \quad (2)$$

Для определения энергетического выигрыша  $S_{\max}$  по формуле (1) наиболее целесообразно в качестве модели спектра в предлагаемом устройстве выбрать гауссовскую аппроксимацию на участке  $f_1 \dots f_2$  т.е.

$$G(f) = G_{\max} \exp[-(\beta \square f)^2 (f - f_{cmp})^2], \quad (3)$$

где  $G_{\max}$  – значение спектральной плотности мощности оптимально предискаженного сигнала на частоте  $f_{cmp}$ ;  $\beta = const$  – постоянный коэффициент, характеризующий скорость убывания энергии в «лепестке» с учетом тонкой структуры спектра;  $\square f = f_2 - f_1$  – эффективная ширина спектра одного «лепестка»;  $f$  – текущее значение частоты.

Подставляя в выражение (1) значение  $G(f)$  из аппроксимации (3) и  $N(\omega) = N_0 = const$  получаем

$$S_{\max} = \frac{\int_{f_1}^{f_2} \exp[-(\frac{\beta \Delta f}{2})^2 (f - f_{\text{cmp}})^2] df}{\{\int_{f_{\text{cmp}}}^{f_2} \exp[-(\frac{\beta \Delta f}{2})^2 (f - f_{\text{cmp}})^2] df\}^2}, \quad (4)$$

где интегрирование производится для правой части спектра «лепестка».

Интегралы числителя и знаменателя (4) приводятся к табличным путем замены переменной  $(f - f_{\text{cmp}}) = x$ . При этом получаем для интеграла числителя соответственно [5, с. 320]

$$I_1 = \int_0^{\frac{\Delta f}{2}} \exp[-(\beta \Delta f)^2 x^2] dx = \frac{\sqrt{\pi}}{2\beta \Delta f} \phi(\beta \frac{\Delta f^2}{2})^2 \approx \frac{\sqrt{\pi}}{2\beta \Delta f}.$$

Для интеграла знаменателя

$$I_2 = \int_0^{\frac{\Delta f}{2}} \exp[-(\frac{\beta \Delta f}{2})^2 x^2] dx = \frac{\sqrt{\pi}}{\beta \Delta f} \phi(\beta \frac{\Delta f^2}{4})^2 \approx \frac{\sqrt{\pi}}{\beta \Delta f}.$$

В этих выражениях  $\phi(Z)$  – интеграл вероятности (функция Крампа), который при больших аргументах  $Z \gg 1$  обращается в единицу.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем, Сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. – 2016 – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научно-технологические инновации в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016 – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научно-технологические инновации. – 2008 – Т. 9 – № 10 – С. 25-31.

[4]. Амеличева А.К., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технологические инновации. – 2017 – Т. 18 – № 10 – С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017 – № СВ2 (13) – С. 215-219.

**Иванов Станислав Юрьевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: stas.ivanov20@gmail.com

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

Е.М. Бандурина, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

## ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ КОЛЛЕКТИВОМ РАДИОЛИНИЙ

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

Один из возможных методов улучшения качества связи при постоянном возрастании нагрузки радиодиапазона работающими передатчиками заключается в коллективном использовании группы рабочих частот несколькими радиолиниями при централизованном распределении частотных каналов. Такое распределение реализуется специальным центром управления на основе формирования критерия, которым руководствуется центр при назначении частот радиолиниями, входящими в коллектив и исследуется эффективность функционирования этого коллектива.

Пусть рассматриваемый коллектив содержит  $M \geq 1$  членов и для его работы отведено  $N \geq 1$  частот, причем в каждый момент времени одна частота может быть занята не более чем одной линией, так, что  $M \leq N$ . Состояние  $m$ -й линии при ее работе в  $n$ -м канале характеризуется случайно изменяющимся параметром  $h_{mn(t)}$  ( $m = \overline{1, M}$ ,  $n = \overline{1, N}$ ). Будем считать, что все члены коллектива равноправны (приоритеты отсутствуют), а процессы  $h_{mn(t)}$  статистически независимы, одинаково распределены и эргодичны. Предположим далее, что качество связи, обеспечиваемое некоторой линией в момент времени  $t$  удовлетворительно, если параметр  $h$ , характеризующий ее состояние, больше заранее назначенного  $h_{con}$ . Тогда, учитывая равноправие членов коллектива, естественно приписать центру управления цель, заключающуюся в таком назначении частот, которое обеспечит приемлемое состояние для максимального числа членов коллектива. Если ввести переменную  $x_{mn}$  такую, что  $x_{mn} = 1$  если  $m$ -ая станция назначена на  $n$ -ю частоту, и  $x_{mn} = 0$  в противном случае, то задача назначения частот, которую должен решать центр управления, может быть записан в виде

$$S = \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^N E(h_{mn} - h_g) x_{mn} \Rightarrow \max \quad (1)$$

$$\sum_{m=1}^M x_{mn} \leq 1, (n = \overline{1, N}); \sum_{n=1}^N x_{mn} = 1, (m = \overline{1, M}); x_{mn} = 0, 1 \quad (2)$$

где  $E(h_{mn} - h_{con})$  – единичная функция, равная нулю при  $h_{mn} < h_{con}$  и единице при  $h_{mn} \geq h_{con}$ . Первое из условий (2) означает, что на одну час-

тоту может быть назначен не более чем один член коллектива; второе условие означает, что каждая станция должна получить частотный канал.

Задача (1)-(2) относится к классу задач о назначениях и является задачей линейного программирования с булевыми переменными.

Поскольку множество состояний каждой линии может быть разбито на два подмножества – удовлетворительное ( $h \geq h_{\text{con}}$ ) и неудовлетворительное ( $h < h_{\text{con}}$ ), естественно в качестве показателя эффективности для каждого члена коллектива принять вероятность  $P = P\{h \geq h_{\text{con}}\}$ . Покажем, что решение задачи (1)-(2) обеспечивает также максимальное значение показателя.

Пусть  $G$  – алгоритм решения задачи (1)-(2) и  $P_S$  – вероятность того, что алгоритм  $G$  обеспечивает приемлемое состояние  $S$  линиям ( $S = \overline{O, M}$ ). Так как коллектив однороден  $P = \frac{1}{M} \sum_{s=1}^M sp_s = \bar{s} / M$ , где  $\bar{s}$  – среднее значение  $S$ . В силу эргодичности процессов  $h_{mn(t)}$  можем записать

$$P = \lim_{T \rightarrow \infty} \frac{1}{MT} \int_0^T \sum_{m=1}^M \sum_{n=1}^N E[h_{mn(t)} - h_{\text{con}}] x_{mn(t)} dt. \quad (3)$$

Поскольку  $G$  в каждый момент времени максимизирует подинтегральное выражения в (3), ясно, что, этот же алгоритм обеспечивает и максимум  $P$ .

Задача (1)-(2) при  $M=N$  есть хорошо известная транспортная задача с булевыми переменными. Ее можно также трактовать как задачу нахождения максимального паросочетания в двудольном графе  $F = (X, Y, \Gamma)$ ,  $X$  – множество линий,  $Y$  – множество частот,  $\Gamma$  – отображение  $X$  на  $Y$  причем  $\Gamma(x_i) = \{y_{s1}, y_{s2}, \dots, y_{sr}\}$ , когда  $h_{isj} \geq h_{\text{con}}$  для  $j = \overline{1, r}$  и  $\Gamma(x_i) = \emptyset$ , если  $h_{ij} < h_{\text{con}}$  для всех  $j = \overline{1, N}$ . Для нахождения максимального паросочетания можно использовать достаточно простой алгоритм Форда-Фалкерсона.

Оценим эффективность коллектива КВ радиолоний. Параметром, характеризующим состояние линии, будем считать среднеквадратичное значение отношения сигнала/помеха. В качестве показателя эффективности примем: для центра управления – значение  $S$  целевой функции (1), а для отдельного члена коллектива – величину  $P = P\{h \geq h_{\text{con}}\}$ . Определение эффективности производилось путем моделирования на ЭВМ, т.к. аналитически удается исследовать лишь случай  $M \leq 3$ . При этом использовалась нормальная модель медленных замираний сигналов и помех с параметрами  $\bar{z}$  и  $b_z$ .

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технологические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научно-технологические технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Бандурина Екатерина Михайловна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: bandurinakatya7@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\_bmstu\_fiz@mail.ru

В.С. Панина, А.К. Горбунов

## ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ ПО ДВУМ ПАРАЛЛЕЛЬНЫМ КАНАЛАМ СВЯЗИ

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

На сегодняшний день получено большое число результатов по оценке характеристик систем связи со случайным множественным доступом для случая, когда в системе имеется единственный прямой канал. Вместе с тем представляет безусловный интерес ответ на вопрос, можно ли при совместном использовании нескольких прямых каналов со случайным множественным доступом получить характеристики связи, лучшие, чем при независимом использовании этих каналов. В докладе излагаются результаты, позволяющие дать положительный ответ на сформулированный вопрос для одного частного случая.

Рассматривается система связи, в которой организован свободный синхронный доступ  $N$  абонентов к двум параллельным каналам при наличии широковещательного канала с полной информативной обратной связью. Предполагается, что у каждого абонента имеется буфер на один пакет информации и число пакетов, поступающих в систему в единицу времени, распределено по биномиальному закону, причем при  $N \rightarrow \infty$  предельным является пуассоновское распределение с параметром  $\Lambda$ .

Определяется класс  $\{f_2\}$  алгоритмов доступа, для которых перед передачей имеющегося пакета в канал каждый абонент сначала определяет номер канала для передачи, выбирая первый канал с вероятностью  $P_t$  (зависящей, вообще говоря, от времени), а второй канал – с дополнительной вероятностью, после чего передает пакет по выбранному каналу с вероятностью  $\beta_{ti}$ , зависящей лишь от времени и от номера канала  $i$ .

Далее вводится предположение о том, что к началу каждого временного окна  $t$  известно число  $n_t$  абонентов, имеющих готовые для передачи пакеты, а также известны величины  $n_{t1}$  и  $n_{t2} = n_t - n_{t1}$  – результаты распределения каналов между абонентами. При этом предположении формулируется алгоритм доступа  $f_2^*$  – оптимальный в классе  $\{f_2\}$  по критерию средней задержки сообщения в системе.

Алгоритм доступа  $f_2^*$  заключается в том, что перед передачей пакета в очередном временном окне  $t$  каждая станция с вероятностью  $P(n_t)$  выбирает для передачи первый канал и с дополнительной вероятностью – второй канал, после чего передает пакет по выбранному каналу  $i$  с вероятностью  $\beta_{ti} = i/n_{ti}$ . При этом последовательность значений  $n_t$  образует неприводимую, непериодическую цепь Маркова, а средняя скорость передачи  $\bar{\Lambda}$  определяется выражением

$$\bar{\Lambda} = \sum_{n=0}^N \pi_n \Lambda_n,$$

где  $\Lambda_n = \sum_{i=1}^{n-1} \left( \left(1 - \frac{1}{i}\right)^{i-1} + \left(1 - \frac{1}{n-i}\right)^{n-i-1} \right) \gamma_i + \varphi_n$ ;  $\gamma_i = C_n^i P_n^i (1 - P_n)^{n-i}$ ;  
 $\varphi_n = \left(1 - \frac{1}{n}\right)^{n-1} (P_n^n + (1 - P_n)^n)$ ;  $\pi_n$  – стационарные вероятности цепи  $n_t$ .

В приведенных формулах  $P_n = P(n_t)$ , а индекс  $t$  у  $n$  опущен, т.к. последовательность значений  $n_t$  является однородной цепью Маркова.

Доказано, что

$$\Lambda_\alpha^* = \lim_{n \rightarrow \infty} \Lambda_n = \sum_{i=1}^{\infty} \left(1 - \frac{1}{i}\right)^{i-1} \frac{\alpha^i}{i!} e^{-\alpha} + e^{-1},$$

где  $\lim_{n \rightarrow \infty} nP_n = \alpha$ .

Была приближенно вычислена величина

$$\Lambda^* = \max_{\alpha} \Lambda_\alpha^*.$$

Расчеты показали, что  $\Lambda^* \geq 0.916$  при  $\alpha_{opt} \approx 1.77$ .

Доказано, что пропускная способность системы из двух каналов при использовании алгоритма доступа  $f_2^*$  выше, чем удвоенная пропускная способность канала при использовании в нем алгоритма  $f_1^*$ , являющегося одномерным аналогом алгоритма  $f_2^*$ .

Выигрыш получается за счет того, что при совместном использовании график на входе одного из каналов значительно отличается от пуассоновского, вследствие чего средняя скорость передачи в этом канале может быть увеличена примерно до значения 0.548, в то время, как во втором канале пределом для средней скорости передачи является, очевидно, величина  $1/e$ .

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научно-технические технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Панина Виктория Сергеевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: vpanina11.04@gmail.com

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.А. Боброва, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## **ПОВЫШЕНИЕ НАДЕЖНОСТИ ИНФОРМАЦИОННОГО ОБМЕНА**

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

Информационные сети представляют собой пример достаточно сложных систем, которые характеризуются наличием большого числа разнообразных внутренних связей, т.е. богатством своей внутренней структуры.

Информационные сети (например, сети связи) интересны как существенная и непреходящая часть автоматизированных систем управления. Кроме того, имеет самостоятельный интерес автоматизация самих информационных систем.

Основное требование, предъявляемое к функционированию информационной сети, состоит в необходимости обеспечения быстрой и надежной передачи по заданным направлениям информационного обмена как можно большего числа поступающих в сеть сообщений.

Надежность доставки информации определяется вероятностью доведения некоторого массива информации с потерей достоверности, не превышающей заданного уровня, и за время, не превышающее нормы времени доставки в реальных условиях работы сети.

Отдельные элементы сети обладают конечной надежностью, причем эти характеристики постоянно меняются и могут выходить за пределы предъявляемых к ним требований (отказ элементов). При этом желательно, чтобы параметры надежности информационной сети, как системы в целом, оставались в пределах допустимого. Понятно, что надежное функционирование системы, в состав которой входят и ненадежные элементы, возможно лишь за счет богатства внутренних взаимосвязей элементов системы, их взаимозаменяемости (конечно, в определенном смысле).

Элементы сети, не используемые в конкретный момент для осуществления определенной (основной) задачи, находятся как бы в горячем резервировании и могут использоваться в это время для осуществления других задач. При необходимости же некоторые из них могут заменить (вообще говоря, неадекватно) отказавший элемент или группу элементов (линии, узлы связи). Примером этого на сети является использование обходного маршрута для передачи сообщения между двумя соседними узлами, если использование непосредственного канала или пучка каналов между ними стало невозможным.

Такая постановка анализа надежности информационных сетей включает в себя и весьма важные вопросы живучести. При этом стоит задача обеспечения достаточно качественного функционирования сети при условии возможности поражений отдельных ее элементов и целых участков.



Именно наличие достаточной структурной избыточности сети и эффективное использование ее в осуществляемых на сети алгоритмах управления может позволить успешно решать задачу обеспечения высокой живучести информационной сети.

В предположении заданности структуры сети, технологического обеспечения ее элементов и требуемого качества функционирования сети в целом, а также ее подсистем, все тяготы по обеспечению заданных требований по надежности сети ложатся на алгоритм управления ее функционированием. Пути решения этой задачи обязательно включают в себя оптимизацию алгоритмов обслуживания на сети, с одной стороны, оптимальную организацию и сочетание различных видов избыточности сообщений, с другой стороны.

Возможны различные способы организации избыточности сообщений. Наиболее распространенные из них – временная и кодовая избыточность. В современных системах передачи данных используются оба метода организации избыточности в комплексе. Например, применяют коды, обнаруживающие ошибки и блок информации, в котором обнаружена ошибка, передают повторно, вплоть до получения подтверждения о правильном приеме.

Использование в информационных сетях радиоканалов характеризующихся большей частотой ошибок и общей ненадежностью связи, значительно снижает эффект от использования кодовой и временной избыточности по сравнению с проводными каналами связи. При этом вполне реальна ситуация, когда сообщения приходится передавать в радиосети, элементы которой выходят за пределы требований по надежности, т.е. являются в этом смысле ненадежными. В таком случае, для повышения надежности функционирования сети до заданного уровня предлагается использовать избыточность передаваемой информации, основанную на избыточности структуры самой сети (сетевая избыточность информации).

Суть такой избыточности состоит в одновременной посылке каждого пакета информации по пучку маршрутов некоторого диаметра. Маршруты пучка при этом не являются, вообще говоря, независимыми. Соответствующая задача маршрутизации тогда сводится к задаче определения оптимального «диаметра» пучка маршрутов доставки пакетов сообщений, которого требует заданный уровень надежности.

Информационная сеть описывается мультиграфом

$$G(X, V),$$

где  $X = \{x\}$  – множество вершин графа (узлы сети);  $V\{v\}$  – множество дуг графа (каналы сети).

Мультиграф является взвешенным, т.е. каждой его дуге сопоставлена величина  $P_v$  – вероятность надежной передачи одного бита информации между парой узлов по  $v$ -му каналу (полагая узлы связи абсолютно надежными).

Пусть  $J = \{i\}$  – множество различных маршрутов на сети. При этом два маршрута, проходящие через одно и то же множество узлов на сети, считаются различными, если в них использованы различные каналы связи.

Считаем отказы элементов сети независимыми событиями. Тогда надежность  $i$ -го маршрута на сети будет равна

$$P_i = \prod_{v \in i} (P_v) 1/m \quad (1),$$

где  $1/m$  – средняя длина сообщений.

Задано ограничение на надежность передачи информации  $P_0$ , т.е. маршрут считается ненадежным, если

$$P_i < P_0 \quad (2).$$

Обозначим  $J_k(l)$  – некоторый пучок из  $l$  маршрутов. Очевидно

$$J_k(l) \subset J, \cup_k J_k(l) = J \quad (3).$$

Если маршруты пучка являются независимыми (не имеют общих элементов), то надежность  $P_{J_k(l)}$  соответствующего информационного направления определяется по известной формуле параллельного соединения

$$P_{J_k(l)} = 1 - \prod_{i \in J_k(l)} (1 - P_i) = 1 - \prod_{i \in J_k(l)} [1 - \prod_{v \in i} (P_v) 1/m] \quad (4).$$

В общем случае различные пути могут содержать общие элементы и отказы их будут коррелированы. Тем не менее, соотношение (4) применимо и в этом случае, однако следует пользоваться правилом

$$P_v * P_v = P_v \quad (5).$$

Теперь можно сформулировать задачу маршрутизации при сетевой избыточности информации, т.е. задачу определения на заданном направлении обмена пучка маршрутов минимального диаметра, позволяющего достичь требуемого уровня надежности обмена. Найти

$$J_k^* = \min J_k(l) \quad (6)$$

при выполнении условия

$$P_{J_k(l)} \geq P_0 \quad (7).$$

Для решения поставленной задачи можно применить известные алгоритмы нахождения  $K$  кратчайших путей на графе. Очевидным недостатком такого подхода является неопределенность величины  $K$  и потому необходимость после нахождения очередного пути проверять условие (7). Кроме того, полученное таким образом множество путей может сильно пересекаться, что в реальной сети вызовет нежелательную перегрузку некоторых элементов сети.

Нами предложен алгоритм, основанный на оригинальном методе древесной декомпозиции сетевого графа, позволяющий получить требуемое в соответствии с (6)-(7), множество путей на заданном направлении обмена. Трудоемкость алгоритма не превосходит соответствующей величины для алгоритма Йена, т.е. порядка  $Kn^3$  операций.

«Диаметр» получаемого с помощью этого алгоритма пучка определяется в процессе как функция наложенных ограничений на функционал  $P$ .

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технологические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научно-технологические технологии в приборо-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Боброва Анастасия Александровна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: bobrova.nastya2015@yandex.ru

**Размахов Илья Вадимович** – 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\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.Э. Архипов, А.К. Горбунов

## **ПОВЫШЕНИЕ ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТИ СИСТЕМ МНОЖЕСТВЕННОГО ДОСТУПА**

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

В последнее время широкое распространение получили системы передачи дискретной информации с множественным доступом и коммутацией пакетов. Для получения требуемой достоверности передачи в условиях помех в таких системах чаще всего применяются различные методы внутрипакетного или межпакетного помехоустойчивого кодирования с фиксированным уровнем избыточности. Однако в условиях импульсных помех, поражающих значительную часть информационного пакета и вызывающих некорректируемые последовательности ошибок, методы внутрипакетного избыточного кодирования имеют низкую эффективность. Перспективным методом обеспечения требуемой помехозащищенности передачи в условиях импульсных помех введение в передаваемое сообщение избыточности повторения в сочетании с псевдослучайным перемежением. Однако в системах передачи с коммутацией пакетов дополнительное введение избыточности повторения осуществляется за счет выделения окон в кадре, на которые разделяется время работы системы.

Общее же число окон в кадре определяется максимальной нагрузкой, требуемым качеством обслуживания, а также перспективами развития и расширения емкости и услуг. Поэтому при достаточно больших интенсивностях импульсных помех вводимой избыточности оказывается недостаточно для обеспечения требуемой достоверности передачи.

В реальных условиях нагрузка на систему передачи изменяется во времени в результате чего часть окон кадра, выделенных для передачи, оказывается свободной. Это происходит из-за колебания активности абонентов, наличия пауз в передаваемом сообщении и т. п. Метод введения избыточности, адаптивной к нагрузке, заключается в использовании свободных окон кадра, для многократного повторения и псевдослучайного перемежения пакетов активных абонентов. На приемном конце осуществляется свертка избыточных пакетов по принципу мажоритарного декодирования. Метод введения избыточности повторения, адаптивной к нагрузке, позволяет полностью использовать длину кадра для повышения достоверности передачи. Псевдослучайное перемежение информационных пакетов является эффективным методом борьбы с организованными импульсными помехами, либо с помехами, носящими регулярный характер. Псевдослучайное перемежение пакетов приводит к декорреляции импульсных помех и преобразованию сложного потока помех в простейший, в частности, в пуассоновский. В результате действие помех усредняется по каждому абоненту.

Программное обеспечение устройства позволяет определить количество свободных окон в текущем кадре и заполнять их избыточными пакетами активных абонентов в соответствии с личным приоритетом. Порядок псевдослучайного перемежения при считывании пакетов в канал определяется работой программно реализованного параллельного генератора псевдослучайных чисел с равномерным законом распределения. Свертка избыточного сигнала осуществляется путем последовательного накопления всех копий пакета с последующим считыванием в параллельном виде через устройство мажоритарного декодирования. На выходе устройства формируется пакет по правилу "большее из нечетного."

Устройство, реализующее метод введения адаптивной избыточности, обеспечивает передачу информационных пакетов от восьми абонентов с групповой скоростью 1,25 Мбит в секунду.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. 2016. С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. 2016. С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. 2008. Т. 18. № СВ2(13). С. 215-219.

[4]. Амеличева К.А., Лысенко Л.В., Горбунов А.К., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. 2017. Т. 18. № 10. С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. № СВ2(13). С. 215-219.

**Архипов Артем Эдуардович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: Arkhipiano@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

А.Ю. Наумова, А.К. Горбунов

## ПОМЕХОУСТОЙЧИВОЕ КОДИРОВАНИЕ

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

Скремблирование цифровых сигналов, т. е. их преобразование при помощи линейного рекуррентного регистра (ЛРР) широко используется при передаче данных, поскольку оно улучшает спектр сигналов и облегчает на приёме задачу тактовой синхронизации. Восстановление сигналов на приёмной стороне обычно производится при помощи аналогичного ЛРР. (Здесь при  $h_k = I$  имеется отвод обратной связи, а при  $h_k = 0$  он отсутствует).

Поток ошибок  $\bar{e}$  канала связи подвергается в дескремблере аффинно-линейному преобразованию

$$\hat{\frac{e}{b}} = \bar{e}H \oplus \frac{a}{b}, \quad (1)$$

где  $H$  – неособенная матрица, определяемая коэффициентами  $h_0, h_1, \dots, h_n$ ;  $\frac{a}{b}$  – двоичный вектор, однозначно определяемый начальным заполнением дескремблера  $\bar{b} = (b_0, \dots, b_{n-1})$  и коэффициентами  $h_0, h_1, \dots, h_n$ ;

Вероятности  $P\left(\frac{a}{e}\right)$  появления любых конфигураций  $\frac{a}{e}$  ошибок конечной длины на выходе дескремблера, могут быть найдены при известных вероятностях  $P(\bar{e})$  конфигурации ошибок  $\bar{e}$  на его входе

$$P\left(\frac{a}{e}\right) = P\left(\bar{e} = \left(\frac{a}{e} \oplus \frac{a}{b}\right) H^{-1}\right). \quad (2)$$

Если канал связи – ДСК без памяти с вероятностью ошибки символа  $p$ , то коэффициент размножения ошибок  $K_p$  после дескремблирования будет равен

$$K_p = \frac{1-(1-2p)^S}{2p}, \quad (3)$$

где  $S$  – число ненулевых коэффициентов  $h_0, h_1, \dots, h_n$ .

Несмотря на то, что при значительных величинах  $S$  размножение ошибок может быть очень велико, легко доказать, что пропускная способность дискретного канала после скремблирования и дескремблирования не меняется.

Однако нельзя явно воспользоваться доказательством этой теоремы для реализации пропускной способности; так как оптимальное кодирование сведется тогда к объединению обычного кодера и дескремблера, что в совокупности с последующим скремблированием полностью устраняет эти преобразования.

Поэтому рассматриваются линейные коды, гарантированно исправляющие определенное число ошибок и находятся условия, при которых их исправляющая способность сохраняется и после скремблирования. Выбираются коды, в частности исправляющие пакеты ошибок, которые при определенных ограничениях на коэффициенты  $h_0, \dots, h_n$  позволяют повышать вероятность передачи сообщений в скремблированном канале.

Рассматривается случай, когда источник двоичных сообщений обладает естественной избыточностью, которая в первом приближении может быть описана простой цепью Маркова  $I^{го}$  порядка. Тогда, если известен  $(n + 1)$  смежный выходной символ скремблера –  $y_1, y_2, \dots, y_n, y_{n+1}$ , то по символам  $y_1, y_2, \dots, y_n$  можно однозначно рассчитать значение символа, появляющегося на выходе петли обратной связи скремблера, а в совокупности со знанием символа  $y_{n+1}$  это позволяет вычислить значение входного символа  $x_{n+1}$ . Поскольку источник описывается простой цепью Маркова, то появляется возможность рассчитать вероятность появления следующего входного символа  $P\left(\frac{x_{n+2}}{x_{n+1}}\right)$ , а следовательно и вероятность следующего выходного символа  $y_{n+2}$ . Поэтому последовательность состояний из  $(n + 1)^{го}$  смежного выходного символа образует простую цепь Маркова.

Используя известный алгоритм Витерби для максимально правдоподобной оценки марковской последовательности в независимом шуме, можно произвести исправление ошибок в выходной последовательности скремблера  $\bar{y}$ , а затем восстановить входную последовательность  $\bar{x}$  при помощи дескремблирования.

Приводятся теоретические оценки эффективности данного метода исправления ошибок в скремблированном канале, а также результаты моделирования на ЭВМ марковского источника с различными переходными вероятностями, скремблера, ДСК без памяти и алгоритма Витерби, соответствующего решётчатой диаграмме. Находятся условия на матрицу переходных вероятностей и время запаздывания при принятии решения о символе по алгоритму Витерби, при которых данный метод оказывается эффективным.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе материальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современных взгляд на изучение проблем сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. – 2016. – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Монодное (кластерно – волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научно-технологические инновации в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научно-технологические инновации. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[5]. *Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К.* О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и оборудование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Наумова Анастасия Юрьевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: nastya.40n@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru



Е.А. Гомола, А.К. Горбунов

## ПРОПУСКНАЯ СПОСОБНОСТЬ КАНАЛА СО СЛУЧАЙНЫМ ПАРАМЕТРОМ

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

Каналом  $K_Q$  со случайным параметром называется семейство дискретных каналов без памяти  $\{W_s: X \rightarrow Y\}$ , где параметр  $s \in S$  обозначает состояние канала, изменяющееся независимо в каждый момент времени с одним и тем же распределением  $Q(s)$  на  $S$  ( $X, Y$  и  $S$  конечные множества).

Пусть  $\Phi(S)$  семейство всех вероятностных распределений на  $S$ , а  $\Phi^1$  – некоторое его подмножество. Следуя Алсведе будем также рассматривать канал  $K_{\Phi^1}$ , в котором распределение  $Q \in \Phi^1$  случайного параметра  $s$  фиксировано при передаче каждого блока длины  $n$ , но в разных блоках может быть разным.

Предполагается, что случайный выбор состояний канала не зависит ни от передаваемого, ни от получаемого слов, и что вектор состояний  $s$  известен при кодировании и неизвестен при декодировании.

Код  $(n, N)$  задается кодированием  $f: N S^n \rightarrow X^n$  и декодированием  $g: Y^n \rightarrow N$ .

Гельфанд и Пинскер нашли пропускную способность канала  $K_Q$  при средней вероятности ошибки. Алсведе показал, что при максимальной вероятности ошибки пропускная способность этого канала та же. Там же впервые рассмотрен канал  $K_{\Phi^1}$  и найдена его пропускная способность.

Наша цель – исследование  $E$ -пропускной способности  $C(E)$ , которая, как и функция надежности  $E(R)$ , является важной характеристикой канала, выражающей зависимость между оптимальной скоростью кодов и экспонентной вероятности ошибки.

$E$ -пропускная способность  $C_Q(E)$  канала  $K_Q$  для случая максимальной вероятности

$E$ -пропускные способности каналов  $K_Q$  и  $K_{\Phi^1}$  в случае максимальной и средней вероятностей ошибки определяется аналогично и обозначаются, соответственно,  $C_Q(E)$ ,  $C_{\Phi^1}(E)$ ,  $C_Q(E)$ ,  $C_{\Phi^1}(E)$ .

Обозначим следующим образом среднюю взаимную информацию

$$I_{Q,P,V}(Y \wedge XS) = \sum_{s,x,y} \left( Q(s)P(x|s)V(y|x,s) \log \left( \frac{V(y|x,s)}{\sum_{s,x,y} W(y|x,s)} \right) \right)$$

$$I_{Q,P,V}(X \wedge YS) = \sum_{s,x,y} \left( Q(s)P(x|s)V(y|x,s) \log \left( \frac{V(y|x,s)P(x|s)}{\sum_{s,x,y} Q(s)P(x|s)V(y|x,s)} \right) \right)$$

Теорема 1. при любых  $E > 0$

$$R_r^Q(E) \leq C_Q(E) \leq C'_Q(E) \leq R_{sp}^Q(E)$$

Теорема 2. При любых  $E > 0$

$$R_r^{Q'}(E) \leq C_{Q'}(E) \leq C'_{Q'}(E) \leq R_{sp}^{Q'}(E)$$

При Е-О верхние и нижние границы  $S_Q(E)$  стремятся к пропускной способности канала  $K_Q$ , а границы  $S_{\Phi 1}(E)$  стремятся к пропускной способности канала  $K_{\Phi 1}$ .

### **Список литературы**

[1]. *Крылов А.Н.* Собрание трудов. – М.: АН СССР, 1951. – Т.1, п.1. – 303 с.

[2]. *Иванов И.И.* О принципах решения оптимизационных задач // Электросвязь. – 1979. – № 7. – С. 16-19.

**Гомола Екатерина Александровна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: 99.kate83@gmail.com

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

М.В. Воробьева, А.К. Горбунов

## ПРОПУСКНАЯ СПОСОБНОСТЬ КАНАЛОВ БЕЗ ПАМЯТИ

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

Рассмотрим однородный канал без памяти о дискретным временем, сигналы на входе  $X$  и выходе  $Y$  которого принимают значения в  $N$ -мерном евклидовом пространстве  $R^N$ , задаваемый переходной функцией  $P(x, \cdot)$ ,  $x \in R$ . Будем предполагать, что  $P(x, \cdot)$ , задающая условное распределение сигнала на выходе канала в каждый момент времени  $t$  при условии, что входным сигналом в этот момент времени был  $x$ , обладает плотностью  $f(x, y)$ , так что

$$P(x, \Gamma) = \int_{\Gamma} f(x, y) dy$$

для всякого  $x \in R^N$  и борелевского множества  $\Gamma \subset R^N$ .

Обозначим через  $C(\alpha, \gamma)$  пропускную способность рассматриваемого канала при следующих ограничениях на входной сигнал:

$$E\varphi(|x|) \leq \alpha, \quad (1)$$

$$|x| \leq \gamma, \quad (2)$$

где  $\alpha$  и  $\gamma$  – данные неотрицательные числа, а  $\varphi(t), t \in [0, \infty)$ , – заданная неотрицательная функция такая, что  $\varphi(0) = 0$ ,  $\varphi(t) > 0$  при  $t \neq 0$ . Обозначим также

$$C_1(\alpha) = C(\alpha, \infty), \quad C_2(\gamma) = C(\infty, \gamma).$$

Очевидно, что при любых  $P(x, \cdot)$  и  $\varphi(t)$  справедливы равенства  $C(0, \gamma) = C_1(0) = C_2(0) = 0$ . Следующая теорема дает простые и легко проверяемые достаточные условия непрерывности  $C_2(\gamma)$  при  $\gamma = 0$  и  $C(\alpha, \gamma)$  и  $C_1(\alpha)$  при  $\alpha = 0$ .

Теорема 1. Пусть плотность  $f(x, y)$  переходной функции канала удовлетворяет следующим условиям:

(А)  $\lim_{x \rightarrow 0} f(x, y) = f(0, y)$  для почти всех  $y \in R^N$ ;

(В) Существует неотрицательная функция  $g(t), t \in [0, \infty)$ , монотонно стремящаяся к нулю при  $t \rightarrow \infty$  такая, что

$$f(x, y) \leq g(|x - y|) \quad \text{и} \quad \left| \int_0^{\infty} t^{N-1} g(t) \log g(t) dt \right| < \infty.$$

Тогда

$$\lim_{x \rightarrow 0} C_2(\gamma) = C_2(0) = 0.$$

Если кроме того, функция  $\varphi(t), t \in [0, \infty)$ , задающая ограничение (1) такова, что выполнено условие

(C)  $\varphi(0) = 0$ ,  $\varphi(t) \uparrow \infty$  при  $t \rightarrow \infty$ ,

то

$$\lim_{x \rightarrow 0} C(\alpha, \gamma) = C(0, \gamma) = 0.$$

Если же помимо условий (A), (B) и (C) выполнено условие

(D)  $\lim_{t \rightarrow \infty} \varphi(t) / \log^{1+\delta} t \geq C > 0$  при некотором  $\delta > 0$ ,

то

$$\lim_{\alpha \rightarrow 0} C_1(\alpha) = C_1(0) = 0.$$

Обозначим

$$L_\gamma = \sup_{x: 0 < |x| \leq \gamma} D(P_x \square P_0) / \varphi(|x|), D(P_x \square P_0) = \int_{R^N} f(x, y) \log \frac{f(x, y)}{f(0, y)} dy,$$

где  $P_x$  — условное распределение на пространстве сигналов на выходе при условии, что передавался сигнал  $x$ . Назовем действующий в канале шум регулярным, если  $D(P_x \square P_0) + D(P_0 \square P_x) < \infty$  для всех допустимых сигналов на входе.

Теорема 2. Пусть плотность  $f(x, y)$  переходной функции канала такова, что  $L_\gamma < \infty$ . Тогда справедлива следующая оценка сверху

$$C(\alpha, \gamma) \leq L_\gamma \alpha.$$

В частности, если

$$L = L_\infty < \infty,$$

то

$$C_1(\alpha) \leq L \alpha.$$

Более того, для регулярного шума асимптотика  $C(\alpha, \gamma)$  при  $\alpha \rightarrow 0$  линейна по  $\alpha$  тогда и только тогда, когда  $L_\gamma < \infty$  и при этом

$$C(\alpha, \gamma) = L_\gamma \alpha + o(\alpha), \alpha \rightarrow 0.$$

В частности, асимптотика  $C_1(\alpha)$  линейна по  $\alpha$  тогда и только тогда, когда  $L < \infty$  и

$$C_1(\alpha) = L \alpha + o(\alpha), \alpha \rightarrow 0.$$

Естественно ожидать, что при одновременном стремлении к нулю параметров  $\alpha$  и  $\gamma$ , задающих ограничения на входе, асимптотика  $C(\alpha, \gamma)$  в рассматриваемом нами случае регулярного шума должна иметь вид

$$\left( \overline{\lim}_{x \rightarrow 0} D(P_x \square P_0) / \varphi(|x|) \right) \alpha + o(\alpha).$$

Следующая теорема дает достаточное условие справедливости этой асимптотической формулы и указывает явный вид коэффициента при  $\alpha$  в ней.

Предположим, что плотность  $f(x, y)$ ,  $x = (x_1, \dots, x_N)$ , имеет частные производные  $f'_{x_i}(x, y)$ ,  $i = 1, \dots, N$ . Матрицу

$$\bar{j}(x) = \left\| \int_{R^N} \frac{f_{x_i}(x, y) f_{x_j}'(x, y)}{f(x, y)} dy \right\|_{i, j=1}^N$$

называют информационной матрицей Фишера для плотности  $f(x, y)$ .

Теорема 3. Пусть

$$L_0 = \lim_{x \rightarrow 0} (D(P_x \square P_0) / \varphi(|x|)) < \infty$$

и  $\gamma = \gamma(\alpha) \rightarrow 0$  при  $\alpha \rightarrow 0$  так, что

$$\frac{\varphi(\gamma(\alpha))}{\alpha} \geq K > 1, \quad \frac{\alpha \gamma^2(\alpha)}{\varphi^2(\gamma(\alpha))} \rightarrow 0 \text{ при } \alpha \rightarrow 0.$$

Тогда

$$C(\alpha, \gamma(\alpha)) = L_0 \alpha + o(\alpha), \alpha \rightarrow 0,$$

если при всех  $i = 1, \dots, N$  интегралы

$$\int_{R^N} \frac{(f_{x_i}'(Q(y), y))^2}{f(0, y)} dy$$

равномерно ограничены относительно всевозможных измеримых функций  $\theta(y) = (\theta_1(y), \dots, \theta_N(y))$ ,  $y \in R^N$ , таких что  $|\theta(y)| < \epsilon$ , где  $\epsilon$  – сколь угодно малое положительное число.

В частности, пусть плотность  $f(x, y)$  имеет всевозможные частные производные второго порядка по параметрам  $x_1, \dots, x_N$ , причем при всех  $i, j = 1, \dots, N$

$$\frac{\partial^2}{\partial x_i \partial x_j} (D(P_x \square P_0)) = \int_{R^N} \frac{\partial^2}{\partial x_i \partial x_j} (f(x, y) \log \frac{f(x, y)}{f(0, y)}) dy$$

и интегралы, стоящие в правой части этого равенства, непрерывны в точке  $x = (0, \dots, 0)$ , а функция  $\varphi(t)$  такова, что

$$\lim_{t \rightarrow 0} \left( \frac{\varphi(t)}{t^2} \right) = m, 0 < m < \infty$$

Тогда

$$L_0 = \frac{\log e}{2m} \Lambda_0,$$

так что

$$C(\alpha, \gamma(\alpha)) = \frac{\log e}{2m} \Lambda_0 \alpha + o(\alpha), \alpha \rightarrow 0,$$

если

$$\gamma(\alpha) \rightarrow 0, \quad \frac{\gamma^2(\alpha)}{\alpha} \rightarrow \infty, \alpha \rightarrow 0,$$

где  $\Lambda_0$  – максимальное собственное значение информационной матрицы Фишера  $\bar{j}(0)$ .

Приведем в заключение некоторые достаточные условия, при выполнении которых  $C(\alpha, \gamma) = +\infty$  при любых  $\gamma \neq 0$  и  $\alpha \neq 0$ . При этом ограничимся для простоты рассмотрением канала с аддитивным шумом.

Предложение. Пусть для канала с независимым аддитивным шумом  $Y = X + Z$ ,  $X, Y, Z \in R^N$ , сигнал на выходе которого  $Y$  есть сумма входного сигнала  $X$  и не зависящего от него шума  $Z$ , выполняется хотя бы одно из следующих условий:

- а)  $Z$  – дискретный случайный вектор;
- б)  $Z$  – абсолютно непрерывный случайный вектор такой, что  $h'(Z) = -\infty$ ;
- в)  $h^+(Z) = -\infty$ ;
- г)  $\sup_X h^+(X) = +\infty$ , где верхняя грань берется по всем допустимым сигналам на входе канала.

Тогда

$$C(\alpha, \gamma) = +\infty, \alpha \neq 0, \gamma \neq 0.$$

Здесь  $h(Z)$  – дифференциальная энтропия  $Z$ , а  $h^+(U) = \lim_{\varepsilon \rightarrow 0} h(U + W_\varepsilon)$ , где  $W_\varepsilon$  – гауссовский  $N$ -мерный вектор с независимыми  $(0, \varepsilon^2)$  компонентами и не зависящий от  $U$ .

### Список литературы

[1]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научно-технические технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17–23.

[2]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научно-технические технологии. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25–35.

[3]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. – 2016. – С. 73–88.

**Воробьева Мария Владимировна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: vorobeval1999m@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

Н.А. Гаранин, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## РАСЧЕТ ВЕРОЯТНОСТЕЙ ПОТЕРЬ В ПРИОРИТЕТНЫХ СЕТЯХ СВЯЗИ

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

Одним из важнейших требований в сетях связи является обеспечение допустимых вероятностей потерь информации. Однако методик нахождения вероятностей потерь в приоритетных системах массового обслуживания (СМО) до настоящего времени в литературе не приводились, даже для самых простейших систем  $M_2/M/1/C_2$ . Это объясняется тем, что не найдены стационарные вероятности длин очереди по каждому приоритету.

В данной работе предлагается методика нахождения вероятностей потерь в системе  $M_2/M/1/C_2$  с относительными приоритетами. Заявки первого приоритета поступают в свой буфер с объемом  $C_1$  с интенсивностью  $\lambda_1$ , а заявки второго приоритета в свой буфер с емкостью  $C_2$  с интенсивностью  $\lambda_2$ . Обслуживание для всех заявок экспоненциальное с параметром  $\mu$  (рис. 1).

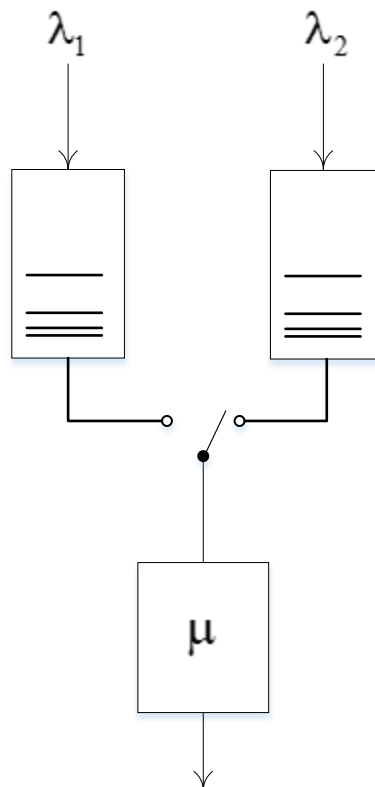


Рис. 1. СМО типа  $M_2/M/1/C_2$

Рассматривается стохастический граф состояний системы с бесконечным числом состояний (рис. 2).

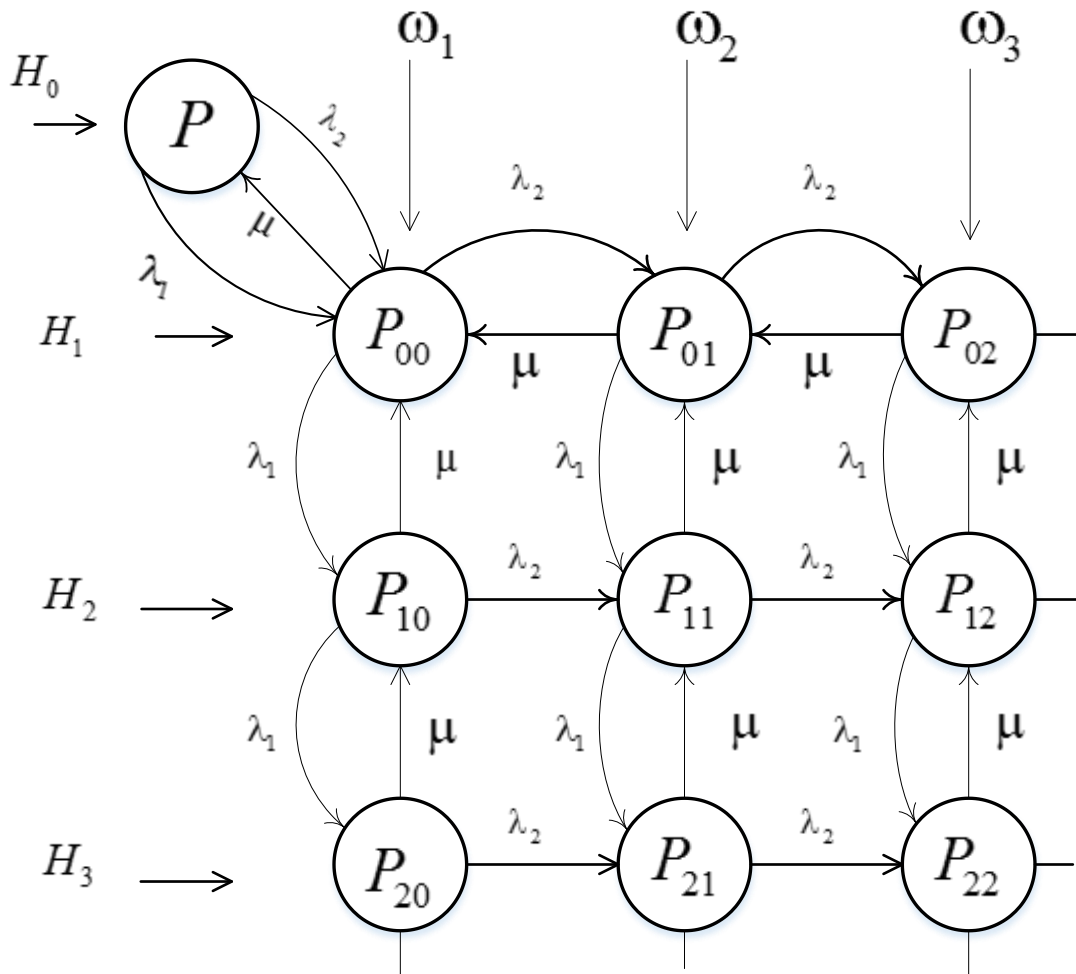


Рис. 2. Стохастический граф состояний системы (с бесконечными накопителями)

Обозначим:

- $H_0$  – гипотезу о том, что система  $M_2/M/1/C_2$  пуста,
- $H_j$  – гипотезу о том, что в очереди имеется  $(j - 1)$  заявка первого приоритета,
- $P(H_0) = \Pi_0$  – вероятность гипотезы  $H_0$ ,
- $P(H_j) = \Pi_{j-1}$  – вероятность гипотезы  $H_j$ ,
- $\omega_j$  – гипотеза о том, что в очереди имеется  $(j - 1)$  заявка второго приоритета,
- $P(\omega_j) = W_{j-1}$  – вероятность гипотезы  $\omega_j$

Составляем систему дифференциальных уравнений находим стационарные вероятности гипотез.

Для их определения доказываем теорему, что сумма:

$$\sum_{l=0}^k P_{l,k-l} = (\alpha + \beta)^k P_{00}, \quad (1)$$

где



$$\alpha = \frac{\lambda_1}{\mu}; \beta = \frac{\lambda_2}{\mu}.$$

Показано, что

$$\Pi_i = \Pi_0(\alpha + \beta)\alpha^{i-1}, \quad (2)$$

где

$$\Pi_0 = 1 - \alpha - \beta. \quad (3)$$

Гипотезы  $\omega_j$  находятся несколько сложнее. Для них необходимо составить дифференциальные уравнения и, используя дискретное преобразование Фурье, находим, что

$$P_{k,0} = \Pi_0(\alpha + \beta)q_1^k, \quad (4)$$

где

$$q_1 = \frac{1}{2} \left[ 1 + \alpha + \beta - \sqrt{(1 + \alpha + \beta)^2 - 4\alpha} \right], \quad (5)$$

а  $P_{k,j}$  находятся по простой рекуррентной формуле

$$P_{k,j} = \frac{q_1 P_{k-1,j} + \beta q_1 P_{k,j-1}}{\alpha - q_1^2}; k > 0, \quad (6)$$

$$P_{0,j} = \frac{(\alpha + \beta)P_{0,j-1} - \beta^{j-1} \cdot q_1^j \cdot P_{00}}{(\alpha - q_1^2)^{j-1}}; k > 0. \quad (7)$$

После этого, нетрудно показать, что для гипотезы  $\omega_j$  можно записать следующее выражение

$$W_j = \frac{P_{0,j}}{1 - q_1} + \frac{\beta \cdot q_1 \cdot W_{j-1}}{(\alpha - q_1^k)}. \quad (8)$$

Теперь найдем вероятность потерь заявок первого приоритета в буфере емкостью  $C_1$ , для этого воспользуемся соотношением

$$\sum_{i=0}^{C_1+1} \Pi_i = 1 \quad (9)$$

или

$$\Pi_0(\alpha + \beta) \sum_{i=1}^{C_1+1} \alpha^{i-1} + \Pi_0(\alpha + \beta) + \Pi_0 = 1,$$

тогда

$$\Pi_0 + \Pi_0(\alpha + \beta) \sum_{i=1}^{C_1+1} \alpha^{i-1} = 1,$$

отсюда

$$\Pi_0 = \frac{1}{\left[ 1 + (\alpha + \beta) \sum_{i=0}^{C_1} \alpha^i \right]}. \quad (10)$$

Окончательно вероятность потерь заявок приоритета

$$P_{nom1} = (\alpha + \beta)\alpha^{C_1} \cdot \left[ 1 + (\alpha + \beta) \sum_{i=0}^{C_1} \alpha^i \right]^{-1}. \quad (11)$$

Выражение для вероятности потерь заявок второго приоритета в буфере емкостью  $C_2$  находится аналогично (9), (10), (11) на основе (8), где  $W_0$  находится из условий  $\sum_{i=0}^{C_2+1} W_j(W_0) = 1$  и  $P_{e1} \ll P_{e2}$ .

Окончательно запишем рекуррентное соотношение

$$P_{nom2} = \frac{P_{0,C_2+1}}{1 - q_1} + \frac{\beta \cdot q_1 \cdot W_{C_2}}{\alpha - q_1^2}. \quad (12)$$

Т.о. получены соотношения, которые позволяют определить вероятности в системе  $M_2/M/I/C_2$  с относительными приоритетами. На рис.3 приведены графические зависимости, построенные для случая  $\alpha = \beta = 0,4$ .

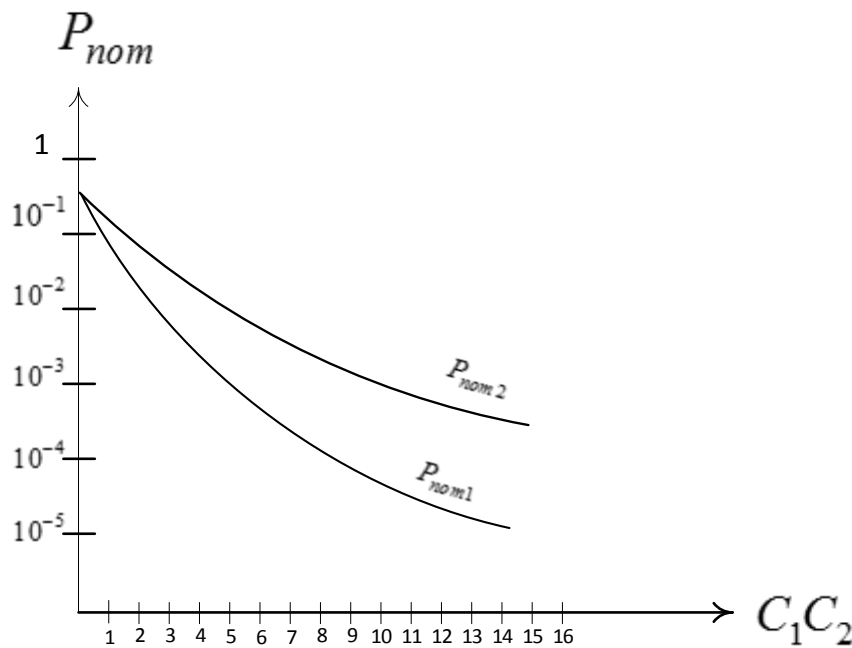


Рис. 3. Зависимость вероятности потерь от объема накопителя  $C_1$  и  $C_2$

Строя подобные зависимости для различных загрузок по каждому приоритету, мы можем выбрать объемы буферов, обеспечивающие потери не более, чем допустимы.

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Монодное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Научные технологии в приборо-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Гаранин Никита Андреевич** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: n.garanin2014@yandex.ru

**Размахов Илья Вадимович** – 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\_bmstu\_fiz@mail.ru

И.И. Мирошкина, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## СВОЙСТВА Q-ИЧНЫХ КОДОВ

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

Рассмотрим  $q$ -ичный линейный код ( $q$  – любое целое число, более 1) с порождающей матрицей  $G = [I : C]$ , где  $I$  – единичная матрица размера  $K \times K$ ,  $C$  – циркулянтная матрица ( $K \times K$ ), полученная циклическим сдвигом первой строки влево. Строка циркулянта состоит из нулей и единиц, причем номера ненулевых позиций образуют плоское совершенное разностное множество по модулю  $K$ . Все операции с символами кодовых слов производятся как с обычными целыми числами по модулю  $q$ . Очевидно, рассматриваемые коды являются подклассом бианоидных кодов. Легко показать, что  $d = 1 + W(C)$ , где  $d$  – минимальное расстояние кода,  $W(C)$  – вес Хэмминга строки циркулянта. Далее рассматриваются только такие коды, для которых  $(d - 2, q) = 1$ .

Слова, когда представимы в виде  $|a, b|$ , где  $a$  – информационная часть,  $b$  – проверочная часть.

Лемма. Если  $|a, b|$  – кодовое слово, то  $|b, (d - 2) \cdot a + z \cdot \sum_{i=1}^k a_i|$  – кодовое слово, где  $Z$  – единичный вектор.

Теорема 1. Первые элементы весового спектра имеют вид:

$$A_0 = 1$$
$$A_1 = A_2 = A_3 = \dots = A_{d-1} = 0; \quad A_d = (q - 1) \cdot k; \quad A_{d+1} = A_{d+2} = \dots = A_{2d-3} = 0;$$
$$A_{2d-2} = 2(q - 1) \binom{k}{2} + N(d, q),$$

где  $N(d, q) = \begin{cases} 0, & \text{если } q \text{ – нечетное} \\ (d - 2)^5 - (d - 2)^2, & \text{если } q \text{ – четное.} \end{cases}$

Подход из слов, у которых сумма информационных символов сравнима с 0 по модулю  $q$ , имеет минимальное расстояние  $2d - 2$ .

Назовем базовым декодером следующую последовательность операций.

Для каждого информационного символа вычисляется число неудовлетворенных проверок. Определяется, на сколько уменьшится это число, если значение информационного символа заменить на какое-либо другое. Эта характеристика вычисляется для всех информационных символов. Затем выбирается информационный символ, для которого достигается максимальное уменьшение числа неудовлетворенных проверок. Если это уменьшение равно 0 или 1, то декодирование заканчивается. В противном случае в данной информационной позиции производится замена имеющегося символа на новый, обеспечивающий это максимальное уменьшение. Затем для скорректированного слова эта процедура повторяется и так делается не более  $L$  раз.

Пусть  $|\varepsilon_1, \varepsilon_2|$  – предполагаемый вектор ошибок, полученный после последнего выполнения процедуры. Если сумма элементов вектора  $|a + e_1 - \varepsilon_1|$  не сравнима с 0 по модулю  $q$ , то в качестве вектора ошибок берется сумма  $|\varepsilon_1, \varepsilon_2|$  и скалярного кратного одной из отрок матрицы  $G$ . Скалярное кратное выбирается таким, чтобы удовлетворилась проверка на сумму информационных символов, а номер строки из  $G$  выбирается из условия минимизации веса результирующего вектора ошибок. На этом работа базового декодера заканчивается.

На основе базового декодера строится составной декодер следующим образом.

Пусть из канала принято зашумленное кодовое слово  $|a + \varepsilon_1, b + \varepsilon_2|$  с вектором ошибок  $|\varepsilon_1, \varepsilon_2|$ .

Принятую последовательность декодируем базовым декодером. Получаем  $|\varepsilon_1^{(1)}, \varepsilon_2^{(1)}|$  предполагаемый вектор ошибок.

Формируем вектор  $|b + \varepsilon_2, (d - 2) \cdot (a + e_1)| = |a' + e_2, b' + d - 2e_1|$ . Декодируем базовым декодером. Получаем  $|\varepsilon_2, d - 2\varepsilon_1|$  и, следовательно,  $|\varepsilon_1^{(2)}, \varepsilon_2^{(2)}|$  – второй предполагаемый вектор ошибок.

Выбираем из двух векторов ошибок тот вектор, который имеет меньший вес.

Теорема 2. Составной алгоритм позволяет декодировать подкод, описанный в теореме 1, с исправлением любого вектора ошибок веса не более  $d - 2$ .

Увеличение  $L$  свыше  $d - 2$  дает весьма заметный эффект, тем больший, чем больше  $q$ . (Рассматривались каналы, для которых все ошибки одинакового веса равновероятны).

Было проведено моделирование работы составного декодера. Упрощенный вариант заключался в следующем. Для информационного символа вычислялась величина возможного уменьшения числа неудовлетворенных проверок и сравнивалась с порогом. Если порог превышался, то производилось исправление данного символа. Так делалось последовательно для всех информационных символов. Затем начинался новый просмотр всех информационных символов, но уже с другим порогом. Всего делалось  $\left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$  просмотров. Пороги менялись от  $d - 1,5$  до  $1,5$  через 2 (Для четных  $d$  последние два порога –  $2,5; 1,5$ ). Далее, аналогично исходному базовому декодеру, проводилась (если требовалось) коррекция полученного вектора ошибок. Моделирование показало высокую эффективность пороговой модификации составного декодера. Не было найдено ни одного недекодируемого вектора ошибок веса  $d - 2$ . С ростом  $q$  эффективность декодера увеличивалась. Например, моделирование декодера подкода длины 62 ( $d = 7$ ) показало, что при  $q=2$  не декодируется около половины векторов ошибок

весам 7, в то время как при  $q = 31$  доля не декодируемых ошибок веса 9 лежит около  $10^{-3}$ , веса 10 – около  $10^{-2}$ , веса 11 – около  $8,5 \cdot 10^{-2}$ .

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе материальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современных взгляд на изучение проблем сборник научных трудов по итогам международно научно-практической конференции. – 2016. – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно – волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физикохимические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[4]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л., теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и оборудование. – 2017. – № СВ2(13). – С.215-219.

**Мирошкина Ирина Ивановна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: miroshkina199915@gmail.com

**Размахов Илья Вадимович** – 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\_bmstu\_fiz@mail.ru

С.Е. Липатова, А.И. Чухраева, А.К. Горбунов

## СИСТЕМА СО СЛУЧАЙНЫМ ДОСТУПОМ

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

Пусть имеется  $M$  независимых источников, синхронизированных с точностью до одного такта. На каждом такте  $i$ -ый источник выдаёт символ из фиксированного алфавита с постоянной вероятностью  $\lambda_i$ ,  $i = \overline{1, M}$ .

$\lambda = \sum_{i=1}^M \lambda_i \leq 1$  – средняя скорость для  $M$  источников.

Все источники используют общий канал (синхронный) с фиксированной пропускной способностью и фиксированными алфавитами на входе и на выходе. Канал выдаёт символ стирания, если происходит наложение передаваемых символов двух и более источников. Алфавиты источников и канала будем считать совпадающими.

Передача сообщений организуется с помощью непрерывной последовательности кадров длины  $T$  тактов (затраты на синхронизацию не учитываются). Начало каждого кадра известно всем источникам с точностью до такта. Источник, имеющий сообщение длины  $K$ , кодирует его в слово длиной  $T$  символов и независимо от других источников передаёт в канал с момента, соответствующего началу очередного кадра. Если  $t$  источников занимают один кадр, то в канале происходит наложение  $t$  кодовых слов. Это событие будем называть  $t$ -конфликтом.

Известны различные методы кодирования для каналов с множественным доступом и соответствующие им области пропускных способностей. К сожалению, известные методы неконструктивны в том смысле, что каждый источник должен хранить в памяти всё используемое им множество кодовых слов, а декодирование связано с перебором по объединению множеств кодовых слов всех источников. Ниже рассматривается более конструктивный метод кодирования, допускающий конфликты кратности 2 и более на основе кодов Рида-Соломона.

Метод кодирования использует композицию двух кодов РС над GF( $q$ ), один из которых имеет параметры  $(N, N-t+1, t)$  и служит для исправления  $t-1$  стираний, а другой – с параметрами  $(N, 2, N-1)$  используется для распределения позиций кадра между источниками.

Распределение позиций кадра. Каждое кодовое слово  $(N, 2, N-1)$  кода РС представим двоичной матрицей размера  $N \times q$ , в которой  $i$ -ый столбец представляет  $i$ -ый символ кодового слова двоичным вектором длины  $q$  и веса 1 с координатами  $(0, \alpha^0, \dots, \alpha^{q-2})$ . Развёртывая эту матрицу по строкам или столбцам, получаем двоичную распределяющую последовательность длины  $N \cdot q$  веса  $N$ . Каждая из  $q^2$  таких последовательностей приписывается одному из источников (или получателей) и её единицы опреде-

ляют позиции кадра, используемые для передачи сообщения (по существу, эта последовательность представляет адрес).

Выбор  $(N, 2, N-1)$  кода РС обусловлен тем, что любая пара кодовых слов совпадает не более чем в одной позиции ( $N \leq q$ ). Отсюда следует, что сообщения любой пары источников могут накладываться только в одной позиции. В случае  $t$ -конфликта число стираний в любом из принимаемых слов не превышает  $t-1$ .

Для исправления  $t-1$  или меньше стираний сообщение каждого источника достаточно кодировать  $(N, N-t+1, t)$  кодом РС. Если в обычном представлении элемент поля символов кода РС занимает  $l$  позиций, то достаточно использовать  $l$  копий распределяющей последовательности. Итак, для любого  $t$  построены непересекающиеся множества кодовых слов  $A_i$ ,  $i = \overline{1, q^2}$ , с параметрами  $T = N \cdot q \cdot l$ ,  $R = (N-t+1) \cdot l / N \cdot q \cdot l$ .

Если  $\lambda_i = \lambda_0$ ,  $i = \overline{1, M}$ , то  $i$ -ый источник использует одно из кодовых множеств  $A_i$  (распределяющая последовательность вычисляется, например, как кодовое представление адреса).

Пусть  $\lambda_i$  различны и  $\lambda_i = \lambda \cdot P_i / Q$ ,  $Q = \sum_{i=1}^M P_i$ . В этом случае  $q \geq \sqrt{Q}$  и  $i$ -ый источник использует  $P_i$  кодовых множеств  $A_j$ ,  $j = \overline{1, Q}$ . В дальнейшем будем считать, что имеется  $Q \geq M$  источников со скоростью  $\lambda_i = \lambda / Q$ .

Организация случайного доступа в канал существенно использует буферные накопители и случайный механизм разгрузки буфера. Каждый источник загружает символами собственный буфер. За время передачи одного кадра буфер накапливает в среднем  $\lambda_0 \cdot T$  символов и с фиксированной вероятностью выдаёт в канал блок из  $K$  символов,

$\lambda_0 \cdot T \leq \delta \cdot K$ . Кратность конфликта  $t$  является случайной величиной с биномиальным распределением с параметрами  $Q$  и  $\delta$ .

Обозначим  $\varepsilon$  вероятность того, что кратность конфликта в кадре превысит порог  $t_0$ . Ограничивая исправляемую кодом кратность конфликта величиной  $t_0$ , получим среднюю вероятность стирания хотя бы одного сообщения в кадре, равную  $\varepsilon$ .

Оценку предельной скорости системы найдём в предположении, что  $\varepsilon$  фиксировано и  $Q \rightarrow \infty$ :

$$\lambda \leq \frac{Q \cdot \delta \cdot K}{n} = Q \cdot \delta \cdot K \quad (1)$$

Используя известные оценки биномиальных сумм, получим:

$$\Pr = (t > t_0) = \sum_{t=t_0+1}^Q C_Q^t \delta^t (1 - \delta)^{Q-t} \leq 2^{-Q \cdot E(\delta, t_0/Q)} \leq \varepsilon. \quad (2)$$

Так как обе величины  $\delta$  и  $t_0$  произвольны ( $\delta < t_0/Q$ ), то всегда можно получить решение (2) вида  $t_0 = (1 + z) \cdot \delta \cdot Q$ , где  $z > 0$  – любая заданная константа. Отсюда получаем при  $N = q$ :

$$\lambda \leq R \frac{t_0}{1+z} = Rq(1 - Rq) \cdot \frac{N}{q} \cdot \left(1 - \frac{z}{1+z}\right) \leq \frac{1}{4} + o(1). \quad (3)$$



Предел  $\lambda = I/4$  достигается (асимптотически) при любом  $\varepsilon$  и достаточно большом  $Q$  в точке  $R \cdot q = I/2$ ; причем  $K = t_0 \cdot l$ ,  $t_0 = N/2$ ,  $l = \log N$ ,  $N = \sqrt{Q}$ ,  $\delta = I/2Q$ ,  $T = Q \cdot \log Q / 2$ .

Декодирование кадра с  $t$ -конфликтом выполняется или общим декодером за  $t$  шагов или индивидуальным декодером каждого получателя за один шаг (или  $P_i$  шагов, если  $Q > M$ ). На  $i$ -ом шаге для одного из  $t-i+1$  ещё не декодированных сообщений выделяется распределяющая последовательность с помощью  $(N, 2, N-1)$  кода РС и затем декодируется само сообщение на выделенных позициях кадра  $(N, N/2+1, N/2)$  кодом РС.

Декодирование заканчивается, когда каждая ненулевая позиция кадра войдёт хотя бы в одно из декодированных сообщений.

Выделение  $t$  распределяющих последовательностей выполняется не более чем за  $t \cdot (t+1)/2$  попыток. Так как каждая последовательность задаётся только двумя символами  $(N, 2, N-1)$  кода РС, то достаточно выбрать  $2q$  позиций кадра, представляющих первые два символа кодового слова. На  $i$ -ом шаге проверяются  $t-1$  пар значений символов (первый фиксируется, а второй пробегает оставшиеся значения).

Описанный метод кодирования и случайного доступа позволяет также построить систему с кодовой коммутацией сообщений. Для этого  $i$ -ый источник использует кодовое множество  $A_j$ ,  $j = \overline{1, Q}$ , для передачи  $j$ -ому получателю или кодовое множество  $A_{ij}$  в системе без блокировок.

Рассмотренное кодирование в сочетании с широкоэвещательной обратной связью позволяет построить систему с резервированием, которая при любой заданной вероятности ошибки и достаточно большом  $Q$  обеспечивает (асимптотически) среднюю скорость передачи  $\lambda = K/(K + q)$ ,  $0 < \lambda < I$ , при длине кадра  $T = Q \log Q / 2(I - \lambda)$ . Оптимальные параметры кодов:  $(N, 1, N)$  и  $(N, 2, N-1)$ ,  $N = \sqrt{Q} = q$ . В каждом кадре выделяется  $N-1$  окон длины  $(K-1) \cdot l$  позиций,  $l = \log N$ , для передачи  $N-1$  сообщений длины  $K-1$  символов и ещё одно окно длины  $N \cdot q \cdot l$  для передачи не более  $N-1$  заявок на резервирование окон в следующем кадре. Каждый источник декодирует возвращенное по обратному каналу окно с заявками и вычисляет номер своего окна в следующем кадре.

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам. // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. // Научные технологии. – 2008. – Т. 9. № 10. – С. 25-32.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко М.М., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов. // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем // Сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. 2016. С. 73-88.

[4]. Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса. // В сборнике: Наукоемкие технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации. // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2 (13). – С. 215-219.

**Липатова Софья Евгеньевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: sonya\_lipatova@list.ru

**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\_bmstu\_fiz@mail.ru

О.Т. Галоян, А.К. Горбунов

## СЛУЧАЙНЫЙ ДОСТУП К КАНАЛУ СВЯЗИ

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

1. Задача построения оптимального алгоритма случайного множественного доступа к каналу связи для системы с 2-конфликтом (конфликт возникает, если одновременно передают не менее двух станций) может быть, как известно, сведение к задаче скорейшего “разделения” множества  $X$ , порожденного пуассоновским потоком потоком с параметром  $\lambda = 1$  на полупрямой  $R^+$ .

Под разделением понимается разбиение  $R^+$  на интервалы, внутри каждого из которых содержится ровно одна точка из  $X$ , а “инструментом” разделения являются “проверки” любого измеримого подмножества

$$\max_{0 \leq v \leq x} \left\{ F(x-v) \sum_{k=0}^{n-i} \frac{v^k}{k!} + \dots + e^{x-v} F_n(v) + \sum_{k=1}^{n-1} \frac{v^k}{k!} \left[ \sum_{i=n-k}^{n-i} \frac{(x-v)^i}{(i-1)!} \right] \right\},$$

по одному подмножеству в единицу времени. Результат проверки лишь частично становится известен статистику, точнее, становится известна лишь значение функции, принимающей значение 0, если в  $\tau$  нет точек из  $X$  (“пустое окно” в терминологии СМД),  $\gamma$ , если в  $\tau$  ровно одна точка из  $X$  (“успешная передача”) и  $\eta(\tau) = 2$ , если в  $\tau$  имеется не менее двух точек из  $X$  (“конфликт”).

Пусть  $\gamma(T)$  – число элементов  $X$ , разделенных за  $T$  единиц времени. Задача состоит в построении алгоритма проверки, для которого величина  $\lim_{T \rightarrow \infty} \gamma(T)/T$ , называемая скоростью передачи, максимальна в некотором классе алгоритма.

2. Максимальная известная на сегодняшний день скорость передачи достигается на марковских алгоритмах разделения. К анализу работы таких алгоритмов может быть привлечен аппарат теории управляемых цепей Маркова. Для этой цели было использовано уравнение Ховарда для нахождения оптимального алгоритма. Там выписаны соответствующие уравнения для оптимального алгоритма дробления и оптимального алгоритма дробления с “добавлением”.

Приведем соответствующую систему уравнений для обобщенного алгоритма дробления (ОАД) системы с  $n$ - конфликтом (когда конфликт возникает при передаче одновременно не менее, чем  $n$  станциях). Каждому такому алгоритму можно поставить в соответствие цепь Маркова с множеством состояний  $0, (x, 1), \dots, (x, n)$ .

Состояние 0 отвечает успешной передаче пакетов в очередном сеансе, а состояние  $(x, i)$  соответствует ситуации, когда известно, что на множестве

$\tau$  длины  $x$  имеется не менее  $i$  точек из  $X$ , а множество  $X \setminus \tau$  можно разделить на две части  $A$  и  $B$ , одна из которых проверена, а относительно второй имеется лишь априорная информация. ОАД состоит в том, что в соответствиях  $(x, i)$  можно проверять лишь часть множества  $\tau$  длины  $V_i(x) \leq x$ , а в состоянии  $o$  следует проверять некоторое подмножество из  $B$  длины  $u$ .

Наряду с ОАД можно рассмотреть и алгоритмы дробления частного вида (ЧАД)б когда в соответствиях  $(x, i), i=1, \dots, n-1$  проверяется все множество  $\tau$  длины  $x$  и лишь функция  $v(x)$  – длина интервала, проверяемого в состоянии  $(x, n)$ , а также  $u$  являются параметрами алгоритма.

Для системы СМД с 2 конфликтом известно, что, и, таким образом, достаточно ограничиться ЧАД.

По-видимому, этот результат справедлив и для системы с  $n$ -конфликтом. Во всяком случае, это так для  $n=3, 4, \dots, 12$ .

Доказано, что метод последовательных приближений для решения системы с  $n$ -конфликтом при фиксированной максимальной скорости сходится со скоростью  $q^n$ ,  $0 < q < 1$ . Это даёт возможность приближенного вычисления ЧАД для системы с  $n$ - конфликтом на компьютере.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. – 2016. – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко А.Л., Горбунов А.К. Моноадное понимание инновационного процесса // В сборнике: Наукоемкие технологии в прибор- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Наукоемкие технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

**Галоян Офеля Тиграновна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана.  
E-mail: of4ok@mail.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

И.В. Неклюдова, А.К. Горбунов

## СЛУЧАЙНЫЙ МНОЖЕСТВЕННЫЙ ДОСТУП С ПОМОЩЬЮ РАНДОМИЗИРОВАННЫХ И НЕРАНДОМИЗИРОВАННЫХ АЛГОРИТМОВ

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

1. Случайный множественный доступ (СМД) пакетов в канал применяется в спутниковых каналах, радиосетях и других системах. На практике применяются и теоретически исследуются алгоритмы двух типов – рандомизированные (Р) и нерандомизированные (НР).

Примером Р алгоритма является алоха. Он состоит в том, что пакет передается в очередном окне с заданной вероятностью  $\rho$  и не передается (молчит) с вероятностью  $1 - \rho$ . К рандомизированным также относится стек-алгоритм. Рандомизация в стек-алгоритме состоит в том, что пакет, попавший в конфликт, в следующем окне передается с вероятностью  $\rho$  (как правило  $\rho = \frac{1}{2}$ ) и помещается в первую ячейку стека (т.е. не передается) с вероятностью  $1 - \rho$ .

Самым известным среди НР алгоритмов является алгоритм дробления. В нем пакет передается в окне с вероятностью  $\rho = 1$  (т.е. молчит с вероятностью  $1 - \rho = 0$ ), если момент возникновения пакета принадлежит некоторому «интервалу передачи» на оси времени и молчит с вероятностью  $1 - \rho = 1$  (т.е. передается с вероятностью  $\rho = 0$ ) в противном случае.

Представляет интерес отыскание Р и НР алгоритмов оптимальных в смысле максимума скорости передачи. Класс НР алгоритмов включается в класс Р алгоритмов, поэтому скорость оптимального Р алгоритма не меньше, чем скорость оптимального НР алгоритма. Как показывает пример (в котором новые пакеты возникают только парами), скорость оптимального Р алгоритма может быть строго больше скорости любого НР алгоритма.

Цель работы – показать, что для ординарного входного потока оптимальные Р и НР алгоритмы имеют равные скорости. Более того, для пуассоновского входного потока любому Р алгоритму можно поставить в соответствие алгоритм, имеющий ту же задержку и другие характеристики, что и Р алгоритм.

2. Рассматривается система связи, в которой происходит передача пакетов по общему каналу с обратной связью. Все время работы канала разбито  $\square_+ = [0, \infty)$  на интервалы  $[t, t + 1)$ ,  $t \in I_0 = \{0, 1, 2, \dots\}$ . Интервал  $[t, t + 1)$  называется окном. Пакеты имеют длину  $I$  и могут передаваться только в окнах.

Равенство  $\theta_t = 0$  означает, что окно  $t$  пустое;  $\theta_t = 1$  означает, что в окне  $t$  передавался ровно один пакет, т.е. произошла успешная передача;  $\theta_t = 2$  означает, что в окне  $t$  передавались 2 или более пакетов, ни один из них не получил успешную передачу. Событие  $\theta_t = 2$  называется конфликтом.

Пакеты нумеруются разными номерами. Для данного пакета пусть  $v_t$  обозначает индикатор передачи в окне  $t$ , который определяется равенством:

$$v_t = \begin{cases} a, & \text{для любого, } t < x \\ b, & \text{для } t = \lfloor x \rfloor, \\ I, & \text{если этот пакет передавался (или должен передаваться) в окне } t, \\ O, & \text{если он не передавался (или не должен передаваться) в окне } t, \\ d, & \text{для любого } t \geq r, \end{cases}$$

где  $x$  – момент возникновения данного пакета,  $r$  – момент окончания его успешной передачи,  $\lfloor y \rfloor$  – целая часть числа  $y$ , а  $a, b, d$  – символы.

Последовательность моментов возникновения  $x \in \mathbb{Q}_+$ , относящихся ко всем пакетам и упорядоченная по возрастанию  $x$ , обозначается  $X$  и называется входным потоком пакетов. С момента  $x$  до момента  $r$  пакет называется требующим передачи. В конце каждого окна  $t$  пакеты, требующие передачи, узнают с помощью обратной связи, какое из трех возможных событий  $\theta_t = 0, \theta_t = 1, \theta_t = 2$  произошло в канале.

Требующий передачи пакет передается в окне  $t (v_t = 1)$ , молчит ( $v_t = 0$ ) или покидает систему ( $v_t = d$ ) в соответствии с алгоритмом СМД. Алгоритм это правило, согласно которому любой требующий передачи пакет для любых заданных  $t \in I_0, x \in \mathbb{Q}_+, \theta(t-1) = \theta_0, \dots, \theta_{t-1}, v(t-1) = v_0, \dots, v_{t-1}$  решает будет ли он передаваться, молчать или покинет систему в окне  $t$ . Тривиально, пакет же передается в окне  $t$ , если для него  $t < x$  или  $t \geq r$ .

При рандомизированном (Р) алгоритме решение пакета, возникшего в момент  $x$ , относительно своей передачи, молчания или ухода в окне  $t$  производится в соответствии с заданными вероятностями  $\Pr\{v_t = l | \theta(t-1), v(t-1), x\}, l = 0, 1, d$ , связанными нормировкой. При заданном  $t$  случайные величины  $v_t$ , относящиеся к различным пакетам, независимы  $\Pr\{\vec{v}_t | \theta(t-1), \vec{v}(t-1), \vec{x}_{t-1}\} = \prod \Pr\{v_i | \theta(t-1), \vec{v}(t-1), x_i\}$ , где  $\vec{v}_t(t-1)$  обозначает вектор историй  $v(t-1)$  всех пакетов, у которых  $y < t; \vec{x}_{t-1}$  – вектор моментов возникновения пакетов, соответствующих вектору историй  $\vec{v}(t-1)$ ;  $\vec{v}_t$  – вектор индикаторов передач пакетов, истории которых входят в каждый  $\vec{v}(t-1)$  и каждый сомножитель имеет  $v_t, v(t-1), x$ , относящиеся к своему пакету.

Задающие P алгоритм вероятности  $\Pr\{v_t | \square\}$  принимают значения из интервала  $[0, I]$ . Частный случай P алгоритма, при котором вероятности  $\Pr\{v_t | \square\}$  принимают лишь значения 0 и I, называются нерандомизированным (НР) алгоритмом. Обсуждается связь реализаций P и НР алгоритмов.

Для заданного алгоритма задержкой пакета с  $x$  из окна  $i-1$  называется случайная величина  $\delta_1 = r - i$ . Средней задержкой пакета называется

$$S = \overline{\lim}_{i \rightarrow \infty} \frac{Es^{(i)}}{Ed^{(i)}}$$
, где  $E$  – символ МО,  $s^{(i)}$  – сумма задержек всех пакетов, возникших в течение окна  $i$ , а  $d^{(i)}$  – число пакетов, возникших в окне  $i$ .

Для пуассоновского входного потока  $X$  интенсивности  $\lambda$  с соответствующей нумерацией пакетов два алгоритма называются эквивалентными, если они имеют совпадающие вероятности  $\Pr\{\theta(t-1), \vec{v}(t-1)\}$  для любых возможных  $\theta(t-1), \vec{v}(t-1), t, \lambda$ , где  $\Pr\{\square\}$  – условная вероятность, при условии, что заданы  $\omega^{(0)}, \dots, \omega^{(t-1)}$ . Если алгоритмы эквивалентны, то для них совпадают  $S$ , распределения вероятностей величины  $s^{(i)}$  и скорости. Скорость алгоритма определяется равенством  $R = \sup\{\lambda : S < \infty\}$ , а пропускная способность алгоритма – равенством  $C = \sup R$ , где верхняя грань берется по всем P алгоритмам (определяя  $C_p$ ) или по всем НР алгоритмам (определяя  $C_{np}$ ).

Если бы задержку пакета определить не как  $\delta_1 = r - i$ , а как  $\delta_2 = r - x$ , то из эквивалентности алгоритмов следует совпадение их скоростей, но не совпадение распределений  $s^{(i)}$ .

Лемма. При пуассоновском  $X$  для любого заданного P алгоритма  $\Pr\{\vec{v}_t | \theta(t-1), \vec{v}(t-1), \vec{x}_{t-1}\} = \prod \Pr\{v_t | \theta(t-1), \vec{v}(t-1), x\}$ , где произведение берется по пакетам, составляющим  $\vec{v}(t-1)$ .

Теорема. При пуассоновском  $X$  каждый P алгоритм эквивалентен некоторому НР алгоритму, который конструктивно строится.

На ординарном потоке  $X$  справедливо равенство  $C_{np} = C_p$ .

Результаты обобщаются на каналы с  $n$  – конфликтами, каналы с ошибками в обратной связи и на некаузальные алгоритмы. Для примера дается НР представление алгоритма алоха и степ-алгоритма.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базе нематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем, Сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. – 2016 – С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[3]. Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. – 2008. – Т. 9 – № 10 – С. 25-31.

[4]. Амеличева А.К., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10 – С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2 (13) – С. 215-219.

**Неклюдова Ирина Витальевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: niv150320@gmail.com

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru



А.В. Кузина, И.В. Размахов, А.К. Горбунов

## СПИСОЧНОЕ ДЕКОДИРОВАНИЕ БЧХ-КОДОВ

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

Ограничимся рассмотрением двоичного симметричного канала без помехи (ДСК) с вероятностью ошибки символа  $p$ . Будем называть оптимальным декодированием списком объёмом  $N$ , такую обработку двоичного  $n$ -блока, при которой вероятность ( $P_{od}$ ) отсутствия действительно передававшегося сообщения в списке объёма  $N$ , является минимальной.

**Теорема 1.** Оптимальным декодированием списком объёма  $N$  линейного кода с равновероятными комбинациями, является формирование этого списка как поэлементной суммы (по модулю 2) приятного слова и  $N$  слов наименьшего веса, входящих в тот же смежный класс, что и принятое слово.

**Следствие 1.** При оптимальном декодировании  $N$ -списком мы честного  $(n, k)$  кода, вероятность ошибочного декодирования в ДСК

$$P_{od} = 1 - (1-p)^n \sum_{i=0}^{2^{n-k}-1} \sum_{j=1}^N p^{\omega_{ij}} \cdot (1-p)^{n-\omega_{ij}} \quad (1)$$

где  $p$  – вероятность ошибки в ДСК;  $\omega_{ij}$  – вес  $i$  вектора в  $j$  смежном классе, если векторы в каждом из смежных классов перенумерованы в порядке возрастания весов.

Используя известные спектры смежных классов для кодов Хэммига, Голлея и БЧХ, исправляющих две ошибки можно рассчитать  $P_{od}$  при декодирован списком объёма  $N$ .

Определим списочное декодирование гарантированно исправляющим ошибки кратности не менее  $t$ , если любое переданное кодовое слово всегда попадает в список при появлении на  $n$ -блоке ошибок кратности не выше  $t$ .

**Следствие 2.** Для объёма  $N$  списка  $(n, k)$ -кодов, гарантированно исправляющих ошибки кратности не менее  $t$ , справедлива следующая нижняя граница

$$N \geq \left\lceil \frac{1}{2^{n-k}} \sum_{i=0}^t C_n^i \right\rceil; \quad (2)$$

где  $[x]$  – целая часть  $x$ .

В таблице 1 приведены, рассчитанные по известным спектрам смежных классов кодов Хэмминга –  $(15, 11)$ , БЧХ –  $(31, 21)$  и Голлея –  $(24, 12)$  требуемые в действительности объёмы списков при гарантированном исправлении  $t$ -кратных ошибок, а также нижние границы для соответствующих и рассчитанные по (2)

Списочное декодирование с гарантированным исправлением  $t$ -кратных ошибок можно осуществить и для избыточность кодов. В этом случае, очевидно, достаточно сформировать список из приятного слова и всех комбинаций, отличающихся от него не более, чем в  $t$  разрядах. Однако, применение избыточных кодов оказывается значительно более эффективным. Так, например, для получения при избыточность кода и  $n=24$  такой же  $P_{od}$ , что и при списочном декодировании кола Голлея  $(24, 12)$  и  $N=6$ , необходи-



Если  $\omega > e$ , то при фиксированном  $\omega$  число решения системы (3) относительно  $\delta_1, \delta_2, \dots, \delta_\omega$  равно  $2^{m(\omega-k)}$ , где  $k$  – количество линейно независимых уравнений в левой части (3), а  $m$  – параметр БЧХ-кода.

Однако, для формирования списка нужны не все эти решения, а только те, которым соответствует  $\omega$  различных и принадлежащих полю  $GF(2^m)$  корней многочленов локаторов ошибок. Использование данного ограничения позволяет значительно сократить число решений системы (3) и упростить процедуру декодирования.

Рассчитывается число операций, которое необходимо выполнить для списочного декодирования, гарантированно исправляющего  $t$  – кратные ошибки для некоторых БЧХ-кодов.

Списочное декодирование может быть также реализовано при многократном повторении одной и той же комбинации корректирующего кода и на первом этапе декодирования в каскадного кода.

### Список литературы

[1]. Шубин Н.Е., Лысенко А.Л., Горбунов А.К., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Лысенко М.М. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике: Экономика и менеджмент: современный взгляд на изучение актуальных проблем, сборник научных трудов по итогам международной научно-практической конференции. 2016. С. 73-88.

[2]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. Моноадное (кластерно-волновое) понимание инновационного процесса // В сборнике: Научные технологии в приборо-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. 2016. С. 225-230.

[3]. Лысенко А. Л., Горбунов А.К., Грачев В.В., Буланов А.В. Физико-химические процессы технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота // Научные технологии. 2008. Т. 9. № 10. С. 25-31.

[4]. Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шаталов В.К., Лысенко А.Л. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. 2017. Т. 18. № 10. С. 17-23.

[5]. Шкилев В.Д., Лысенко Л.В., Горбунов А.К. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. 2017. № СВ2(13). С. 215-219.

**Кузина Александра Владимировна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: aleksandrakuzina.99@mail.ru

**Размахов Илья Вадимович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: il.razmahow@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

К.А. Тронов, А.К. Горбунов

## СРАВНЕНИЕ ИНФОРМАЦИОННЫХ СКОРОСТЕЙ ДОСТАТОЧНОЙ И АСИМПТОТИЧЕСКИ ДОСТАТОЧНОЙ СТАТИСТИК

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

Имеются два основных подхода к проблеме сжатия наблюдаемых данных: теоретико-информационный, основанный на теоремах кодирования источников, и статистический, использующий понятие статистики, т.е. функции от выборки. Первый чаще применяется к дискретным схемам, второй к непрерывным. В настоящей работе мы хотим использовать понятие статистики в схеме сжатия дискретных данных и показать, что шенновский подход является удобным инструментом для изучения свойств достаточных статистик, нахождения границ риска и решения других вопросов теории оценивания.

Пусть  $U = \{u\}$  и  $X = \{x\}$  конечные множества,  $UX \in u \times x$  пара случайных величин (с.в.) с распределением вероятностей (р.в.)  $\{P_U(u)P_{X|U}(x|u)\}$  и  $U^N X^N = (U_1 X_1, \dots, U_N X_N) \in u^N x^N$  последовательность независимых копий пары  $UX$ , где  $N = 1, 2, \dots$ . Для каждого  $N$  определим отображение  $t_N : x^N \rightarrow 1, \tau_N$  где  $\tau_N \geq 1$  некоторое целое, и пусть  $t_N(x^N)$  образ элемента  $x^N \in X^N$ . Рассмотрим цепь Маркова

$$U^N X^N t_N(X^N). \quad (1)$$

Ее компоненты (читая слева направо) будем называть параметром, выборкой и статистикой, а саму тройку (1) байесовской схемой сжатия. Число  $\tau_N$  назовем мощностью статистики, а число

$$R_N \square N^{-1} \log_2 \tau_N. \quad (2)$$

Скоростью статистики в битах. Статистику  $t_N$  назовем достаточной, если и только если тройка

$$U^N t_N(X^N) X^N \quad (3)$$

Образует цепь Маркова (ц.М.). т.о. знание достаточной статистики делает ненужным знание выборки, т.к. параметр в этом случае условно не зависит от выборки. Цель сжатия состоит в том, чтобы построить достаточную статистику с наименьшей мощностью. Статистику  $t_N : x^N \rightarrow \overline{1, \tau_N}$  назовем минимально достаточной, если для всякой другой достаточной статистики  $t'_N : x^N \rightarrow \overline{1, \tau'_N}$

$$\tau'_N \geq \tau_N$$

Для рассматриваемой здесь блочной схемы без памяти верна

Теорема 1. Пусть для заданной пары  $UX$

$$[P_{U|X}(u|x)] \quad (4)$$

Есть матрица переходов из  $x$  в  $u$ . Тогда мощность минимально достаточной статистики в схеме (1) при любом  $N \geq 1$  равна

$$R_{м.д.} \square N^{-1} \log_2 \tau_N = \log_2 \tau, \quad (5)$$

где  $\tau$  число различных строк матрицы (4).

$$[P_{U|X}(u|x)]^{[N]} \square [P_{U^N|X^N}(u^N|x^N)], \quad (6)$$

согласно которому число одинаковых строк матрицы (4) также возводится в степень  $N$ .

$$U^N t_N(X^N) X^N - \text{ц.М.} \Leftrightarrow I(U^N; X^N | t_N(X^N)) = 0, \quad (7)$$

И будем пользоваться правым равенством как количественным критерием условной независимости. Далее, будем рассматривать последовательность байесовских схем (1) для  $N=1, 2, \dots$  соответствующую последовательность статистик  $t_N, N=1, 2, \dots$  будем называть асимптотически достаточной, если

$$\liminf_{N \rightarrow \infty} N^{-1} I(U^N; X^N | t_N(X^N)) = 0,$$

где  $I(\cdot|\cdot)$  условная взаимная информация. Преимущество асимптотически достаточной статистики перед достаточной в том, что, неся почти столько же информации о параметре, что и достаточная статистика, она часто имеет существенно более низкую скорость, чем (5). Чтобы оценить этот выигрыш в скоростях, рассмотрим следующую теоретико-информационную задачу.

Для заданной пары  $UX$  назовем точку (пару чисел)  $(R, \varepsilon)$  конечно-достижимой, если существуют  $N, \tau_N$  и  $t_N$  такие, что

$$\begin{aligned} N^{-1} \log_2 \tau_N &\leq R, \\ N^{-1} I(U^N; X^N | t_N(X^N)) &\leq \varepsilon. \end{aligned} \quad (8)$$

Точка  $(R, \varepsilon)$  называется достижимой, если она есть предел последовательности конечно-достижимых точек. Пусть  $C$  область всех достижимых точек. Это замкнутая (по определению) и, как не трудно показать, выпуклая область. Задача состоит в том, чтобы найти ее границу  $\varepsilon(R)$ . Зная  $\varepsilon(R)$  мы сможем найти минимальную скорость, при которой существуют асимптотически достаточные статистики, т.е. величину

$$R_{м.д.} \square \min\{R : \varepsilon(R) = 0\}.$$

**Теорема 2.** Для заданной пары  $UX$  достижимая область  $C$  ограничена кривой

$$\begin{aligned} \varepsilon(R) \square I(U; X) - \max I(U; T), \quad (9) \\ T: 1) UXT - \text{ц.М.} \\ 2) H(T) \leq R \end{aligned}$$

где  $H(T)$  энтропия с.в.  $T$  и  $R \geq 0$ .

Доказательство сводится к нахождению нижней и верхней границ для величины  $N^{-1} I(U^N; X^N | t_N(X^N))$  при условии, что  $\tau_N \leq 2^{NR}$ . Для этого исполь-

зуется обычная техника доказательства обратной и прямой теоремы кодирования для источников; роль критерия точности при этом играет количество условной информации между параметром и выборкой при условии, что известна статистика.

### Список литературы

[1] *Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К.* Теоретические подходы к телепортационным процессам // *Наукоемкие технологии.* – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.

[2] *Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л.* Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] *Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е.* Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – *Экономика и менеджмент.* – 2016. – С. 73-88.

[4] *Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д.* Монодное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – *Наукоемкие технологии в приборо-и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе.* – 2016. – С. 225-230.

[5] *Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д.* О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // *Электронный журнал: наука, техника и образование.* – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Тронов Кирилл Александрович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: Kirtron999@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

К.В. Чулин, А.К. Горбунов

## ШЕННОНОВСКАЯ ЕМКОСТЬ ЦИКЛИЧЕСКИХ ГРАФОВ

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

В теории передачи информации известна задача вычисления пропускной способности канала при нулевой ошибке, эквивалентная задаче нахождения емкости графа. Для графа  $C$  подмножество его вершин  $\Pi$  называется независимым, если любые две вершины из  $\Pi$  несмежны.

Максимальная мощность независимого подмножества обозначается  $\alpha(C)$ . Граф  $C^n$  –  $n$ -ая степень графа  $C$ , определяется как граф, множеством вершин которого является  $n$  – последовательности из вершин графа  $C$ , и две вершины  $x = (x_1, \dots, x_n)$  и  $y = (y_1, \dots, y_n)$  смежны, если для всех  $i$   $x_i$  либо равно, либо смежно  $y_i$ .

Емкость  $\theta(C)$  графа  $C$  определяется следующим образом:

$$\Theta(C) = \sup_n \alpha(C^n)^{1/n}.$$

Если буквы входного алфавита дискретного канала без памяти соединить ребром, когда вероятность перепутывания этих букв на выходе канала больше 0, то емкость  $\theta$  этого графа и пропускная способность  $C^{(0)}$  канала при нулевой ошибке связаны соотношением

$$C^{(0)} = \log(\theta)$$

Будем обозначать через  $C_q$  – циклический граф на  $q$  вершинах:

$\{0, 1, \dots, q-1\}$  – множество вершин и вершина  $i$  смежна с вершинами  $(i + 1) \bmod q$ . Очевидно, что  $\theta(C) = 1$  и  $\theta(C_3) = 1$ . В течение 20 с лишним лет было неизвестно равно ли  $\theta(C_5) = \sqrt{5}$

( $\theta(C_5) \geq \sqrt{5}$  ввиду  $\alpha(C_5^2) = 5$ ). Положительный ответ с помощью новой верхней границы для  $\theta(C)$  был дан. Однако для нечетных  $q > 5$  значение границы Ловаса  $\theta(C) \leq q \cos \frac{\pi}{2} (1 + \cos \frac{\pi}{2})$  не совпадает с известными нижними границами  $\theta(C_q)$ , полученными с помощью построения независимых множеств на графах  $C_q^n$  при  $n \leq 5$ . Более того, если граница Ловаса для циклических графов точна, то совпадение с нижней границей при конечном  $n$  невозможно, так как  $q \cos \frac{\pi}{2} (\cos \frac{\pi}{2} + 1)^{-1}$  ни в какой целой степени  $n$  не есть целое число. В настоящем докладе предлагается строить независимые множества в  $C_q^n$  в виде  $q$ -ичных линейных  $(n, k)$ -кодов, удовлетворяющих определенным условиям.

Отождествим множество вершин циклического графа  $C_q$  с элементами кольца  $Z_q$  вычетов по модулю  $q$ . При этом вершина графа  $C_q^n$  отождествятся с точками  $n$ -мерного пространства  $Z_q^n$  над кольцом  $Z_q$ , а независимое множество  $K$  (в  $C_q^n$ ) будем также называть независимым кодом в  $Z_q^n$ . Усло-

вие независимости кода равносильно тому, что разность любых двух кодовых векторов не есть вектор с координатами из  $\{0, +1, -1\}$ . Ниже рассматриваются только систематические линейные  $(n, k)$  – коды, т.е. модули над кольцом  $Z_q$ , задаваемые как множество линейных комбинаций с коэффициентами из  $Z_q$  строк порождающей матрицы  $G$  следующего вида

$$G = [E_k : A],$$

где  $E_k$  – единичная  $k \times k$  – матрица. Очевидно, что из существования независимого  $(n, k)$  – кода следует

$$\theta(C_q) \geq q^r, R = \frac{k}{n}.$$

**Лемма 1.** Порождающая матрица  $G$  вида (I) задает независимый код тогда и только тогда, когда линейная комбинация с коэффициентами  $\{0, \pm 1\}$  строк матрицы  $A$  хотя бы в одной координате отлична от  $\{0, \pm 1\}$ .

**Следствие 1.** При  $q > 2^k$  условия леммы выполнены для матрицы  $A = [2, 4, 8, \dots, 2^{k-1}]^T$ . По существу, именно этот линейный код и был использован для доказательства

$$\theta(C_{2^{k+1}}) \geq (2^k + 1)^{\frac{k-1}{k}}.$$

**Следствие 2.** При  $q \geq 6$  условия леммы выполнены для матрицы

$$A = \begin{bmatrix} 2 & 2 & 2 \\ 1 & 3 & 5 \end{bmatrix}^T$$

и, следовательно,  $\theta(C_q) \geq q^{3/5}$  при  $q \geq 6$ . В частности

$$\theta(C_7) \geq 3,2141.$$

Дадим теперь процедуру построения из независимых кодов вида (1) над  $Z_{q_1}$  и  $Z_{q_2}$  независимого кода над  $Z_{q_1 q_2}$ .

**Лемма 2.** Пусть для  $q_i$  – ичных  $k_i \times r$  – матриц  $A_i$  ( $i = 1, 2$ ) выполнены условия леммы 1. Тогда эти условия выполнены и для  $q_1 q_2$  – ичной матрицы

$$A_{1,2} = [A_1 : q_1 A_2 : q_1 E_2]^T$$

Заметим, что независимые коды можно перемежать. Более точно, если  $G = [E_k : A]$  – порождающая матрица независимого  $(n, k)$  – кода, то матрица  $G^{(5)} = [E_{k5} : A \oplus E_5]$  порождает независимый  $(n5, k5)$  – код. Поэтому из леммы 2 следует

**Предложение.** Для скорости  $R_q$  лучшего независимого  $q$  – ичного линейного кода справедливо соотношение

$$(1 - R_{q_1 q_2})^{-1} \geq (1 - R_{q_1})^{-1} + (1 - R_{q_2})^{-1}$$

### Список литературы

[1] Амеличева К.А., Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко Л.В., Шаталов В.К. Теоретические подходы к телепортационным процессам // Научные технологии. – 2017. – Т. 18. – № 10. – С. 17-23.



[2] Буланов А.В., Горбунов А.К., Грачев В.В., Лысенко А.Л. Физико-химические процессы в технологии вакуумирования при сжигании порошка титана в среде азота. – 2008. – Т. 9. – № 10. – С. 25-31.

[3] Горбунов А.К., Лысенко А.Л., Лысенко С.Л., Шкилев В.Д., Шубин Н.Е. Формализованные подходы к уменьшению рисков в инвестиционных процессах на базенематериальных активов // В сборнике. – Экономика и менеджмент. – 2016. – С. 73-88.

[4] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. Моноадное (кластерно-волное) понимание инновационного процесса // В сборнике. – Наукоемкие технологии в приборо- и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе. – 2016. – С. 225-230.

[5] Горбунов А.К., Лысенко Л.В., Шкилев В.Д. О фальсифицируемости в науке, критерии Поппера и линии демаркации // Электронный журнал: наука, техника и образование. – 2017. – № СВ2(13). – С. 215-219.

**Чулин Константин Вячеславович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: konst.02@yandex.ru

**Горбунов Александр Константинович** – д-р физ.-мат. наук, заведующий кафедрой "Физика" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_bmstu\_fiz@mail.ru

**СЕКЦИЯ 16.**

**ХИМИЯ И ТЕХНОЛОГИЯ**

К.В. Бочарова, С.А. Кусачева

## **БИОКОРРОЗИЯ И СПОСОБЫ ЕЁ ПРЕДОТВРАЩЕНИЯ**

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

**Введение.** Решение проблемы поиска путей повышения устойчивости материалов, применяемых в системах очистки сточных вод, к биологическому воздействию, в последние годы приобретает важное значение. Количество образующихся бытовых и промышленных сточных вод растет, очистные сооружения принимают на себя всё большую и более разнообразную нагрузку.

Воздействие микроорганизмов на материалы, применяемые для строительства очистных сооружений, мало изучено. Однако возникновение данного явления и его негативное влияние на качество и долговечность строительных материалов зафиксировано неоднократно.

**Биологическая коррозия.** Явление разрушения строительных конструкционных материалов под действием микроорганизмов и продуктов их метаболизма называется биокоррозией [1]. Чаще всего на конструкциях это проявляется в виде изменения окраски или появления грибковых пятен, более известных как «плесень».

Итог биологической коррозии – изменение свойств материалов (в т.ч. бетонов), разрушение их структуры и ухудшение эксплуатационных характеристик. Всё перечисленное приводит к снижению прочности конструкций и разрушению сооружений.

В России уровень биокоррозии значительно превышает средневропейские и мировые нормы: многие строительные материалы (древесина, бетон, кирпич, штукатурка, сухие смеси, герметики и т.п.) способны даже в условиях средних широт, особенно при температуре выше 20°C и относительной влажности выше 70 % подвергаться воздействию различных микроорганизмов, вызывающих серьезные биоповреждения строительных материалов [2].

На минеральные строительные материалы в наибольшей степени влияют мицелиальные грибы. Среди всех видов микроорганизмов именно они способны быстро адаптироваться к различному химическому составу материалов. Этому способствует развитый ферментный аппарат данных грибов. Их разрушающее действие на минеральные строительные материалы обусловлено агрессивным воздействием продуктов жизнедеятельности грибов на отдельные компоненты строительных материалов. К этим веществам относятся органические кислоты, различные гидролитические и окислительно-восстановительные ферменты.

По отношению к бетону – самому распространенному материалу сооружений очистки сточных вод – наиболее агрессивны нитрифицирующие

и тионовые бактерии. Они в процессе жизнедеятельности выделяют такие сильные кислоты, как азотная и серная, под воздействием которых разрушается образованная на поверхности бетона в процессе затвердевания защитная пленка карбоната кальция. А именно она препятствует выщелачиванию гидроксида кальция.

**Методы повышения биостойкости материалов.** К основным методам защиты от биокоррозии относятся: механическое удаление загрязнений, физические методы (бактериальные фильтры, электромагнитное, радиационное и ультрафиолетовое облучение, ультразвук, электрохимическая защита), предотвращение проникновения микроорганизмов к объекту биоповреждений (герметизация, очистка воздуха, вакуум, биоцидная газовая среда), биологическая защита, использование биоцидов [3].

В качестве механического способа защиты в настоящее время применяются бактерицидные фильтры, с помощью которых производится очистка от микроорганизмов жидкостей и газообразных веществ. К механическим способам защиты можно отнести также создание герметичных пыле-влаго-воздухо-непроницаемых систем, препятствующих проникновению микроорганизмов к различным материалам и изделиям.

Механические способы защиты просты и экономичны. Однако их применение ограничено, так как они приемлемы лишь для небольшого числа материалов.

Физические методы широко применяются для защиты от биоповреждений оптических приборов. К ним относятся устройства внутреннего обогрева, токи высокой частоты, стерилизация УФ при сборке приборов.

Для использования физических методов борьбы с биоповреждениями необходимо учитывать, что комбинированное действие физических и химических факторов на микроорганизмы существенным образом повышает эффективность обработки.

Одним из наиболее распространенных и эффективных способов защиты материалов и изделий от поражения микроорганизмами является использование специальных химических соединений, токсичных для микроорганизмов – биоцидов.

Наиболее перспективным методом повышения биостойчивости материала считается его обработка полимерными материалами. Большой интерес к данному методу объясняется тем, что в результате специальной обработки материала полимерами прочность материала возрастает в несколько раз, резко увеличиваются его долговечность и стойкость при воздействии ряда агрессивных сред, а также тем, что материалам таким образом придаются особые свойства, недостижимые для их исходного состояния.

Важным преимуществом покрытия из полимеров является то обстоятельство, что последующей специальной обработке могут подвергаться различные материалы, обычно бетонные или железобетонные конструкции

и изделия, изготовленные традиционными или упрощенными способами производства.

Полимерные материалы также подвержены биоповреждениям, будучи органическими соединениями. Это означает, что актуальной проблемой является разработка биоустойчивых полимеров.

Биоустойчивые полимеры активно изготавливают с использованием цинка. Цинкосодержащие полимерные биоциды обладают наибольшей биоцидной активностью по отношению к плесневым грибам родов *Penicillium* и *Chaetomium* за счет дезинфицирующих свойств цинка.

Новейшие разработки цинкосодержащих полимеров позволяют достичь высокой степени защиты от биологического обрастания и обеспечивают повышенную стойкость к биоповреждению.

**Выводы.** Биокоррозия является серьезной проблемой современной строительной отрасли. Под её влиянием оказываются самые различные строительные материалы, а её результатом является нарушение целостности конструкций и разрушение сооружений. Среди существующих способов защиты от биокоррозии наиболее перспективным является применение биостойких полимерных материалов. Данная тема представляет собой обширное поле для дальнейших исследований.

#### Список литературы

[1]. *Строганов В. Ф., Сагадеев Е. В., Бойчук В. А., Стоянов О. В., Мухаметова А. М.* Полимерные защитные покрытия от биокоррозии // Вестник казанского технологического университета. – 2014. – № 18. – С. 149–154.

[2]. *Карпенко Н.И., Ерофеев В.Г., Смирнов В.Ф., Морозов Е.А., Богатов А.Д.* Проблема биоповреждений и биозащиты строительных материалов, изделий и сооружений // Материалы международной научно-технической конференции «Биоповреждения и биокоррозия в строительстве». – Саранск: Изд-во Мордов. ун-та. – 2004. – С.6-11.

[3]. *Пехташева Е.Л., Неверов А.Н., Заиков Г.Е., Шевцова С.А., Темникова Н.Е.* Способы защиты материалов от биоповреждений // Вестник казанского технологического университета. – 2012. – №8. – С. 167-172.

**Бочарова Ксения Владимировна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: bocharova.kv@gmail.com

**Кусачева Светлана Александровна** – канд. биол. наук, доцент кафедры "Химия" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: safronova2@mail.ru

Д.В. Зубков, А.С. Гордеев, С.А. Кусачева

## ГИДРОКАРБОНИЛЬНЫЙ МЕТОД ПОЛУЧЕНИЯ НАНЕСЁННЫХ ПАЛЛАДИЕВЫХ КАТАЛИЗАТОРОВ

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

Гидрокарбонильный метод получения нанесенных палладиевых катализаторов открывает качественно иные возможности для управления процессом восстановления палладия на поверхности носителя и регулирования свойств получаемых катализаторов.

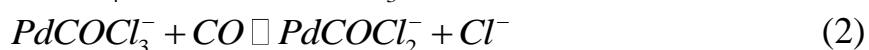
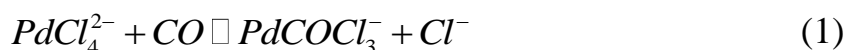
Данная технология, в отличие от традиционных солевых методов, позволяет получать катализаторы свободные от посторонних ионов, т.к. все продукты реакции редоксораспада карбонилхлоридов палладия являются летучими и легко удаляются. Синтез карбонилхлоридов палладия и их редоксораспад осуществляется при комнатной температуре, что позволяет избежать высокотемпературных процессов при синтезе катализатора, которые часто приводят к спеканию частиц металла, что сказывается на каталитической активности. Кроме того, данный метод позволяет получать частицы палладия на поверхности носителя исключительно за счет реакции редоксораспада, избегая применения посторонних веществ в качестве восстановителей, или восстановления углем при использовании последнего в качестве носителя.

Носителем могут быть любые полярные адсорбенты, такие как оксид алюминия и цеолиты. Кроме того, возможность получения нейтральных карбонилоридных комплексов позволяет осуществлять нанесение активной массы данным методом на неполярные носители, такие как углерод (активированные угли) [4].

В наших экспериментах мы использовали в качестве носителя 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 –  $0,6 \text{ см}^3/\text{г}$  [1].

В качестве предшественника металлического палладия могут быть использованы анионные карбонилхлоридные комплексы как  $Pd(I)$ , так и  $Pd(II)$ .

Синтез карбонилхлорида палладия(I) осуществляли следующим способом. В смеси ацетон-соляная кислота 5:1 растворяли хлорид палладия (II). Полученный раствор подвергали карбонилированию монооксидом углерода при комнатной температуре, при постоянном перемешивании в течение 1 ч. В процессе карбонилирования окраска раствора последовательно изменялась с красно-бурой, через желтую до оливково-зеленой. Происходящие процессы могут быть описаны следующими уравнениями [3]:



Получаемый раствор является влагочувствительным и не подлежит хранению. При добавлении к нему воды, протекает быстрая реакция редоксораспада с выделением палладиевой черни. Ранее этот процесс был использован для получения высокодисперсных (вплоть до нанодисперсных) порошков палладия.

Нанесение активной массы может осуществляться как методом опрыскивания, так и методом пропитки носителя.

Метод нанесения активной массы путем опрыскивания оказался не очень удачным. Это связано с тем, что он требует использования атмосферы сухого инертного газа при непосредственном распылении раствора карбонилхлорида на поверхность носителя и проведения дополнительной операции редоксораспада для выделения металлической фазы палладия, путем обработки пропитанного активным раствором носителя водно-органическими смесями. Кроме того, следует учесть, что синтез карбонилхлоридов палладия осуществляется в сильноокислой среде и контакт носителя с таким раствором может приводить к частичному растворению носителя.

Метод пропитки позволяет совместить в одной операции процесс нанесения активной массы и редоксораспад карбонилхлоридного комплекса с выделением металлической фазы, что является существенным преимуществом данного процесса [2].

Принципиальная технологическая схема получения нанесенного палладиевого катализатора гидрокарбонильным методом приведена на рисунке 1.

На первой стадии необходимо освободить носитель от следов воды, в том числе адсорбционной, поскольку для осуществления контроля процесса восстановления палладия необходимо вводить строго определенное количество воды. Высушивание образца осуществляли в печи при температуре 120 °С до постоянной массы. Высушенные образцы хранились в эксикаторе над фосфорным ангидридом.

На втором этапе проводили обработку сухого носителя водно-органическими растворами. Использовались смеси вода-ацетон и вода-этанол при содержании воды от 1 до 50%. В процессе такой обработки происходила адсорбция воды совместно с органическим полярным компонентов на поверхности носителя. Таким образом, при различном объемном содержании воды в растворителе получали носитель с определенным содержанием адсорбционно связанной воды. Согласно идее метода и на основе проведенных исследований, изменяя количество воды в системе можно регулировать процесс формирования металлической фазы палладия.

Кроме того, в данной технологии вода является лимитирующим фактором, ограничивающим количество палладия, осаждаемого на носитель.

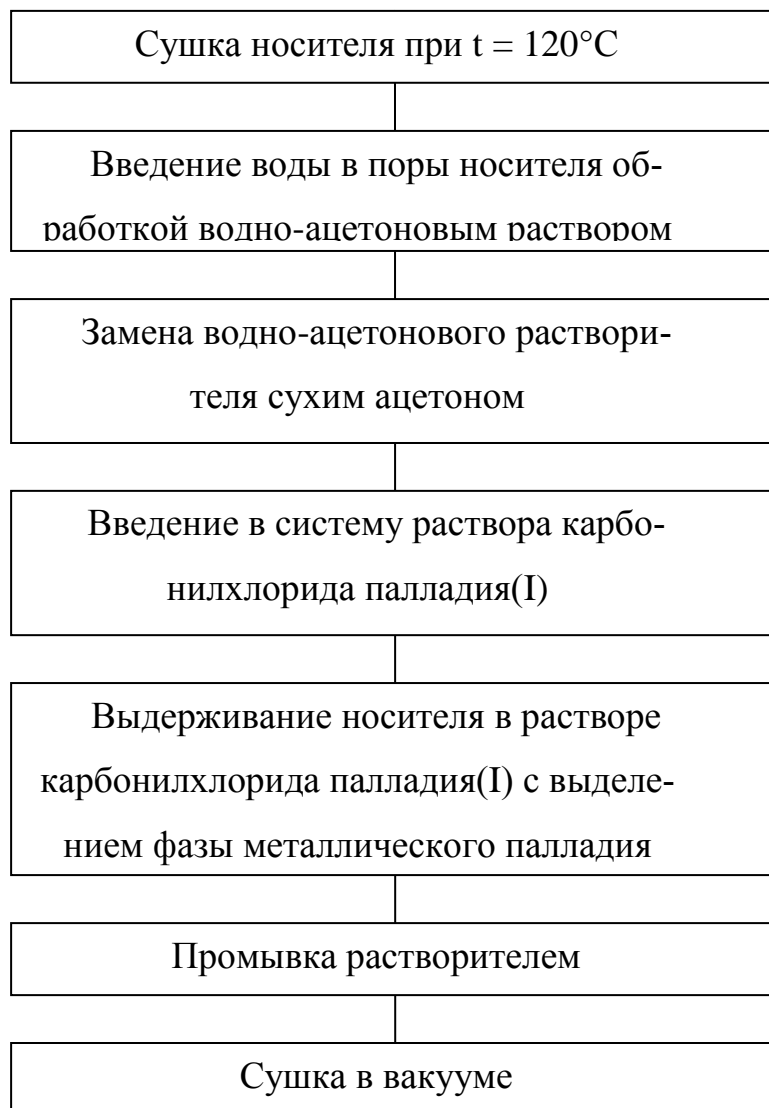


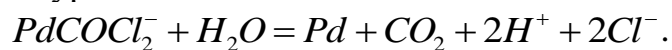
Рисунок 1 – Принципиальная технологическая схема получения нанесенного палладиевого катализатора гидрокарбонильным методом

На третьем этапе заменяли водно-органическую смесь сухим растворителем, для того, чтобы избежать протекания реакции редоксораспада при введении раствора карбонилхлорида палладия в объеме системы.

На четвертом этапе в подготовленный носитель, находящийся под слоем сухого полярного растворителя (ацетон, этанол) вводили предварительно подготовленный раствор карбонилхлорида палладия (I). Смесь при небольшом перемешивании выдерживали в течение 1 ч. При этом наблюдали постепенное изменение окраски гранул (почернение) вследствие выделения фазы высокодисперсного металлического палладия, за счет протекающей на поверхности носителя реакции редоксораспада с участием ад-



сорбированной воды. Процесс образования металлической фазы палладия может быть описан уравнением:



На пятом этапе гранулы катализатора промывали на стеклянном фильтре растворителем для удаления основной массы не вступивших в реакцию компонентов и соляной кислоты.

На шестом этапе производили окончательное удаление летучих продуктов с поверхности катализатора сушкой в вакууме при остаточном давлении 1 кПа.

Каталитические свойства полученного катализатора исследовались в модельной реакции окисления монооксида углерода:



которая является важнейшим процессом дожигания выхлопных газов автомобилей.

Эксперименты по окислению  $CO$  проводились в стеклянном U-образном реакторе с внутренним диаметром  $1 \cdot 10^{-3} м$  при комнатной температуре. Реакционную смесь состава 0,5%  $CO$ ; 5,0%  $O_2$  и 94,5%  $N_2$  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. Результаты представлены на рисунках 2 и 3.



Рисунок 2 – Частицы катализатора, нанесённые на подложку



Рисунок 3 – Разрез гранулы с нанесённым катализатором

Время пропускания изменялось в интервале 5-10 мин. Образующийся  $CO_2$  улавливали щелочным поглотителем и определяли концентрацию остаточной щелочи титриметрическим методом. В данных условиях степень превращения  $CO$  в  $CO_2$  составила от 80 до 95%, что говорит о высокой активности полученного катализатора [1].

### Список литературы

[1]. Зубков Д. В., Гордеев А.С., Кусачева С.А. Получение нанесенных палладиевых катализаторов гидрокарбонильным методом. // Журнал «Научно-технические технологии в приборостроении и машиностроении и развитие инновационной деятельности в ВУЗе», т. 1, 2015. – С. 283-285;

[2]. Федосеев И. В. Гидрокарбонильные процессы в технологии платиновых металлов. // Издательский дом «Руда и Металлы», М.: – 2011. – 128 с.;

[3]. Федосеев И. В., Гордеев А. С. Синтез и свойства карбонилхлоридов палладия(I). // Журнал неорганической химии, т. 52, № 1, 2007. – С. 46–48;

[4]. Федосеев И.В. Шевницына Л.В., Гордеев. А.С. Гидрокарбонильный процесс получения порошков палладия // Известия ВУЗов. Химия и химическая технология, – т. 48. – вып. 12. – 2005 – С. 16 –18.

**Зубков Дмитрий Вячеславович** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: TDZ2011@yandex.ru

**Гордеев Алексей Сергеевич** – ст. преп. 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

А.Ю. Логинова, Н.А. Силаева, О.А. Шмакова

## **ОБЗОР ОКИСЛИТЕЛЬНЫХ ФИЗИКО-ХИМИЧЕСКИХ МЕТОДОВ ОЧИСТКИ СТОЧНЫХ ВОД ОТ АММОНИЙНОГО АЗОТА**

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

Сброс сточных вод с большой концентрацией биогенных элементов приводит к эвтрофированию пригородных водоемов, используемых для питьевого водоснабжения [1, 2], и не позволяет гидросистемам осуществлять процессы самоочищения [1]. На основе большого массива данных многолетнего мониторинга выявлены достоверные закономерности увеличения концентрации азотосодержащих соединений в сточных и поверхностных водах на урбанизированных территориях г. Калуги [2, 3].

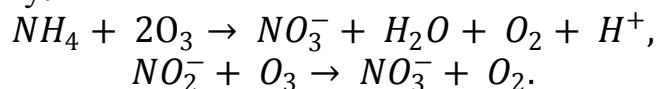
Традиционные биохимические методы, используемые на очистных сооружениях, не справляются с возрастающим содержанием азотосодержащих соединений в сточных водах. Несмотря на наличие очистных сооружений более 60% массы сброшенных сточных вод относится к категории недостаточно очищенных, около половины хозяйственно-бытовых стоков в водоемы вообще не подвергаются очистке (река Ока, Протва) [2]. Основываясь на проведенном анализе современных перспективных направлений в технологиях удаления аммонийного азота из сточных вод, в целях увеличения эффективности очистки стоков от аммонийного азота на действующих очистных сооружениях рекомендовано предусмотреть дополнительную стадию физико-химического окисления и доочистку в биологическом процессе [4].

В данной работе выполнен обзорный анализ современных окислительных физико-химических методов, предлагаемых в качестве дополнительной стадии в технологической схеме удаления аммонийного азота из сточных вод. В настоящее время наиболее перспективными являются комбинированные технологии, включающие стадии непосредственного химического окисления сильными окислителями или получение окислителя физико-химическим методом в процессе очистки.

**Озонирование.** Метод озонлиза, при котором обработка воды производится озоном  $O_3$ , применяется с целью подготовки воды для хозяйственно-питьевого и промышленного использования. Использование этого метода связано с высокой окислительной способностью озона.

Озон получают промышленным способом, который заключается в обработке воздуха электрическим разрядом, при этом выход озона от содержащегося в воздухе кислорода составляет 10-20%. Смешение воды с озон-воздушной смесью осуществляется в эжекторах, специальных роторных механических смесителях, а также в абсорберах различной конструкции.

При проведении озонирования для очистки воды от соединений азота происходит следующая реакция: азот аммонийный и нитритный переходит в нитратную форму:

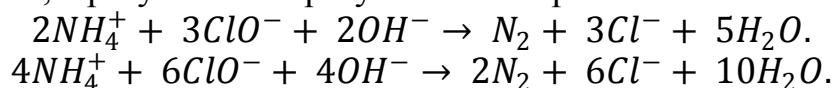


Как видно из реакций в результате озонирования содержание азота в очищенной воде не снижается, а происходит увеличение количества нитратов. В связи с этим такой метод очистки вод, содержащих азотные соединения, применять нецелесообразно. Следует учесть также, что данный способ требует больших затрат из-за высокой стоимости оборудования и значительных энергозатрат. Так как необходимо применять раздельное получение озона из предварительно осушенного и очищенного воздуха или кислорода с последующей его транспортировкой и растворением в обрабатываемой воде. Для подготовки воздуха требуется дополнительное специальное оборудование, сам процесс подготовки увеличивает энергопотребление. Для транспортировки требуются капитальные сооружения [5].

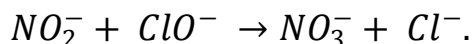
**Хлорирование.** Процесс хлорирования заключается в том, что при добавлении хлора в сточную воду происходит его взаимодействие с аммонийными солями. В результате этой реакции образуются различные соединения, среди которых имеется свободный азот. Важным условием данного метода является то, что необходимо контролировать рН среды, который должен быть в пределах 5-8, также следует производить перемешивание воды с уже добавленным хлором, чтобы избежать образования местных зон, имеющих пониженный рН. Целью хлорирования воды с азотсодержащими соединениями является окисление аммиака и превращение нитратов и нитритов в газообразный азот. Дозы хлоры составляют 10 мг/л на 1 мг/л азота аммиака. Если необходимо обработать воду с большим содержанием аммиака, то потребуются значительные затраты средств и большой расход реагента. Следовательно, метод хлорирования – дорогой метод. Также необходимо учитывать образование непредсказуемых по составу опасных хлорорганических продуктов [8].

**Гипохлорирование.** Обработка сточных вод гипохлоритом натрия NaOCl или кальция Ca(OCl)<sub>2</sub> нашла применение в очистке промышленных сточных вод от азотсодержащих соединений [6].

При взаимодействии гипохлорита и ионов аммония протекает реакция его окисления, в результате образуется газообразный азот:



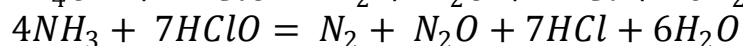
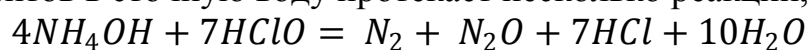
При наличии в сточных водах ионов нитрита они окисляются, и образуются ионы нитрата:



Таким образом, обработка вод гипохлоритами обеспечивает очистку от аммонийного азота, а окисление ионов нитрита приводит к возрастанию

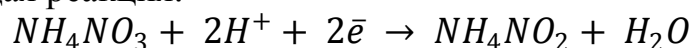
концентраций нитратного азота в обработанных водах. Помимо этого, обработка вод данным методом приводит к увеличению концентраций хлорид-ионов, катионов натрия или кальция, т.е. возрастает содержание солей [10].

**Комбинированные методы.** Как показано в [4], наиболее эффективными для удаления из сточных вод аммонийного азота являются комбинированные совмещающие в себе физико-химические и биологические методы очистки сточных вод. Данный метод заключается в предварительном полном насыщении кислородом стоков под избыточным давлением, затем сточные воды обрабатывают хлорсодержащими реагентами, а в конце подвергают биологической очистке с активацией кислородонасыщенного возвратного ила постоянным электрическим током. После предварительной компрессии с полным насыщением кислородом и добавления хлорсодержащих реагентов в сточную воду протекает несколько реакций, в том числе:

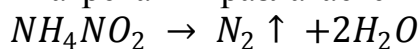


Предварительное снижение аммонийных ионов в исходных стоках физико-химическими методами в 1,7-1,8 раза увеличивает глубину биологической очистки ионов аммония до 93-94%, а это соответствует остаточной концентрации аммонийного азота не более 1мг/л. Данный метод эффективен, однако в нем используются токсичные хлорсодержащие вещества.

**Электрохимические методы.** Электролиз, или анодное окисление и катодное восстановление, происходит при прохождении электрического тока через раствор. На электродах происходит образование продуктов окисления-восстановления. На положительном электроде (аноде) протекает окисление, а на отрицательном (катоде) – восстановление. Таким образом, анод является электрохимическим окислителем. В процессах окисления, происходящих на аноде, находящиеся в сточных водах вещества либо полностью распадаются (происходит образование  $CO_2$ ,  $NH_3$  и  $H_2O$ ), либо образуются менее токсичные вещества, удаляемые другими методами. Рассмотрим реакцию электрохимической очистки сточных вод от  $NH_4NO_3$ . При проведении электролиза используется графитовый катод. На нем протекает следующая реакция:



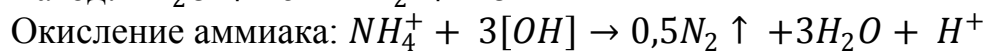
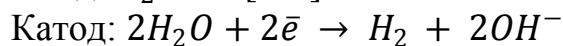
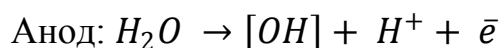
Нитрит аммония при нагревании разлагается с выделением азота:



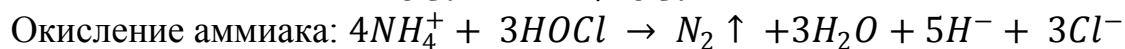
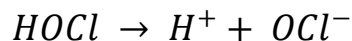
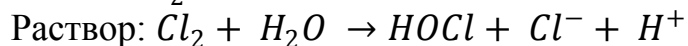
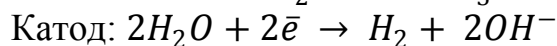
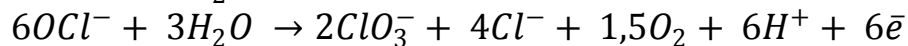
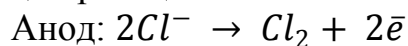
Недостатком данного метода является большая энергозатрата, а также необходим дополнительный нагрев для осуществления термодеструкции нитрата аммония [11].

Механизмы удаления азота с помощью электрохимического окисления включает в себя также прямой и непрямой процессы.

В прямом окислительном процессе аммиачный азот разрушается за счет гидроксильных радикалов  $OH$ , получаемых на аноде в ходе следующих реакций:



В непрямом окислительном процессе хлор образуется на аноде и формирует гипохлорит, который является сильным окислителем, в ходе следующих реакций:



При прямом анодном окислении аммиачный азот образуется медленнее, чем при непрямом окислении  $ClO^-$ , когда в растворе преобладает хлорид [12].

В электрохимических процессах эффективность и скорость удаления азота зависит от нескольких факторов, таких как плотность тока, концентрация хлорида, материал анода и pH. Электрохимическое окисление эффективно для очищения вод с низкой концентрацией азота [9].

Анализ используемых и исследуемых физико-химических методов очистки сточных вод от аммонийного азота указывает на их эффективность при определенных условиях протекания процессов и концентрациях, кроме того, каждый из рассмотренных методов имеет свои недостатки.

На наш взгляд, наиболее перспективным с экологической точки зрения является прямой окислительный метод деструкции аммонийного азота до газообразного азота гидроксильными радикалами, образующимися в результате анодного электрохимического процесса.

### Список литературы

[1]. Логинова А.Ю., Силаева Н.А. Роль активных форм кислорода в процессах самоочищения природных водных экосистем // ISSN 2073-0071. – 2015. – № 4-1. – С. 46-51.

[2]. Логинова А.Ю., Никулина С.Н., Власенкова Е.В. Анализ содержания фосфатов в реках Калужской области // Научные технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе. – 2014. – Т. 2. – С. 184-188.

[3]. Логинова А.Ю., Олейник А.В., Непогодина Я.В., Силаева Н.А. Нормирование содержания азотосодержащих веществ в сточных и поверхностных водах г. Калуги // Научные технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе. – 2017. – Т. 4. – С. 179-183.

[4]. Логинова А.Ю., Непогодина Я.В., Силаева Н.А. Современные перспективные направления в технологии удаления аммонийного азота из

сточных вод // Научно-технические технологии в приборостроении и развитии инновационной деятельности в ВУЗе. – 2017. – Т. 2. – С. 31-35

[5]. Долина Л.Ф. Новые методы и оборудование для обеззараживания сточных вод и природных вод. Днепропетровск. – Континент. – 2003. – С. 218.

[6]. Герке Г., Липпман Д. Удаление аммиачного азота, аммонийного азота и мочевины окислением гипохлоритсодержащими растворами из отработанного воздуха в установках по производству аммиака и мочевины // Пат. России № 2465950 С. 1.

[7]. Небукина И.А., Смирнова Н.Н., Рвачев И.С. Влияние органических соединений на эффективность удаления ионов аммония из сточных вод методом окисления // Вопросы современной науки и практики. – 2015. – № 2. – С. 28-33.

[8]. Особенности гальванического производства как источника образования загрязненных сточных вод [http://studbooks.net/2094255/ekologiya/osobennosti\\_galvanicheskogo\\_proizvodstva\\_kak\\_istochnika\\_obrazovaniya\\_zagryaznennykh\\_stochnykh\\_vod](http://studbooks.net/2094255/ekologiya/osobennosti_galvanicheskogo_proizvodstva_kak_istochnika_obrazovaniya_zagryaznennykh_stochnykh_vod)

[9]. Jing Ding, Qing-Liang Zhao, Liang-Liang Wei, Yang Chen, Xin Shu Ammonium nitrogen removal from wastewater with a three-dimensional electrochemical oxidation system // Water Science & Technology. – 2013. – 68.3. – С. 552-559.

[10]. Студенок А.Г., Студенок Г.А., Ревво А.В. Оценка методов очистки сточных вод от соединений азота для дренажных вод горных предприятий // Известия Уральского государственного горного университета. – 2013. – № 2. – С. 26-30.

[11]. Кривошеин Д.А. Инженерная защита поверхностных вод от промышленных стоков // Кукин П.П., Лапин В.Л., Пономарев Н.Л., Сердюк Н.И., Фетисов А.Г., ред. Савина Л.А. – 2-е изд. – Москва: Высшая школа, 2008. – 344 с.

[12]. Szpyrkowicz, L., Naumczyk, F. & ZilioGrandi, F. 1995 Electrochemical treatment of tannery wastewater using Ti/Pt and Ti/Pt/Ir electrodes. Water Research 29(2), 517-524

**Логинова Алла Юрьевна** – канд. хим. наук, доцент кафедры "Химия" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: kf\_mgtu\_fiz@mail.ru

**Силаева Наталья Альбертовна** – ст. преп. кафедры "Химия" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: silaeva1968@list.ru

**Шмакова Оксана Алексеевна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: alex1z2z3z@mail.ru

Е.И. Федоренко, В.В. Максимов

## **ОСОБЕННОСТИ ПОЛУЧЕНИЯ ИЗДЕЛИЙ ЭКБ ИЗ ВТОРИЧНЫХ ПОРОШКОВ МЕДИ**

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

Композиционные материалы на основе тонкодисперсных частиц в различных матрицах и сочетаниях в настоящее время являются предметом фундаментальных и прикладных исследований. В целом ряде случаев они создаются на основе цветных и благородных металлов, сырьевая база которых весьма ограничена. Поэтому вопросам расширения сырьевой базы, доступности и качеству цветных металлов, таких как медь и палладий, всегда уделялось пристальное внимание как в России, так и за рубежом.

В концепции развития металлургической промышленности одним из основных направлений развития цветной металлургии определен переход на использование более экологически чистых технологий, обеспечивающих снижение отходов вредных веществ, вовлечение в производство низкокачественных промпродуктов обогащения и повышение комплексности использования минерального сырья. Современная технология получения меди и палладия должна включать переработку выделяемых при обогащении концентратов цветных металлов различного качества наиболее экологичным методом, которому соответствует процесс гидрокарбонильного (ГК) восстановления этих металлов из растворов.

В связи с вышеизложенным, актуальной проблемой является теоретическое и технологическое обоснование эффективности, рентабельности ГК схемы переработки смешанных руд (концентратов, низкокачественных промпродуктов, отвалов и аффинажа) меди и палладия, а также оптимизация и совершенствование ГК процесса для получения высокочистых нанодисперсных порошков данных металлов с максимальным выходом и контролируемым размером частиц [1-3]. Востребованность данной работы обусловлена необходимостью поиска подходов к созданию электродов, обладающих стабильностью горения разряда, определенной устойчивостью к распылению и высокими каталитическими свойствами применительно к смесям отпаянных  $\text{CO}_2$ -лазеров. Прогресс в получении нанопорошков, обеспечивающих создание композиционных пленок и покрытий, дает основание для разработки электродов с особыми каталитическими свойствами.

Экспериментальные образцы лент из вторичных порошков меди изготавливались по способу В.А. Пономарева их формированием в прокатных валках методом холодной прокатки [4]. Сформированная медная заготовка загружалась в печь для спекания. Прокатку осуществляли на двухвалковом стане с диаметром валков 170 мм, получая медные заготовки толщиной до 1,5 мм. Последующие уплотнительная прокатка и отжиг в водородной пе-



чи позволили получать приемлемое содержание кислорода в лентах конечных размеров, за счет восстановления оксида меди, который довольно активно образуется при хранении порошков в атмосфере воздуха.

Из полученных лент методом глубокой вытяжки в пресс-формах с применением гидравлического пресса получали медные цилиндрические электроды.

Также электроды получали путем прессования и спекания заготовок из вторичных порошков меди.

Получение оксида меди  $\text{Cu}_2\text{O}$  для электродов, предназначенных для применения в малогабаритных  $\text{CO}_2$ -лазерах, осуществляли путем нагрева их на воздухе в муфельной печи. Кроме того, были изготовлены из вторичных порошков меди изделия типа втулок [5], которые после получения на их поверхностях пленок  $\text{Cu}_2\text{O}$ , армировались на цилиндрические электроды, изготовленные из Pd-Va лент. Они же были испытаны в малогабаритных  $\text{CO}_2$ -лазерах.

Экспериментальные образцы лент из вторичных порошков меди изготавливались по способу В.А. Пономарева их формированием в прокатных валках методом холодной прокатки [4]. Сформированная медная заготовка загружалась в печь для спекания. Прокатку осуществляли на двухвалковом стане с диаметром валков 170 мм, получая медные заготовки толщиной до 1,5 мм. Последующие уплотнительная прокатка и отжиг в водородной печи позволили получать приемлемое содержание кислорода в лентах конечных размеров, за счет восстановления оксида меди, который довольно активно образуется при хранении порошков в атмосфере воздуха.

Из полученных лент методом глубокой вытяжки в пресс-формах с применением гидравлического пресса получали медные цилиндрические электроды [6, 7].

**Вывод и рекомендации:** Предложены и апробированы способы получения наноструктурированных электродов из вторичных тонкодисперсных порошков меди, композиционных лент и вторично-эмиссионных катодов из шихты Pd+2%Pd<sub>5</sub>Va для миниатюрных магнетронов и  $\text{CO}_2$ -лазеров, и исследована детально их структура и элементный химический состав современными методами. Полученные изделия из гидрокарбонильных порошков, обладают комплексом физических параметров, характерных для их аналогов изготовленных из стандартных порошков, что подтверждают их всесторонние испытания в малогабаритных вакуумных СВЧ-приборах и  $\text{CO}_2$ -лазерах.

### Список литературы

[1]. Федосеев И.В., Максимов В.В. Селективное выделение меди при гидрокарбонилировании сульфатно-хлоридных растворов цветных металлов // Цветные металлы, 2010, № 12, стр. 39-40.

[2]. Федосеев И.В., Максимов В.В. Использование гидрокарбониль-

ного процесса в совершенствовании технологии производства меди // Цветные металлы, 2012, № 9, стр. 21-24.

[3]. Федосеев И.В., Максимов В.В., Логинова А.Ю. Механизм гидрокарбонильного процесса каталитического восстановления  $Cu(II) \rightarrow Cu(I)$  // Сборник научных трудов Sworld, 2012, т. 32, № 3, с. 56-61.

[4]. Пономарёв В.А., Яранцев Н.В. Порошковые композиционные материалы для изделий электронной техники / Под ред. А.П. Коржавого. М.: Изд-во МГТУ им. Н.Э. Баумана, 2014. 304 с.

[5]. Пчелинцева Н.И. Способы формирования и методы исследования плёночных и композиционных электродов для малогабаритных лазеров на углекислом газе: дис. ... канд. тех. наук. Калуга. 2012. 150 с.

[6]. Перспективные исходные материалы для получения наноструктур элементов изделий вакуумной и газоразрядной техники. Пчелинцева Н.И., Гордеев А.С., Максимов В.В., Зубков Д.В. Электромагнитные волны и электронные системы. 2016. Т. 21. № 3. С. 35-39.

[7]. Физико-технологические особенности наноструктурированных электродов для вакуумных и газоразрядных приборов. Гордеев А.С., Максимов В.В., Пчелинцева Н.И., Яранцев Н.В. Электромагнитные волны и электронные системы. 2016. Т. 21. № 8. С. 64-68.

**Федоренко Елизавета Игоревна** – студент КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: lizfed9624@yandex.ru

**Максимов Владимир Владимирович** – ст. преп. кафедры "Химия" КФ МГТУ им. Н.Э. Баумана. E-mail: maksimov\_W@mail.ru

## СОДЕРЖАНИЕ

|  |          |
|--|----------|
| <b>СЕКЦИЯ 13.</b>  |          |
| <b>ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ.....</b>  | <b>3</b> |
| <i>Чевычелов А.В.</i>  |          |
| BlueBorne – критическая Bluetooth уязвимость .....   | 4        |
| <i>Коваленко Е.А., Молчанов А.Н.</i>   |          |
| Актуальность мониторинга рабочих мест сотрудников<br>для обеспечения информационной безопасности .....                     | 6        |
| <i>Шестопалов Е.Ю.</i>   |          |
| Актуальность проблемы поиска глаз в изображении и пути<br>ее решения .....   | 10       |
| <i>Серпинская Д.С., Молчанов А.Н.</i>  |          |
| Алгоритм Camellia, как альтернатива алгоритму Rijndael (AES) .....   | 13       |
| <i>Нефедов А.А.</i>  |          |
| Анализ стеганографических контейнеров .....  | 16       |
| <i>Козина А.В., Носова Ю.С., Гришунов С.С.</i>   |          |
| Анализ эффективности реализации алгоритма шифрования RSA<br>на GPU средствами CUDA .....                                   | 19       |
| <i>Мальцев И.А.</i>  |          |
| Аннулирование сертификата ключа проверки электронной цифровой<br>подписи .....   | 24       |
| <i>Чевычелов А.В.</i>  |          |
| Ботнет Mirai .....   | 26       |
| <i>Макарова А.Ю.</i>   |          |
| Назначение и функциональные характеристики среды разработки,<br>отладки и программирования микроконтроллеров Eclipse ..... | 28       |
| <i>Шавернев В.А., Мазин А.В.</i>   |          |
| Некоторые аспекты разработки генераторов шума .....  | 31       |
| <i>Герасимова И.С.</i>   |          |
| Обзор существующих программных продуктов, тестирующих сайты<br>на предмет SQL-атак.....                                    | 37       |
| <i>Носова Ю.С., Бурмистров А.В.</i>  |          |
| Проблемы восстановления утраченных паролей .....   | 41       |
| <i>Корнеев А.А., Мазин А.В.</i>  |          |
| Устройство постановки помех в системах защиты информации .....   | 44       |
| <i>Евраскина К.А., Жарова О.Ю.</i>   |          |
| Централизованное управление учетными записями пользователей .....  | 46       |
| <i>Корнеев А.А., Мазин А.В.</i>  |          |
| Электромагнитное моделирование pin-диодных переключателей СВЧ<br>диапазона в средствах радиоэлектронной борьбы (РЭБ) ..... | 50       |

## **СЕКЦИЯ 14.**

### **ДИНАМИКА, ПРОЧНОСТЬ И НАДЕЖНОСТЬ ПОДЪЕМНО-ТРАНСПОРТНЫХ, СТРОИТЕЛЬНЫХ, ДОРОЖНЫХ МАШИН И ОБОРУДОВАНИЯ ..... 53**

*Потапов М.В.*

Альтернативные способы передвижения локомотива в случае отказа  
основного привода ..... 54

*Дмоховский А.А.*

Влияние геометрических параметров шредера на производительность  
комплекса по переработке шин ..... 57

*Корев В.В.*

Внедрение автоматических систем технического диагностирования  
в башенные краны ..... 59

*Косенко А.А., Леонтьев М.Ю.*

Восстановление гильз гидроцилиндров методом плазменного  
напыления ..... 63

*Гавриков А.В.*

Динамика статически неопределимой системы ..... 66

*Малахов К.С., Леонтьев М.Ю.*

Использование различных видов шлака в строительной сфере..... 68

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

Исследование варьируемых параметров механизма разрушения  
фрикционного болтового соединения ..... 71

*Становов В.С.*

Исследование лебедки козлового крана для замены рельсов ..... 76

*Потапкин М.С.*

Исследование нагруженности стрелового крана ..... 79

*Кузьмин А.М.*

Исследование применимости трамвайного рельса  
в подъемно-транспортном оборудовании..... 84

*Багаутдинов Э.Р.*

Моделирование работы грейферного перегружателя ..... 86

*Алдонин П.А.*

Модернизация выпровочно-подбивочно-рихтовочной машины ..... 89

*Дедов Г.Ю.*

Модернизация рамы поворотного конвейера кюветоочистительной  
машины СЗП-600 ..... 91

*Канатчиков И.С.*

Модификация выносных опор автомобильного крана ..... 94

|  |     |
|--|-----|
| <i>Глазунов Д.М.</i><br>О некоторых результатах внедрения программного комплекса<br>KISSOFT в учебный процесс .....                                    | 97  |
| <i>Логвинов А.А., Грачев Г.Ю., Заярный С.Л.</i><br>Определение остаточных напряжений в армирующих элементах<br>растянутого композитного стержня .....  | 99  |
| <i>Кабанков Е.Р., Мокин Д.Г.</i><br>Оптимизация работы крана-штабелера на складе .....   | 102 |
| <i>Донченко М.В.</i><br>Повышение эффективности использования щебнеочистительных<br>машин .....  | 105 |
| <i>Трошкин А.В.</i><br>Программный комплекс для определения ветровой нагрузки,<br>действующей на кран .....  | 107 |
| <i>Березкин К.С.</i><br>Пути модернизации выправочно-подбивочно-отделочной машины<br>ВПО-3000 .....  | 110 |
| <i>Плотников В.А.</i><br>Расчет винтовой передачи ромбовидного домкрата .....  | 112 |
| <i>Юданов Д.М.</i><br>Транспортирование роторного экскаватора за пределы рабочей зоны ....   | 116 |
| <i>Генералов Д.М.</i><br>Усовершенствование конструкции мостового крана, направленное<br>на устранение последствий перекоса подкрановых рельсов .....  | 119 |
| <i>Трухов Н.В.</i><br>Устройство для выравнивания натяжений в тяговых канатах лифта .....  | 121 |
| <b>СЕКЦИЯ 15.</b><br><b>ФИЗИКО-МАТЕМАТИЧЕСКИЕ</b><br><b>И ХИМИКО-ТЕХНОЛОГИЧЕСКИЕ ПРОБЛЕМЫ</b><br><b>ПРОЕКТИРОВАНИЯ СЛОЖНЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ.....</b> | 125 |
| <i>Артемова А.А., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i><br>Устранение импульсных помех с использованием марковской модели<br>изображения .....              | 126 |
| <i>Жидков К.А., Зорина П.А., Горбунов А.К.</i><br>Адаптивное управление единым энергетическим ресурсом .....   | 130 |
| <i>Драган М.Н., Зорина П.А., Горбунов А.К.</i><br>Адаптивный метод доступа .....   | 133 |
| <i>Зорина П.А., Горбунов А.К., Серкова А.В.</i><br>Декодирование циклических кодов .....   | 136 |
| <i>Савушкина А.В., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i><br>Исправление одиночных и обнаружение двойных ошибок .....  | 139 |

|   |     |
|---|-----|
| <i>Качалова А.В., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Коррекция и обнаружение одиночных и пакетных ошибок .....   | 143 |
| <i>Горбунов А.К., Пеников А.А.</i>  |     |
| Методы реализации процедуры циклического кодирования программными средствами .....                                    | 146 |
| <i>Зорина П.А., Горбунов А.К., Родичева А.А.</i>  |     |
| Многопороговое декодирование в каскадных схемах .....   | 149 |
| <i>Федоров В.К., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Низкоскоростное кодирование сигналов .....  | 152 |
| <i>Бегимкулов А.Б., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i>  |     |
| О методах определения весовых коэффициентов для дискретного сложения сигналов, принятых по параллельным каналам ..... | 155 |
| <i>Сарычева Ю.Ю., Горбунов А.К.</i>   |     |
| О числе проверочных символов абелевых кодов .....   | 158 |
| <i>Горбунов А.К., Гуреева Ю.А.</i>  |     |
| Об одной конструкции блочно-сверточных каскадных кодов .....  | 160 |
| <i>Гайдукова М.О., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Оценка длительности разрешения конфликта в канале множественного доступа с задержкой .....                            | 163 |
| <i>Шошин Н.О., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Оценка эффективности управления избыточностью сигналов в нестационарных каналах .....                                 | 165 |
| <i>Иванов С.Ю., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Параллельное линейное кодирование .....   | 168 |
| <i>Бандурина Е.М., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Передача информации коллективом радиолиний .....  | 171 |
| <i>Панина В.С., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Передача информации по двум параллельным каналам связи .....  | 174 |
| <i>Боброва А.А., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Повышение надежности информационного обмена .....   | 176 |
| <i>Архипов А.Э., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Повышение помехоустойчивости систем множественного доступа .....  | 180 |
| <i>Наумова А.Ю., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Помехоустойчивое кодирование .....  | 182 |
| <i>Горбунов А.К., Гомола Е.А.</i>   |     |
| Пропускная способность канала со случайным параметром .....   | 185 |
| <i>Воробьева М.В., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Пропускная способность каналов без памяти .....   | 187 |
| <i>Гаранин Н.А., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Расчет вероятностей потерь в приоритетных сетях связи .....   | 191 |

|  |     |
|--|-----|
| <i>Мирошкина И.И., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Свойства q-ичных кодов .....   | 196 |
| <i>Липатова С.Е., Чухраева А.И., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Система со случайным доступом .....  | 199 |
| <i>Галоян О.Т., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Случайный доступ к каналу связи .....  | 203 |
| <i>Горбунов А.К., Неклюдова И.В.</i>   |     |
| Случайный множественный доступ с помощью рандомизированных<br>и нерандомизированных алгоритмов ..... | 205 |
| <i>Кузина А.В., Размахов И.В., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Списочное декодирование БЧХ-кодов .....  | 209 |
| <i>Тронов К.А., Горбунов А.К.</i>  |     |
| Сравнение информационных скоростей достаточной<br>и асимптотически достаточной статистик .....       | 212 |
| <i>Чулин К.В., Горбунов А.К.</i>   |     |
| Шенноновская емкость циклических графов .....  | 215 |
| <b>СЕКЦИЯ 16.</b>  |     |
| <b>ХИМИЯ И ТЕХНОЛОГИЯ</b> .....  | 218 |
| <i>Бочарова К.В., Кусачева С.А.</i>  |     |
| Биокоррозия и способы её предотвращения .....  | 219 |
| <i>Зубков Д.В., Гордеев А.С., Кусачева С.А.</i>  |     |
| Гидрокарбонильный метод получения нанесённых палладиевых<br>катализаторов .....                      | 222 |
| <i>Логинова А.Ю., Силаева Н.А., Шмакова О.А.</i>   |     |
| Обзор окислительных физико-химических методов очистки сточных<br>вод от аммонийного азота .....      | 227 |
| <i>Федоренко Е.И., Максимов В.В.</i>   |     |
| Особенности получения изделий ЭКБ из вторичных порошков меди .....                                   | 232 |
| <b>СОДЕРЖАНИЕ</b> .....  | 235 |

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

**Материалы  
Региональной 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 17.04.2018.  
Формат 60x90/16. Печать офсетная. Бумага офсетная. Гарнитура «Таймс».  
Печ. л. 15. Усл. п. л. 13,95. Заказ № 31

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