

№ 1 (87) январь-февраль 2015

Издается с 2002 года. Выходит 6 раз в год

Учредитель – федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение  
высшего профессионального образования

«Государственный университет —  
учебно-научно-производственный комплекс» (Госуниверситет – УНПК)

### *Редакционный совет*

Голенков В.А., председатель  
Радченко С.Ю., заместитель председателя  
Борзенков М.И., секретарь

Астафичев П.А., Иванова Т.Н., Киричек А.В.,  
Колчунов В.И., Константинов И.С.,  
Новиков А.Н., Попова Л.В., Степанов Ю.С.

### *Главный редактор*

Константинов И.С.

### *Редколлегия*

Архипов О.П. (Орел, Россия)  
Аверченков В.И. (Брянск, Россия)  
Еременко В.Т. (Орел, Россия)  
Иванников А.Д. (Москва, Россия)  
Коськин А.В. (Орел, Россия)  
Подмастерьев К.В. (Орел, Россия)  
Поляков А.А. (Москва, Россия)  
Савина О.А. (Орел, Россия)  
Раков В.И. (Орел, Россия)

*Сдано в набор 15.12.2014 г.*

*Подписано в печать 26.12.2014 г.*

*Формат 60x88 1/8.*

*Усл. печ. л. 7,5. Тираж 300 экз.*

*Заказ № 01/15П1*

*Отпечатано с готового оригинал-макета  
на полиграфической базе  
ФГБОУ ВПО «Госуниверситет - УНПК»  
302030, г. Орел, ул. Московская, 65*

*Подписной индекс 15998  
по объединенному каталогу*

**«Пресса России»**

**Материалы статей печатаются в авторской редакции.**

**Право использования произведений предоставлено  
авторами на основании п. 2 ст. 1286 Четвертой части  
ГК РФ.**

Журнал входит в **Перечень ведущих рецензируемых  
научных журналов и изданий**, определенных ВАК для  
публикации трудов на соискание ученых степеней  
кандидатов и докторов наук.

### **Рубрики номера**

1. Математическое и компьютерное моделирование.....5-37
2. Информационные технологии в социально-экономических и организационно-технических системах .....38-58
3. Автоматизация и управление технологическими процессами и производствами.....59-73
4. Математическое и программное обеспечение вычислительной техники и автоматизированных систем.....74-100
5. Телекоммуникационные системы и компьютерные сети.....101-124
6. Информационная безопасность и защита информации.....125-139

### *Редакция*

*О.И. Константинова  
К.Д. Оболенская  
А.А. Митин*

### *Адрес учредителя журнала*

*302020, г. Орел, Наугорское шоссе, 29  
(4862) 42-00-24; www.gu-unpk.ru;  
E-mail: unpk@ostu.ru*

### *Адрес редакции*

*302020, г. Орел, Наугорское шоссе, 40  
(4862) 43-40-39; www.gu-unpk.ru;  
E-mail: isit@ostu.ru*

*Зарег. в Федеральной службе по надзору в сфере  
связи, информационных технологий  
и массовых коммуникаций.*

*Св-во о регистрации средства массовой  
информации ПИ № ФС77-47350 от 03.11.2011 г.*

№ 1 (87) January-February 2015

The journal is published since 2002, leaves six times a year

The founder – State University – Education-Science-Production Complex

*Editorial council*

Golenkov V.A., president  
Radchenko S.Y., vice-president  
Borzenkov M.I., secretary

Astafichev P.A., Ivanova T.N., Kirichek A.V.,  
Kolchunov V.I., Konstantinov I.S.,  
Novikov A.N., Popova L.V., Stepanov Y.S.

*Editor-in-chief*

Konstantinov I.S.

*Editorial board*

Arhipov O.P. (Orel, Russia)  
Averchenkov V.I. (Bryansk, Russia)  
Eremenko V.T. (Orel, Russia)  
Ivannikov A.D. (Moscow, Russia)  
Koskin A.V. (Orel, Russia)  
Podmasteriev K.V. (Orel, Russia)  
Polyakov A.A. (Moscow, Russia)  
Savina O.A. (Orel, Russia)  
Rakov V.I. (Orel, Russia)

*It is sent to the printer's on 15.12.2014,  
26.12.2014 is put to bed  
Format 60x88 1/8.*

*Convent. printer's sheets 7,5. Circulation 300 copies  
The order № 01/15П1*

*It is printed from a ready dummy layout  
on polygraphic base of State University – ESPC  
302030, Orel, Moskovskaya street, 65*

*Index on the catalogue  
«Pressa Rossii» 15998*

Journal is included into the list of the Higher Attestation Commission for publishing the results of theses for competition the academic degrees.

In this number

1. Mathematical and computer simulation....5-37
2. Information technologies in social an economic and organizational-technical systems.....38-58
3. Automation and control of technological processes and manufactures.....59-73
4. Software of the computer facilities and the automated systems.....74-100
5. Telecommunication systems and computer networks.....101-124
6. Information and data security.....125-139

*The editors*

Konstantinova O.I.  
Obolenskaya K.D.  
Mitin A.A.

*The address of the founder of journal*

302020, Orel, Highway Naugorskoe, 29  
(4862) 42-00-24; www.gu-unpk.ru;  
E-mail: unpk@ostu.ru

*The address of the editorial office*

302020, Orel, Highway Naugorskoe, 40  
(4862) 43-40-39; www.gu-unpk.ru;  
E-mail: isit@ostu.ru

*Journal is registered in Federal Service for Supervision in the Sphere of Telecom, Information Technologies and Mass Communications.*

*The certificate of registration  
ПН № ФС77-47350 from 03.11.2011.*

## **СОДЕРЖАНИЕ**

### **МАТЕМАТИЧЕСКОЕ И КОМПЬЮТЕРНОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ**

*А.Ф. АНТИПИН*

Особенности настройки взаимосвязей и составления системы продукционных правил в интервально-логическом регуляторе.....5-13

*К.А. БАТЕНКОВ, В.В. ГУСЕВ, О.Н. КАТКОВ, Н.И. МЯСИН*

Аналитическое моделирование преобразований сигналов в дискретном канале связи с позиции теории статистической связи.....14-21

*Н.В. ГОРБУНОВ, А.С. КАМЕНЕВ*

Математические аспекты использования корректирующих свойств СОК-кода для организации помехозащищенного канала передачи данных в установках физического эксперимента.....22-27

*Е.А. МАШКОВ*

Типы и свойства алгоритмов решения задачи кругового движения вязкой несжимаемой жидкости.....28-37

### **ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ В СОЦИАЛЬНО-ЭКОНОМИЧЕСКИХ И ОРГАНИЗАЦИОННО-ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМАХ**

*А.В. КОСЬКИН, А.Ю. УЖАРИНСКИЙ*

Механизмы доступа к данным на основе единой интегрирующей схемы данных.....38-48

*Р.А. ЛУНЁВ, А.А. СТЫЧУК, А.А. МИТИН*

Требования к составу функций веб-сервиса оказания электронных услуг населению.....49-58

### **АВТОМАТИЗАЦИЯ И УПРАВЛЕНИЕ ТЕХНОЛОГИЧЕСКИМИ ПРОЦЕССАМИ И ПРОИЗВОДСТВАМИ**

*М.С. ГРИГОРОВ, А.А. НЕВРОВ, О.О. БАСОВ*

Распознавание контактных площадок кристаллов интегральных микросхем на рентгеновских изображениях.....59-65

*С.В. ЕРЕМЕНКО*

Моделирование сбора и обработки вертикально интегрированных данных реального времени в корпоративном портале распределенного предприятия с непрерывным технологическим циклом.....66-73

### **МАТЕМАТИЧЕСКОЕ И ПРОГРАММНОЕ ОБЕСПЕЧЕНИЕ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ ТЕХНИКИ И АВТОМАТИЗИРОВАННЫХ СИСТЕМ**

*Н.И. КОРСУНОВ, Е.В. ЧУЕВ, А.И. ЧУЕВА*

Обнаружение и контроль ошибок при выполнении микропрограмм умножения и деления.....74-78

*И.Ю. ЛЫСАНОВ, А.Н. ОРЕШИН*

Идентификация кадра-вставки в мультимедийном потоке на основе сравнения коэффициентов полиномов, аппроксимируемых гистограмм изображений кадров с динамическим порогом принятия решения.....79-87

*О.В. МЕЛЬНИК*

Метод анализа неопределенности данных испытаний реализации программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем.....88-93

*Ю.Д. РЯЗАНОВ*

Уменьшение количества компонент детерминированной синтаксической диаграммы на основе сильной эквивалентности.....94-100

### **ТЕЛЕКОММУНИКАЦИОННЫЕ СИСТЕМЫ И КОМПЬЮТЕРНЫЕ СЕТИ**

*О.М. БОРИСОВ, Р.А. БЕЛЕВСКИЙ*

Анализ технологий виртуализации АСУ территориально распределенного предприятия (ТРП).....101-107

*Н.А. ОРЕШИН, В.С. ШУМИЛИН, О.В. ДЕДУШКИН*

Методика формирования сигнала с двумерными отсчетами на основе цифровой обработки сигналов.....108-113

*В.А. ШПЕНСТ, А.Н. СЕКРЕТЕВ*

Разработка метода маршрутизации для беспроводных децентрализованных сетей с целью снижения загруженности основных каналов передачи трафика.....114-124

### **ИНФОРМАЦИОННАЯ БЕЗОПАСНОСТЬ И ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ**

*В.С. АТКИНА, А.Е. ВОРОБЬЕВ*

Подход к оценке рисков нарушения информационной безопасности с использованием иерархического подхода к ранжированию ресурсов предприятия.....125-131

*Е.А. ЖИДКО*

Научно-обоснованный подход к классификации угроз информационной безопасности.....132-139

**CONTENT**  
**MATHEMATICAL AND COMPUTER SIMULATION**

<i>ANTIPIN A.F.</i> Features of the setup of interlinkages and the creation of the system of condition-action rules in interval-logic controller.....	5-13
<i>BATENKOV K.A., GUSEV V.V., KATKOV O.N., MYaSIN N.I.</i> Approaches to continuous channel discrete mapping optimal task solution on basis of generalized penalty function.....	14-21
<i>GORBUNOV N.V., KAMENEV A.S.</i> Mathematical aspects of usage correcting RNS-code for noise-free digital channel on facility of physics experiment.....	22-27
<i>MAShKOV E.A.</i> Types and properties of the algorithms for solving the problem of the viscous incompressible fluid circular motion modeling.....	28-37

**INFORMATION TECHNOLOGIES IN SOCIAL AND ECONOMIC  
AND ORGANIZATIONAL-TECHNICAL SYSTEMS**

<i>KOS'KIN A.V., UZhARINSKIY A.Yu.</i> Data access mechanism based on a single integrating circuit data.....	38-48
<i>LUNYoV R.A., STY'ChUK A.A., MITIN A.A.</i> Requirements to structure of functions of web service of rendering electronic services to the population.....	49-58

**AUTOMATION AND CONTROL OF TECHNOLOGICAL PROCESSES AND MANUFACTURES**

<i>GRIGOROV M.S., NEVROV A.A., BASOV O.O.</i> Pad recognition of integrated circuit crystals on x-ray images.....	59-65
<i>ERYoMENKO S.V.</i> Modeling acquisition and processing vertically integrated real-time data in the corporate portal to distributed enterprises with continuous technological cycle.....	66-73

**SOFTWARE OF THE COMPUTER FACILITIES AND THE AUTOMATED SYSTEMS**

<i>KORSUNOV N.I., ChUEV E.V., ChUEVA A.I.</i> Detection and control error firmware progress multiplication and division.....	74-78
<i>LY'SANOV I.Yu., ORESHIN A.N.</i> Insert frame in multimedia stream identification based on the comparison of polynomials coefficients, approximated histogram images and dynamic decision threshold.....	79-87
<i>MEL'NIK O.V.</i> The method of uncertainty analysis test data implementing software module information-measuring and control systems.....	88-93
<i>RYAZANOV Yu.D.</i> Minimizing the number of components deterministic syntax diagram based strong equivalence.....	94-100

**TELECOMMUNICATION SYSTEMS AND COMPUTER NETWORKS**

<i>BORISOV O.M., BELEVSKIY R.A.</i> Virtualization technology's review of industrial control system of territorial distributed enterprise.....	101-107
<i>ORESIN N.A., ShUMILIN V.S., DEDUSHIN O.V.</i> Method of signal with two-dimensional frame of reference based on digital signal processing.....	108-113
<i>ShPENST V.A., SEKRETEV A.N.</i> Development of a routing method for decentralized wireless networks with the goal of reducing congestion on major transmission channels of traffic.....	114-124

**INFORMATION AND DATA SECURITY**

<i>ATKINA V.S., VOROBYoV A.E.</i> Approach to information security risk assessment based on a hierarchical approach to enterprise resource ranking.....	125-131
<i>ZhIDKO E.A.</i> Evidence-based approach to the classification of threats information security.....	132-139

УДК 681.5:004.4

А.Ф. АНТИПИН

## ОСОБЕННОСТИ НАСТРОЙКИ ВЗАИМОСВЯЗЕЙ И СОСТАВЛЕНИЯ СИСТЕМЫ ПРОДУКЦИОННЫХ ПРАВИЛ В ИНТЕРВАЛЬНО-ЛОГИЧЕСКОМ РЕГУЛЯТОРЕ

*В статье рассматриваются особенности настройки взаимосвязей и составления системы продукционных правил в многомерном нечетком интервально-логическом регуляторе, что дает возможность осуществить гибкую настройку, упростить анализ, тестирование и отладку программного кода.*

**Ключевые слова:** многомерный интервально-логический регулятор; система продукционных правил; настройка взаимосвязей; система автоматизированной разработки.

### ВВЕДЕНИЕ

Одной из проблем, возникающих при разработке и внедрении автоматизированных систем управления (АСУ) технологическими процессами, является тестирование и отладка программного кода SCADA-систем, промышленных контроллеров и прочих электронных устройств, входящих в состав АСУ. Данный процесс зачастую является наименее продолжительным, что напрямую связано с желанием заказчиков и/или конечных потребителей АСУ сэкономить небольшую сумму денежных средств на пуско-наладочных работах, но в то же время и наиболее важным, т.к. в этот момент производится окончательное устранение ошибок в программах АСУ, возникших в процессе их написания. Кроме того, некоторые заказчики стремятся сэкономить и на обучении своего технического персонала в надежде на его самообучение в период гарантийного срока работы АСУ. Всё, что умеют делать инженеры на начальном этапе эксплуатации нововведенных систем, зачастую ограничивается перезагрузкой программ SCADA-систем и контроллеров, а также их повторной прошивкой.

Но и это далеко не все. Так, некоторые разработчики встраивают в свои программы защиту от копирования, просмотра и изменения, что не дает возможности техническому персоналу, обслуживающему АСУ на местах, разобраться в хитросплетениях алгоритмов и блокировках. Подобная возможность есть в целом ряде известных и широко применяемых в России систем разработки.

Таким образом, программное обеспечение АСУ должно быть полностью отлажено и не содержать ошибок в момент ввода АСУ в эксплуатацию, что делает актуальным создание новых методов, способов, алгоритмов и пр., позволяющих выполнять анализ программного кода составных частей АСУ на этапе их разработки.

В статье [1] приведен способ использования концепции построения и методов многомерного нечеткого интервально-логического регулятора (МИЛР), разработанного автором, в качестве базовых правил в процессе анализа программ АСУ. Вот их краткое описание:

1) ограничить диапазоны значений используемых переменных только теми значениями, которые они могут принимать в процессе работы программы, чтобы исключить инициализацию переменных значениями, лежащими вне их рабочих диапазонов;

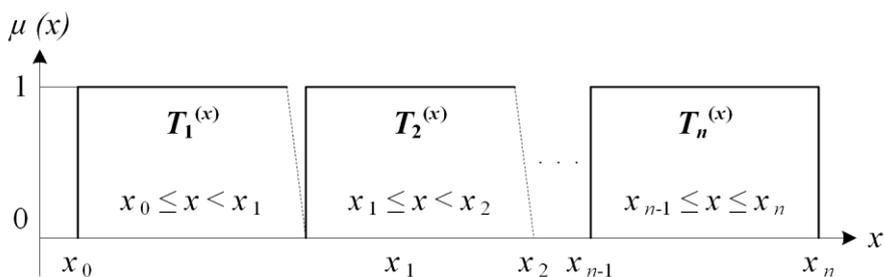
2) определить интервалы (термы) внутри рабочих диапазонов значений используемых переменных, при попадании в которые производится отработка какого-либо продукционного

правила. Эти интервалы могут быть единичными, что позволяет отмечать внутри диапазонов переменных некоторые пороговые значения;

3) составить таблицу взаимосвязей между всеми переменными для того, чтобы снизить количество продукционных правил;

4) разработать систему продукционных правил (СПП) для переменных, значения которых формируются в результате вычислений логических функций, аргументами которых служат взаимосвязанные переменные. При этом требуется разбивать сложные составные правила на ряд простых.

Наиболее распространенный способ интерпретации непрерывной физической величины  $x$  эквивалентной совокупностью термов  $T$  в МИЛР представлен на рис. 1, где изображена универсальная числовая ось переменной  $x$  с расположенными на ней термами  $T_1^{(x)} - T_n^{(x)}$  внутри рабочего диапазона  $[x_0; x_n]$ .



**Рисунок 1 – Способ интерпретации непрерывной физической величины  $x$  в виде совокупности термов  $T$**

Анализ СПП можно выполнить, используя специализированное программное обеспечение, например, систему автоматизированной разработки многомерных логических регуляторов (авторы: А.Ф. Антипин, А.И. Каяшев, Е.А. Муравьева; свидетельство Роспатента о государственной регистрации программы для ЭВМ № 2009614305). Внедрение предложенного способа чревато рядом сложностей, особенно характерных для крупных АСУ, программный код которых в совокупности включает в себя десятки тысяч строк. Наибольшую сложность на практике представляют последние два пункта.

Проблемы реализации систем управления на базе нечеткой логики рассматриваются в работах Заде, Мамдани и Сугено, предложивших алгоритмы работы нечетких регуляторов [2, 3], В.В. Круглова и А.А. Ускова [3, 4], Б.Г. Ильясова [5], А.И. Каяшева и Е.А. Муравьевой [6] и др., однако влияние взаимосвязей на СПП не нашло в них должного отражения.

Таким образом, актуальной научной задачей является разработка методики (процесса) настройки взаимосвязей и составления СПП в МИЛР, которая при практическом применении позволит снизить суммарное число ошибок и повысить эффективность АСУ на их основе.

Чтобы подробно описать разработанную автором методику (процесс) настройки взаимосвязей между входными и выходными переменными МИЛР и составления СПП для взаимосвязанных переменных, необходимо начать с концепции построения МИЛР.

### **БЛОК-СХЕМА И КОНЦЕПЦИЯ ПОСТРОЕНИЯ МИЛР**

МИЛР [1, 6] является развитием нечетких регуляторов, отличительной особенностью которого является отказ от пошаговой обработки СПП в блоке логического вывода (БЛВ). В каждом цикле работы МИЛР в процессе сканирования значений или интервализации непрерывных физических величин формируется идентификационный (ID) номер продукционного правила, который служит для определения комбинации значений

управляющих воздействий в текущий момент времени  $t$ . В МИЛР отсутствуют процессы фаззификации или дефаззификации как таковые, что связано с их структурными особенностями и спецификой работы. Взамен введены понятия интервализации и деинтервализации [7]. Интервализация – процесс определения принадлежности значения непрерывной величины тому или иному интервалу, входящему в диапазон значений данной величины. Деинтервализация – это процесс, обратный интервализации, т.е. выделение требуемого значения непрерывной величины из интервала, входящего в ее диапазон значений. Интервализаторы и деинтервализаторы МИЛР представляют собой функциональные блоки, реализующие процессы интервализации и деинтервализации соответственно.

На рисунке 2 представлена упрощенная блок-схема МИЛР, где  $x_1, \dots, x_n$  и  $y_1, \dots, y_m$  – входные и выходные переменные МИЛР соответственно;  $z_1, \dots, z_k$  – выходные переменные МИЛР с обратной связью на уровне термов;  $I_1, \dots, I_n$  – интервализаторы входных переменных  $x_1, \dots, x_n$  МИЛР;  $D_1^{(y)}, \dots, D_m^{(y)}$  и  $D_1^{(z)}, \dots, D_k^{(z)}$  – деинтервализаторы выходных переменных  $y_1, \dots, y_m$  и  $z_1, \dots, z_k$  МИЛР соответственно; БИ и БД – блоки интервализации и деинтервализации, состоящие из интервализаторов  $I_1, \dots, I_n$  и деинтервализаторов  $D_1^{(y)}, \dots, D_m^{(y)}$  и  $D_1^{(z)}, \dots, D_k^{(z)}$  МИЛР соответственно;  $T^{(x_1)}, \dots, T^{(x_n)}$  – порядковые номера термов, значения которых равны логической единице, входных переменных  $x_1, \dots, x_n$  МИЛР в момент  $t$ ;  $T^{(y_1)}, \dots, T^{(y_m)}$  и  $T^{(z_1)}, \dots, T^{(z_k)}$  – порядковые номера термов, значения которых равны логической единице, выходных переменных  $y_1, \dots, y_m$  и  $z_1, \dots, z_k$  соответственно МИЛР в момент  $t$ ; БПИ – блок предварительной интервализации переменных МИЛР; БПр – блок предсказания термов переменных МИЛР.

Блоки БПИ и БПр представляют собой подключаемые в любой момент опции МИЛР и их использование необязательно.

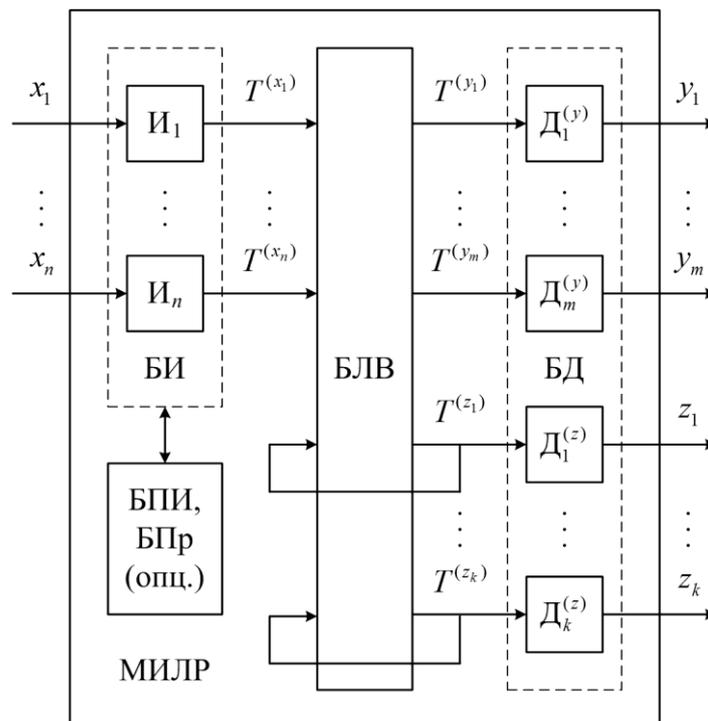


Рисунок 2 – Упрощенная блок-схема МИЛР

Основные положения концепции построения МИЛР [6, 7]:

1) текущее и заданное значения непрерывных физических величин сравниваются единожды – в условной части системы интервализаторов, т.е. в блоке БИ, в процессе интерпретации числовых величин эквивалентными совокупностями термов;

2) для повышения быстродействия процедуры интервализации непрерывных физических величин ее следует прервать после определения терма, значение которого равно логической единице;

3) в любой момент времени  $t$  существует один и только один терм  $T$  в совокупности термов, определяющих непрерывную величину, значение которой равно логической единице. Значения остальных термов в указанной совокупности в момент  $t$  равны логическому нулю. Это положение следует из факта, что любая непрерывная величина в каждый момент  $t$  может иметь одно и только одно четкое значение;

4) в любой момент  $t$  система продукционных правил, относящаяся к конкретной регулируемой величине, содержит одно и только одно правило, антецедент которого равен логической единице. В связи с этим в каждом цикле сканирования достаточно определить только истинное правило, а не обрабатывать систему правил целиком, что может быть достигнуто в результате введения соответствующего механизма.

Таким образом, основным критерием правильности разработанной структуры МИЛР является отсутствие повторяющихся, противоречащих и дополняющих друг друга продукционных правил, а также неиспользуемых термов.

### ОСОБЕННОСТИ НАСТРОЙКИ ВЗАИМОСВЯЗЕЙ В МИЛР

Настройка взаимосвязей между входными и выходными переменными МИЛР необходимы прежде всего для того, чтобы снизить количество продукционных правил и тем самым упростить программный код и как следствие его анализ.

По умолчанию все входные и выходные переменные МИЛР взаимосвязаны, как показано на рисунке 3 (а).

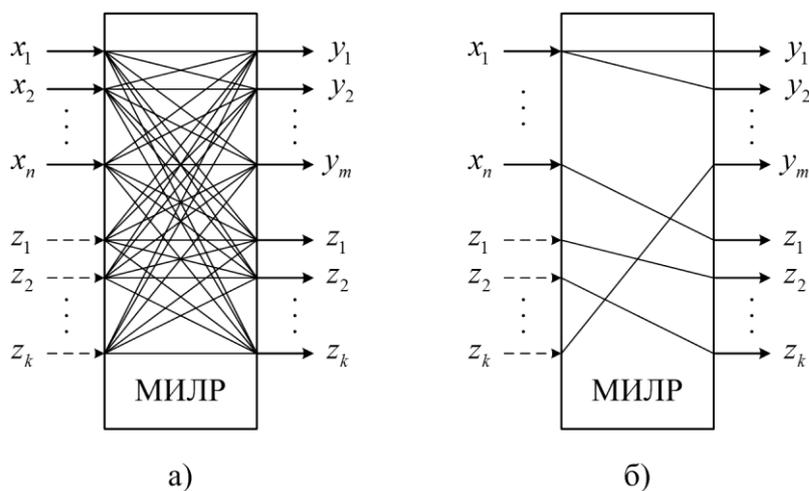


Рисунок 3 – Примеры взаимосвязей переменных в МИЛР

Максимальное количество комбинаций термов входных переменных МИЛР, или продукционных правил  $R_{\max}$ , можно вычислить по формуле:

$$R_{\max} = \prod_{i=1}^n K(x_i) \cdot \prod_{j=1}^k K(z_j),$$

где  $K(x_1), K(x_2), \dots, K(x_n)$  и  $K(z_1), K(z_2), \dots, K(z_k)$  – количество термов переменных  $x_1, x_2, \dots, x_n$  и  $z_1, z_2, \dots, z_k$  соответственно, анализируемых в antecedentesх продукционных правил МИЛР.

Если рассматривать каждый входной терм по отдельности, т.е. без учета комбинаций, то выражение для расчета  $R_{\max}$ , в данном случае  $R_{\min}$ , примет вид:

$$R_{\min} = \sum_{i=1}^n K(x_i) + \sum_{j=1}^k K(z_j).$$

Данный вид связности характерен для систем, где значения выходных переменных зависят от значений одной и только одной входной переменной, как на рисунке 3 (б).

В этом случае количество входных переменных должно не превышать количество выходных переменных МИЛР, в то время как для реальных АСУ данное правило неприменимо.

В подавляющем большинстве случаев на практике будет использоваться промежуточный или смешанный вариант расстановки связей.

Процент снижения предельного числа комбинаций термов входных переменных или продукционных правил МИЛР  $\Delta R$  в результате настройки взаимосвязей будет лежать в диапазоне  $[0; \Delta R_{\max}]$ , где  $\Delta R_{\max}$  может быть рассчитан согласно выражению:

$$\Delta R_{\max} = \frac{R_{\max} - R_{\min}}{R_{\max}} \cdot 100\% = \left( 1 - \frac{\sum_{i=1}^n K(x_i) + \sum_{j=1}^k K(z_j)}{\prod_{i=1}^n K(x_i) \cdot \prod_{j=1}^k K(z_j)} \right) \cdot 100\%.$$

Таким образом, количество взаимосвязей входных и выходных переменных напрямую влияет на производительность МИЛР и сложность АСУ в целом.

Из вышесказанного следует ряд особенностей и правил, характерных для МИЛР с взаимосвязанными переменными:

1) на суммарное число продукционных правил  $R$  СПП существенно влияет количество связей с каждой из выходных переменных МИЛР, в то время как количество связей с каждой из входных переменных МИЛР, напротив, не влияет на суммарное число правил СПП;

2) если в МИЛР имеется хотя бы одна выходная переменная, связанная со всеми входными переменными, то  $R = R_{\max}$ ;

3) если в МИЛР не существует ни одной выходной переменной, связанной с более чем с одной входной переменной, то  $R = R_{\min}$ ;

4) если какая-либо входная переменная МИЛР не имеет связей, то ее не следует учитывать при расчете  $R$ , а также выходные переменные МИЛР, имеющие связи с одинаковым набором входных переменных и какую-либо другую выходную переменную. Например, для схемы, приведенной на рисунке 3 (а), при расчете  $R$  нужно учитывать термы входных переменных МИЛР, связанных с какой-либо одной выходной переменной.

Таким образом, при условии выполнения этих правил выражение для расчета  $R$  будет иметь вид:

$$R = \sum_{i=1}^{m+k-m'-k'} \left( \prod_{j=1}^n K(x_j^{(i)}) \prod_{l=1}^k K(z_l^{(i)}) \right),$$

где  $m'$  и  $k'$  – количество выходных переменных  $y$  и  $z$  МИЛР соответственно, линии связей которых аналогичны линиям связей каких-либо других выходных переменных; верхний индекс  $i$  означает привязку  $j$  или  $l$  входной переменной к  $i$  выходной переменной МИЛР.

Взаимосвязи переменных МИЛР удобно представлять в виде таблицы (рис. 4 (а)), где единицей или штрихом отмечается связь между переменными, а нулем – отсутствие связи.

Вместо обозначений переменных МИЛР в шапке таблицы можно подставить количество их термов для улучшения наглядности, как на рисунке 4 (б). I, O – сокр. от input, output, т.е. входные и выходные переменные.

Кроме того, настройка взаимосвязей между всеми переменными МИЛР позволяет выявить недопустимые правила, т.е. правила, которых не должно быть в СПП БЛВ. Рассмотрим следующий пример. Пусть  $A$  – входная, а  $B$  и  $C$  – выходные переменные МИЛР, между переменными  $A$  и  $B$  установлена взаимосвязь. Тогда продукционное правило (в синтаксисе языка программирования Pascal):

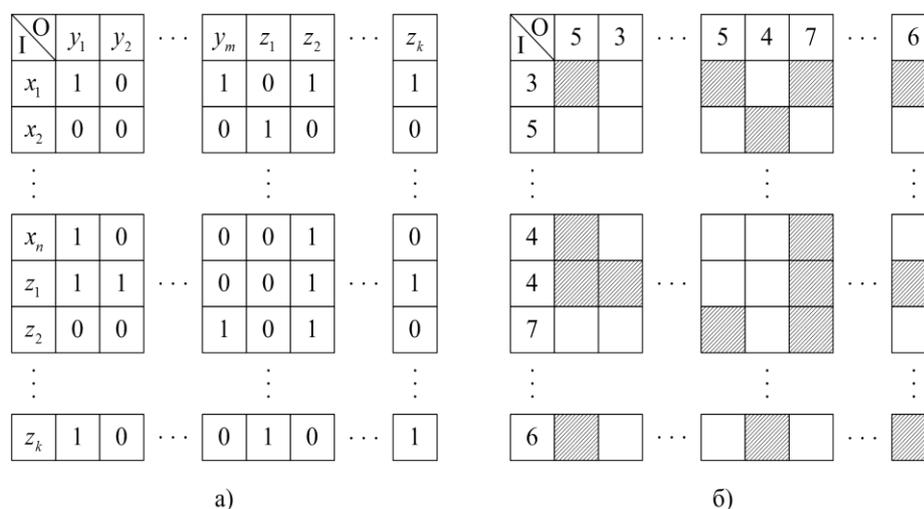
IF A = 5 THEN B := 10

является допустимым, а правило:

IF A = 5 THEN C := 10

напротив, является недопустимым.

В процессе анализа СПП все недопустимые правила должны быть полностью удалены из МИЛР.



**Рисунок 4 – Примеры таблиц взаимосвязей переменных МИЛР**

### ОСОБЕННОСТИ СОСТАВЛЕНИЯ СПП В БЛВ МИЛР

СПП с учетом настройки взаимосвязей переменных МИЛР можно задать следующими способами:

а) для конкретной переменной МИЛР. При этом:

– если выбранная переменная является входной, то ввод правил в СПП может производиться с использованием типа связи «один ко многим», т.е. для каждого терма данной переменной необходимо задать комбинацию термов связанных с ней выходных переменных, как на рисунке 5 (а), где цифры обозначают термы выходных переменных  $y_1, y_2, \dots, y_m$ ;  $i$  – порядковый номер выбранной входной переменной  $x_1, x_2, \dots, x_n$ ;  $T_1, T_2, \dots, T_k$  – ее термы. Так, если в текущий момент времени  $t$  у переменной  $x_i$  терм  $T_2$  будет иметь значение, равное логической единице, а остальные термы – значение, равное логическому нулю, то для терма  $T_1$  переменной  $y_1, T_2$  переменной  $y_2, \dots, T_1$  переменной  $y_m$  необходимо установить значения, равные логической единице, а остальным термам перечисленных выходных переменных – значения, равные логическому нулю;

– если выбранная переменная является выходной, то ввод правил в СПП может производиться с использованием типа связи «многие к одному», т.е. для каждого терма данной переменной необходимо задать комбинацию термов связанных с ней входных переменных, как на рисунке 5 (б), где цифры обозначают термы входных переменных  $x_1, x_2,$

...,  $x_n$ ;  $j$  – порядковый номер выбранной выходной переменной  $y_1, y_2, \dots, y_m$ ;  $T_1, T_2, \dots, T_K$  – ее термы.

б) для МИЛР в целом. В этом случае ввод правил в СПП будет производиться без учета взаимосвязей переменных МИЛР с использованием типа связи «многие ко многим», как на рисунке 3 (а), т.е. для каждой комбинации термов входных переменных необходимо указать комбинацию термов выходных переменных МИЛР.

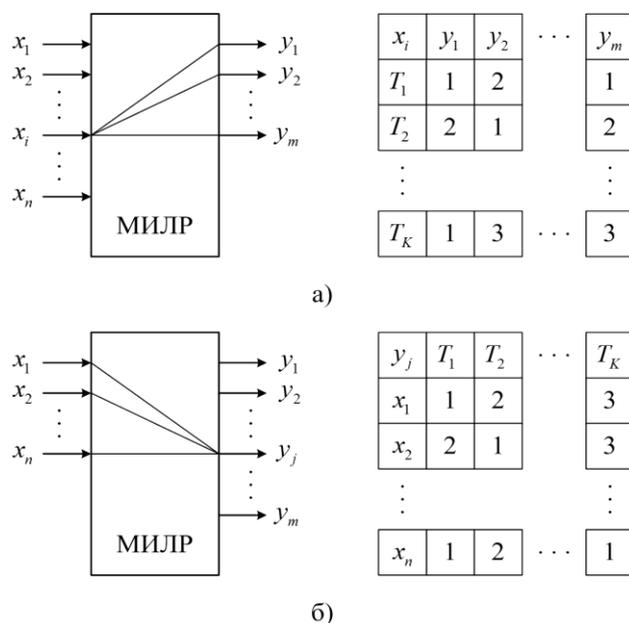


Рисунок 5 – Схемы типов взаимосвязей переменных МИЛР

Задание и анализ СПП можно выполнить, используя соответствующую программу системы автоматизированной разработки МИЛР, скриншот которой для типа связи «многие ко многим» приведен на рисунке 6, и благодаря которой можно выявить смысловые ошибки в коде [7, 8], после чего их можно и нужно устранить.

Для создания и редактирования СПП МИЛР автором разработан специализированный графический язык программирования STEP-GRAPH, основанный на системе интерваллизаторов и деинтерваллизаторов МИЛР. При редактировании СПП в редактор продукционных правил добавляются отрезки универсальной числовой оси входных переменных МИЛР, которые поделены на области или термы, закрашенные красным цветом. При этом в редактор управляющих воздействий будут добавлены отрезки универсальной числовой оси выходных переменных МИЛР. Логические (булевы) переменные МИЛР при этом будут представлены в виде отрезков, разбитых на две области, которые соответствуют состояниям «0» и «1».

Принцип работы со STEP-GRAPH основан на создании продукционных правил путем выделения необходимых областей (термов) переменных. Для этого необходимо кликнуть левой кнопкой мыши по требуемой области отрезка на универсальной числовой оси. Выделенные области (термы) будут автоматически окрашены в зелёный цвет.

Согласно основным положениям концепции построения МИЛР, у каждой переменной может быть отмечен только один терм.

Язык STEP-GRAPH автоматически преобразовывает графическое представление СПП в программный код.

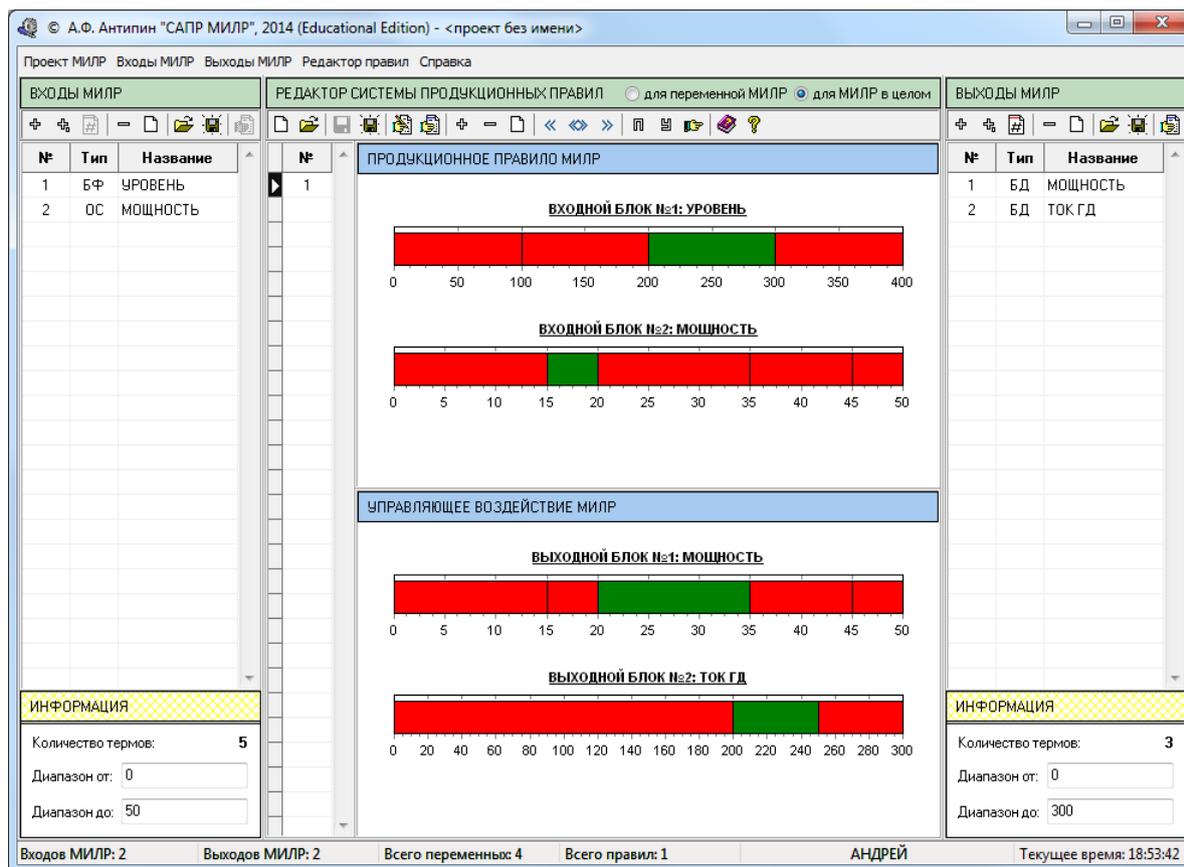


Рисунок 6 – Скриншот системы для разработки и анализа программ МИЛР

## ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Предлагаемый автором набор правил для использования в процессе анализа программ АСУ на этапе их создания и разработки не отменяет известные и широко применяемые методы верификации, а всего лишь дополняет их. Кроме того, этот набор дает возможность выявлять серьезные смысловые ошибки, такие, как противоречащие друг другу правила, бесконечные циклы и др., что позволяет сократить затраты времени и средств на разработку.

Рассмотренные в статье особенности настройки взаимосвязей и составления системы продукционных правил в системах управления на базе многомерных нечетких интервально-логических регуляторов позволяют осуществить гибкую настройку, упростить анализ, тестирование и отладку программного кода.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Антипин А.Ф. Вопросы автоматизации семантического анализа программ // Автоматизация, телемеханизация и связь в нефтяной промышленности, 2014. – № 7. – С. 26-30.
2. Sugeno M. On Stability of Fuzzy Systems Expressed by Fuzzy Rules with Singleton Consequents // IEEE Trans. Fuzzy Systems, 1999. – №. 7 – P. 201-224.
3. Круглов В.В., Усков А.А. Интеллектуальные системы управления на основе методов нечеткой логики. – Смоленск: Смоленская городская типография, 2003. – 177 с.
4. Усков А.А. Системы с нечеткими моделями объектов управления. – Смоленск: Смоленский филиал АНО ВПО ЦС «Российский университет кооперации», 2013. – 153 с.

5. Васильев В.И., Ильясов Б.Г. Интеллектуальные системы управления. Теория и практика. – М.: Радиотехника, 2009. – 392 с.
6. Каяшев А.И., Муравьева Е.А., Антипин А.Ф. Система автоматического управления элементами дистилляции на базе многомерного логического регулятора // Вестник УГАТУ. Серия «Управление, вычислительная техника и информатика», 2010. – Т. 14. – № 4. – С. 126-131.
7. Antipin A.F. A Computer-aided System for Designing Multidimensional Logic Controllers with Variables Representing a Set of Binary Logic Arguments // Automation and Remote Control, 2013. – Vol. 74. – № 9. – P. 1573-1581.
8. Мустафина С.А., Степашина Е.В. Редукция кинетических схем сложных химических процессов на основе теоретико-графового подхода // Вестник Казанского технологического университета, 2014. – Т. 17. – № 10. – С. 17-20.

**Антипин Андрей Федорович**

Стерлитамакский филиал ФГБОУ ВПО «Башкирский государственный университет», г. Стерлитамак  
 Кандидат технических наук, доцент кафедры прикладной информатики и программирования  
 Тел.: 8 917 781 76 02  
 E-mail: andrejantipin@mail.ru

A.F. ANTIPIN (*Candidate of Engineering Science,  
 Associate Professor of the Department of Applied Informatics and Programming*)  
 Sterlitamak Branch of Bashkir State University, Sterlitamak

**FEATURES OF THE SETUP OF INTERLINKAGES AND THE CREATION OF THE SYSTEM OF  
 CONDITION-ACTION RULES IN INTERVAL-LOGIC CONTROLLER**

*The paper discusses the features of the setup of interlinkages and the creation of the system of condition-action rules in multidimensional fuzzy interval-logic controller, which makes it possible to implement a flexible configuration, to simplify the analysis, testing and debugging code.*

**Keywords:** *multidimensional interval-logic controller; system of condition-action rules; setup of interlinkages; computer-aided design system.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Antipin A.F. Voprosy' avtomatizacii semanticheskogo analiza programm // Avtomatizaciya, telemexanizaciya i svyaz' v neftyanoj promy'shennosti, 2014. – № 7. – S. 26-30.
2. Sugeno M. On Stability of Fuzzy Systems Expressed by Fuzzy Rules with Singleton Consequents // IEEE Trans. Fuzzy Systems, 1999. – № 7. – P. 201-224.
3. Kruglov V.V., Uskov A.A. Intellektual'ny'e sistemy' upravleniya na osnove metodov nechotkoj logiki. – Smolensk: Smolenskaya gorodskaya tipografiya, 2003. – 177 с.
4. Uskov A.A. Sistemy' s nechotkimi modelyami ob'ektov upravleniya. – Smolensk: Smolenskij filial ANO VPO CS «Rossijskij universitet kooperacii», 2013. – 153 с.
5. Vasil'ev V.I., Il'yasov B.G. Intellektual'ny'e sistemy' upravleniya. Teoriya i praktika. – М.: Radiotexnika, 2009. – 392 с.
6. Kayashev A.I., Murav'yova E.A., Antipin A.F. Sistema avtomaticheskogo upravleniya e'lementami distillyacii na baze mnogomernogo logicheskogo regul'yatora // Vestnik UGATU. Seriya «Upravlenie, vy'chislitel'naya texnika i informatika», 2010. – Т. 14. – № 4. – S. 126-131.
7. Antipin A.F. A Computer-aided System for Designing Multidimensional Logic Controllers with Variables Representing a Set of Binary Logic Arguments // Automation and Remote Control, 2013. – Vol. 74. – № 9. – P. 1573-1581.
8. Mustafina S.A., Stepashina E.V. Redukciya kineticheskix sxem slozhny'x ximicheskix processov na osnove teoretiko-grafovogo podxoda // Vestnik Kazanskogo texnologicheskogo universiteta, 2014. – Т. 17. – № 10. – S. 17-20.

УДК 621.391

К.А. БАТЕНКОВ, В.В. ГУСЕВ, О.Н. КАТКОВ, Н.И. МЯСИН

**АНАЛИТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ ПРЕОБРАЗОВАНИЙ СИГНАЛОВ  
В ДИСКРЕТНОМ КАНАЛЕ СВЯЗИ  
С ПОЗИЦИИ ТЕОРИИ СТАТИСТИЧЕСКОЙ СВЯЗИ**

*Рассмотрены вопросы аналитического моделирования преобразований сигналов в дискретном канале связи с позиции теории статистической связи. Предложена модель, включающая в себя семь элементов, на основе которой оказывается возможным формулирование задачи оптимального синтеза функциональных узлов дискретных каналов связи по информационным критериям.*

**Ключевые слова:** дискретный канал связи; модулятор; демодулятор; штрафная функция; оптимальный синтез.

В работе внимание акцентируется на синтезе функциональных узлов дискретных каналов связи, предполагающем изменение (в общем случае и параметров, и структур) как передающей, так и приемной частей системы связи. При подобной трактовке задача синтеза функциональных узлов дискретных каналов связи представляется на основе известной задачи статистического решения с той разницей, что дополнительно к правилу принятия решения (оценки) [1] вводятся варьируемые элементы, не учитываемые в рамках этого правила. В данном случае дискретный канал связи можно рассматривать как систему управления, поскольку помимо самой передаваемой информации на выносимые решения оказывают влияния и управления, выбираемые таким образом, чтобы обеспечить оптимальную величину заданного показателя качества [2]. Отсюда следует вывод, что законы распределения реакции дискретного канала связи зависят не только от входных информационных воздействий (в общем случае определяемых также законами распределений), но и от управлений, носящих либо детерминированный, либо стохастический характер.

В обобщенном виде модель преобразований сигналов в дискретном канале связи с позиции теории статистических решений представляется в виде, изображенном на рисунке 1. Она содержит в себе семь элементов:

1. Пространство параметров источника. Любой источник информации формирует на выходе некоторый набор параметров  $\mathbf{x}$ , характеризующийся в общем случае плотностью распределения вероятностей  $\omega_{\mathbf{x}}(\mathbf{x})$ . Здесь и в дальнейшем подразумевается, что в качестве вероятностной меры на рассматриваемых пространствах используется именно плотность вероятности, а в записи обобщенного вида плотностей (условных и безусловных) аргументы опускаются при условии отсутствия неточности толкования, то есть  $\omega_{\mathbf{x}}(\mathbf{x}) = \omega_{\mathbf{x}}$ . При этом параметры могут иметь разнообразнейшую природу (быть дискретными, непрерывными, векторами, процессами, состояниями и тому подобное). Поскольку источником для дискретного канала связи является выход кодера сигнально-кодовых конструкций, то подобными параметрами в данном случае выступают описания множества и вероятностные меры (в общем случае многомерные плотности вероятности  $\omega_{\mathbf{x}}$ ) последовательностей, формируемых этим кодером, представляющих собой последовательность координат точек многомерного сигнального созвездия.

2. Пространство передаваемых сигналов включает в себя все допустимое для передачи по непрерывному каналу связи множество непрерывных сигналов с заданными на нем вероятностными мерами элементов данного множества. В качестве вероятностных мер в данном случае должны выступать многомерные (бесконечномерные) плотности вероятности  $\omega_x$  пространственно-временных сигналов  $x(t, \mathbf{r})$ .

3. Пространство принимаемых сигналов – это все допустимое на выходе непрерывного канала связи множество непрерывных сигналов с заданными на нем вероятностными мерами элементов данного множества. Аналогично пространству передаваемых сигналов в качестве вероятностных мер должны выступать многомерные (бесконечномерные) плотности вероятности  $\omega_{x'}$  пространственно-временных сигналов  $x'(t', \mathbf{r}')$ .

4. Пространство решений. Конкретное решение  $\mathbf{x}'$  формируется как результат обработки принимаемых пространственно-временных сигналов  $x'(t', \mathbf{r}')$  на выходе непрерывного канала связи. В общем случае оно может состоять из набора (не обязательно конечного) элементов, причем как размерность, так и мощность данного пространства не обязательно должны совпадать с параметрами пространства источника. Вероятностными же мерами данного пространства служат в общем случае некоторые многомерные плотности вероятности  $\omega_{\mathbf{x}'}$ .

5. Правило кодирования  $\Phi$  задается в виде оператора модуляции. Однако следует учитывать, что данный оператор может иметь стохастическую природу, в связи с чем правило кодирования также определяется на основе вероятностной меры в виде условной плотности  $\omega_{x/x}$ .

6. Оператор непрерывного канала связи  $H$ . Принципиально важным моментом в описании данного оператора является его стохастический характер, поскольку любой произвольный процесс наблюдения (приема) несет в себе элемент случайности за исключением весьма ограниченного числа идеализированных ситуаций (идеальный канал, передача заведомо известного сигнала). Кроме того, принимаемые сигналы  $x'(t', \mathbf{r}')$  всегда в той или иной степени связаны с передаваемыми  $x(t, \mathbf{r})$ , которые задают условия принятия решения и влияют на результаты его вынесения  $\mathbf{x}'$ . Отсутствие подобной взаимосвязи делает принципиально невозможным извлечение информации о параметрах источника из принимаемого сигнала. Именно поэтому в общем виде оператор непрерывного канала связи целесообразно рассматривать как условную плотность вероятности  $\omega_{x'/x}$  принимаемого сигнала  $x'(t', \mathbf{r}')$  при заданном передаваемом  $x(t, \mathbf{r})$ , обычно в литературе [2] называемую функцией правдоподобия непрерывного канала связи.

7. Правило решения. Основной особенностью принятия решений в условиях неопределенности является принципиальная невозможность наблюдения исходных параметров источника. Следовательно, не существует прямого детерминированного отображения параметров источника  $\mathbf{x}$  в конкретные решения  $\mathbf{x}'$ , несмотря на их статистическую взаимосвязь посредством передаваемых  $x(t, \mathbf{r})$  и принимаемых сигналов  $x'(t', \mathbf{r}')$ . Таким образом, правило решения целесообразно рассматривать как условную плотность вероятности  $\omega_{\mathbf{x}'/x'}$  принятия решения  $\mathbf{x}'$  при заданном принимаемом сигнале  $x'(t', \mathbf{r}')$ . При этом необходимо подчеркнуть, что в общем случае правило является рандомизированным, то есть при одном и том же принимаемом сигнале  $x'(t', \mathbf{r}')$  могут приниматься различные решения  $\mathbf{x}'$ . Если же правило считается детерминированным, то оно

оказывается частным случаем рандомизированного, если в качестве условной плотности используется дельта-функция.

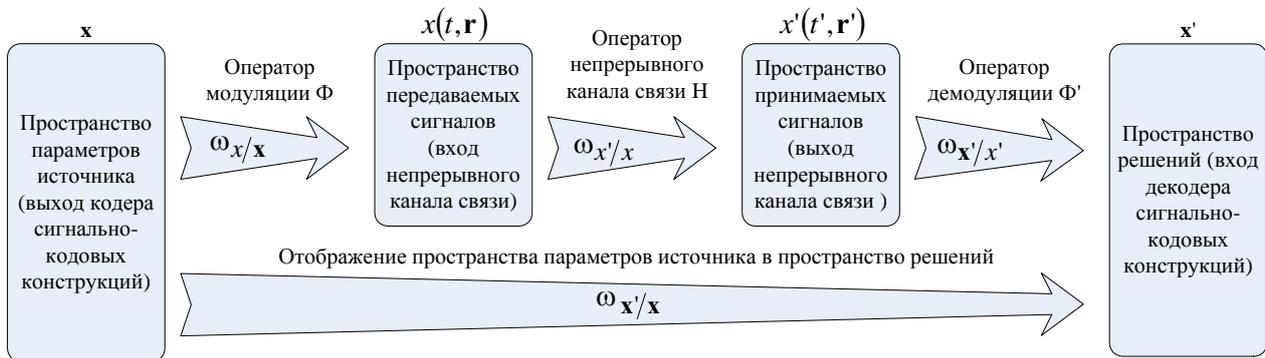


Рисунок 1 – Модель преобразований сигналов в дискретном канале связи

Отсутствие прямой функциональной взаимосвязи между параметрами источника  $\mathbf{x}$  и принимаемыми сигналами  $x'(t', \mathbf{r}')$ , а также между передаваемыми сигналами  $x(t, \mathbf{r})$  и выносимыми решениями  $\mathbf{x}'$  позволяет рассматривать элементы модели преобразований сигналов в дискретном канале связи (рис. 1) последовательно соединенными. В результате ряды условных плотностей оказываются обладателями свойства марковости. Так, условная плотность вероятности  $\omega_{x'/x,x}$  принимаемого сигнала  $x'(t', \mathbf{r}')$  при известном передаваемом сигнале  $x(t, \mathbf{r})$  и параметрах источника  $\mathbf{x}$  не зависит от последних, а условная плотность вероятности  $\omega_{x'/x,x'}$  принятия решения  $\mathbf{x}'$  при известном принимаемом  $x'(t', \mathbf{r}')$  и передаваемом  $x(t, \mathbf{r})$  сигналах не зависит от передаваемого сигнала, то есть

$$\omega_{x'/x,x} = \omega_{x'/x}, \quad \omega_{x'/x,x'} = \omega_{x'/x'}. \quad (1)$$

В соответствии с данной моделью задачи синтеза систем передачи информации необходимо по известным исходным данным не только выработать соответствующие правила решения  $\omega_{x'/x}$ , но и найти необходимую часть (набор параметров и структуру) правила кодирования  $\omega_{x/x}$ . Таким образом, в отличие от классической теории статистической связи [3, 4], рассматривающей способы конструирования решающих правил  $\omega_{x'/x}$  при фиксированном отображении  $\omega_{x'/x}$ , или же теорий сигналов и кодирования [5, 6], позволяющих определять эффективные виды сигнальных, кодовых и сигнально-кодовых конструкций, то есть изменять правило кодирования  $\omega_{x/x}$  при заданном отображении  $\omega_{x'/x}$ , данная задача несет в себе более общую постановку, поскольку поиск оптимальных решений должен производиться путем варьирования как правил решений  $\omega_{x'/x}$ , так и кодирования  $\omega_{x/x}$  при фиксированной функции правдоподобия непрерывного канала связи  $\omega_{x'/x}$ . Следовательно, в качестве управления в такой задаче целесообразно рассматривать параметры и структуру общего отображения пространства параметров источника в пространство решений, характеризующееся условной плотностью  $\omega_{x'/x}$  (рис. 1), определяемой на основе (1) согласно уравнению Колмогорова–Чепмена [7]:

$$\omega_{x'/x}(\mathbf{x}', \mathbf{x}) = \int \int_{x', x} \omega_{x'/x'}(\mathbf{x}', x') \omega_{x'/x}(x', x) \omega_{x/x}(x, \mathbf{x}) dx' dx.$$

Здесь и далее интегрирование производится по всему допустимому множеству переменных интегрирования, что обозначается путем написания переменной интегрирования

снизу знака интеграла. В общем случае должно рассматриваться кратное интегрирование, соответствующее числу измерений его переменных.

Количественной мерой эффекта от принятия того или иного решения является функция потерь  $g(\mathbf{x}', \mathbf{x})$ , причем совершенно естественно, что ее минимальное значение приводит к наиболее благоприятным последствиям [8, 9]. В случае дискретного канала связи данную функцию целесообразно трактовать как количественную меру эффекта от выбора заданного правила кодирования (оператора модуляции  $\Phi$ ) и решения (оператора демодуляции  $\Phi'$ ) одновременно. Данная характеристика представляет собой априорную оценку последствий принятия тех или иных решений  $\mathbf{x}'$  и формирования реализаций передаваемого сигнала  $x(t, \mathbf{r})$  при наблюдении принимаемого сигнала  $x'(t', \mathbf{r}')$  при условии, что непосредственный доступ к слежению за формируемыми источником сообщениями  $\mathbf{x}$  отсутствует. В то же время необходимо подчеркнуть, что в общем случае, пусть и косвенно, функция потерь  $g(\mathbf{x}', \mathbf{x})$  может зависеть и от передаваемого  $x(t, \mathbf{r})$ , и от принимаемого  $x'(t', \mathbf{r}')$  сигналов, поскольку существуют задачи, для которых принципиально важным моментом оказывается то, какая именно из возможных реализаций была идентифицирована, следовательно, для различных исходов эффекты от принятия решений являются различными.

Таким образом, можно условно подразделить используемые функции потерь на две группы: зависящие и не зависящие от передаваемого  $x(t, \mathbf{r})$  и принимаемого  $x'(t', \mathbf{r}')$  сигналов. Во втором случае некоторая ограниченность общей постановки задачи приводит к возможности получения аналитических результатов для правил оценки, однако первый позволяет более точно задать исходные данные, следовательно, синтезировать систему, более полно соответствующую условиям своего функционирования.

В качестве наиболее употребимых функций потерь можно отметить квадратическую, абсолютную и равномерную. Так, в случае использования пространств со счетным числом измерений они могут быть представлены в соответствующем виде [10]:

$$g_q(\mathbf{x}', \mathbf{x}) = (\mathbf{x}' - \mathbf{x})^T (\mathbf{x}' - \mathbf{x}), \quad (2)$$

$$g_a(\mathbf{x}', \mathbf{x}) = \sum |\mathbf{x}' - \mathbf{x}|, \quad (3)$$

$$g_u(\mathbf{x}', \mathbf{x}) = \begin{cases} 0, & \sum |\mathbf{x}' - \mathbf{x}| \leq \Delta, \\ 1, & \sum |\mathbf{x}' - \mathbf{x}| > \Delta, \end{cases} \quad (4)$$

где  $T$  – оператор транспонирования;  $\Delta$  – некоторый порог.

В данных формулах предполагается, что суммирование выполняется по всему счетному числу измерений  $\mathbf{x}$  и  $\mathbf{x}'$ .

В ситуации, когда природа исследуемых пространств характеризуется несчетным числом измерений, формулы для простых функций потерь должны быть изменены в соответствии с требованиями, накладываемыми свойствами существа используемых данных. Однако данное предположение не меняет коренным образом общую постановку задачи и при необходимости может быть уточнено.

В то же время необходимо отметить, что использование функции потерь, не зависящих от передаваемого  $x(t, \mathbf{r})$  и принимаемого  $x'(t', \mathbf{r}')$  сигналов, в качестве меры эффекта выбора заданного правила кодирования и решения для дискретного канала связи систем передачи информации оказывается не совсем точным [11]. Причиной этого факта выступает предназначение подобных систем, сводящееся к необходимости доставки к получателю не просто достоверной, но и своевременной информации, то есть при принятии решения важна не просто раздельная оптимальность степени точности воспроизводимых сообщений и их количества, а некоторый интегральный показатель, характеризующий обе

границы процесса передачи. Так, если принятие решения осуществляется в соответствии с правилом, гарантирующим минимальную в некотором смысле погрешность воспроизведения переданных данных, то поскольку решения оказываются неточными вследствие стохастической природы передаваемых сигналов и помех, для достоверности после принятия решения необходима дополнительная информация, позволяющая точно указать, насколько принятая информация искажена. Таким образом, необходимо затратить дополнительный ресурс (например, временной) для передачи этой информации, причем гарантировать, что требуемый ресурс окажется минимальным, невозможно, поскольку вынесение решения базируется на принципе минимальных искажений. Следовательно, может оказаться, что требование к своевременности передачи не выполняется. С другой стороны, уменьшение объема передаваемых данных с целью повышения достоверности является не всегда возможной альтернативой, так как при этом также может не выполняться требование к своевременности доставки сообщений. В результате принятие решения должно приводить не просто к похожести в некотором смысле переданной информации и воспроизведенной, а к сведению к минимуму неопределенности (недостоверности) в отношении сообщения источника  $\mathbf{x}$ . Именно подобная мера эффекта принятия решений является наиболее целесообразной, поскольку позволяет учесть как своевременность, так и достоверность передаваемого сообщения в целом.

Согласно [12], неопределенность некоторых параметров источника  $\mathbf{x}$  при вынесении решения  $\mathbf{x}'$  трактуется как условная собственная информация, содержащаяся в конкретном событии  $\mathbf{x}$  при условии принятия некоторого  $\mathbf{x}'$ . Следовательно, функция потерь имеет вид:

$$g_i(\mathbf{x}', \mathbf{x}) = -\log_2 \omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}'}(\mathbf{x}, \mathbf{x}'), \quad (5)$$

где  $\omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}'}(\mathbf{x}, \mathbf{x}')$  – апостериорная плотность вероятности параметров источника  $\mathbf{x}$  после принятия решения  $\mathbf{x}'$ , вычисляемая по формуле Байеса:

$$\omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}'} = \frac{\omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}} \omega_{\mathbf{x}}}{\omega_{\mathbf{x}'}}$$

Таким образом, она определяется не только передаваемым параметром источника  $\mathbf{x}$  и вынесенным решением  $\mathbf{x}'$ , но и правилами кодирования  $\omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}}$  и принятия решения  $\omega_{\mathbf{x}'/\mathbf{x}'}$ , следовательно, пусть и косвенно, но она зависит от передаваемого  $x(t, \mathbf{r})$  и принимаемого  $x'(t', \mathbf{r}')$  сигналов [13].

Поскольку дискретный канал связи характеризуется стохастической природой, очевидно, что показатель качества, согласно которому оценивается сама система, должен использовать весь набор исходных статистических данных и в то же время обладать устойчивостью в смысле постоянства для ряда реализаций [9, 14]. Именно поэтому в качестве подобного показателя целесообразно использовать некоторые оценки последствий от принятия решений. Такими оценками являются математические ожидания функции потерь, характеризующие потери от принятия решений в среднем, или байесовский риск:

$$R(\omega_{\mathbf{x}'/\mathbf{x}}) = M \{g(\mathbf{x}', \mathbf{x})\},$$

$$R(\omega_{\mathbf{x}'/\mathbf{x}}) = \int \int_{\mathbf{x} \mathbf{x}'} g(\mathbf{x}', \mathbf{x}) \omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}'}(\mathbf{x}', \mathbf{x}) \omega_{\mathbf{x}}(\mathbf{x}) d\mathbf{x} d\mathbf{x}'. \quad (6)$$

Следует подчеркнуть, что в общем случае риск определяется (следовательно, может и корректироваться) правилом кодирования  $\omega_{\mathbf{x}/\mathbf{x}}$ , а не только правилами выбора решений  $\omega_{\mathbf{x}'/\mathbf{x}'}$ .

При использовании в качестве функции потерь неопределенности (5) риск (6) преобразуется в среднюю потерю информации [15] или среднюю неопределенность о параметрах источника после наблюдения [10, 12, 16]:

$$H_{x/x'}(\omega_{x/x'}) = - \int \int_{x, x'} \log_2 \{ \omega_{x/x'}(x, x') \} \omega_{x/x'}(x', x) \omega_x(x) dx dx'.$$

Таким образом, при синтезе оптимальных систем передачи информации целесообразно использовать в качестве критерия минимум средней потери информации, а оптимум отыскивать на всем множестве условных плотностей вероятности решений при заданных параметрах источника  $\omega_{x'/x}$ , то есть задача синтеза без учета ограничений имеет вид:

$$H_{x/x'}(\omega_{x/x'}) \rightarrow \min_{\omega_{x'/x}}. \quad (7)$$

Необходимо отметить, что данный критерий эквивалентен по решению критерию максимума действительного количества передаваемой информации или взаимной информации:

$$I_{x',x} = H_x - H_{x/x'}, \quad (8)$$

поскольку энтропия источника  $H_x$  не зависит от функции правдоподобия  $\omega_{x'/x}$ .

Кроме того, если учесть фиксированность длительности интервала наблюдения  $T$ , эти критерии также эквиваленты по решению критерию максимума передаваемой информации [17]:

$$I'_{x',x} = I_{x',x} / T.$$

В литературе [18] описан так называемый информационный критерий, соответствующий максимуму отношения принятой информации  $I_{x',x}$  относительно переданной  $H_x$ :

$$\delta_I = I_{x',x} / H_x, \quad (9)$$

который также эквивалентен по решению критерию минимума средней потери информации (7) на тех же основаниях, что и в выводах, касающихся выражения (8). Следует отметить главное достоинство представления показателя качества в виде (9): его относительность (безразмерность) позволяет сравнивать разнородные системы передачи информации при решении задач анализа.

#### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Ван Трис Г. Теория обнаружения, оценок и модуляции: пер. с англ. – В 3 т. – Т. 1. Теория обнаружения, оценок и линейной модуляции. – М.: Советское радио, 1977. – 744 с.
2. Репин В.Г., Тартаковский Г.П. Статистический синтез при априорной неопределенности и адаптация информационных систем. – М.: Советское радио, 1977. – 432 с.
3. Middleton D. An Introduction to Statistical Communication Theory. – N.Y.: McGraw-Hill Book Co, 1960. – 1184 p.
4. Левин Б.Р. Теоретические основы статистической радиотехники. – М.: Радио и связь, 1989. – 656 с.
5. Френкс Л. Теория сигналов: пер. с англ. – М.: Советское радио, 1974. – 344 с.
6. Зяблов В.В., Коробков Д.Л., Портной С.Л. Высокоскоростная передача сообщений в реальных каналах. – М.: Радио и связь, 1991. – 288 с.
7. Феллер В. Введение в теорию вероятностей и ее приложения: в 2 т. – М.: Мир, 1964.

8. Батенков А.А., Батенков К.А. Формирование несущих колебаний для сетевых технологий с дискретизацией канала связи на основе интегрального уравнения Фредгольма // Вестник компьютерных и информационных технологий, 2007. – № 12(42). – С. 28-33.
9. Батенков А.А., Батенков К.А. О формировании сигнальных созвездий для телекоммуникационных систем // Известия ОрелГТУ: серия «Фундаментальные и прикладные проблемы техники и технологии: информационные системы и технологии», 2008. – № 1-4/269 (544). – С. 137-142.
10. Батенков К.А., Рыболовлев Д.А. Выбор функции потерь при синтезе систем модуляции-демодуляции сигналов // Многоядерные процессоры, параллельное программирование, ПЛИС, системы обработки сигналов: сб. ст. II региональной научной конференции (28 февраля 2012 г.). – С. 128-131 [Электронный ресурс]. – URL: <http://www.asu.ru/files/documents/00006140.pdf> (дата обращения: 12.09.2012).
11. Батенков А.А., Богачев Г.В., Батенков К.А. Алгоритм синтеза базиса ортонормированных функций для многоканальной передачи данных // Цифровая обработка сигналов, 2007. – № 2. – С. 19-25.
12. Галлагер Р. Теория информации и надежная связь: пер. с англ.; под ред. М.С. Пинскера и Б.С. Цыбакова. – М.: Советское радио, 1974. – 720 с.
13. Хворостенко Н.П. Статистическая теория демодуляции дискретных сигналов. – М.: Связь, 1968. – 336 с.
14. Батенков К.А. Модель дискретизированного канала связи с линейно-независимыми подканалами // Вестник Рязанского государственного радиотехнического университета, 2007. – № 22. – С. 17-24.
15. Миддлтон Д., Ван-Метер Д. Обнаружение и воспроизведение сигналов, принятых на фоне шумов, с точки зрения теории статистических решений / под ред. А.Е. Башаринова и М.С. Александрова // Прием импульсных сигналов при наличии шума. – М.; Л.: Государственное энергетическое издательство, 1960. – С. 251-373.
16. Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике: пер. с англ.; под ред. Р.Л. Добрушина и О.Б. Лупанова. – М.: Ин. лит., 1963. – 829 с.
17. Теория электрической связи: учеб. для ВУЗов / А.Г. Зюко, Д.Д. Кловский, В.И. Коржик, М.В. Назаров; под ред. Д.Д. Кловского. – М.: Радио и связь, 1999. – 432 с.
18. Игнатов В.А. Теория информации и передачи сигналов: учебник для ВУЗов. – М.: Радио и связь, 1991. – 280 с.

**Батенков Кирилл Александрович**

Академия ФСО, г. Орел  
Кандидат технических наук, докторант  
E-mail: [pustur@yandex.ru](mailto:pustur@yandex.ru)

**Гусев Владимир Викторович**

Академия ФСО, г. Орел  
Доктор технических наук, сотрудник

**Катков Олег Николаевич**

Академия ФСО, г. Орел  
Кандидат технических наук, сотрудник  
E-mail: [katkov\\_orel@list.ru](mailto:katkov_orel@list.ru)

**Мясин Николай Игоревич**

Академия ФСО, г. Орел  
Кандидат технических наук, сотрудник

---

K.A. BATENKOV (*Candidate of Engineering Science, Employee*)

V.V. GUSEV (*Doctor of Engineering Science, Employee*)

O.N. KATKOV (*Candidate of Engineering Science, Employee*)

N.I. MYASIN (*Candidate of Engineering Science, Employee*)  
*Academy of Federal Agency of Protection of the Russian Federation, Orel*

**APPROACHES TO CONTINUOUS CHANNEL DISCRETE MAPPING OPTIMAL TASK  
SOLUTION ON BASIS OF GENERALIZED PENALTY FUNCTION**

*Signal transform analytical modeling in discrete channel on standpoint of Statistical Communication theory is considered. Model including seven elements is suggested. It allows to formulate discrete channel functional part optimal syntheses tasks under information criterions.*

**Keywords:** *discrete channel; modulator; demodulator; penalty function; optimal syntheses.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Van Tris G. Teoriya obnaruzheniya, ocenok i modulyacii: per. s angl. – V 3 t. – T. 1. Teoriya obnaruzheniya, ocenok i linejnoy modulyacii. – M.: Sovetskoe radio, 1977. – 744 s.
2. Repin V.G., Tartakovskij G.P. Statisticheskij sintez pri apriornoj neopredelyonnosti i adaptaciya informacionny'x sistem. – M.: Sovetskoe radio, 1977. – 432 s.
3. Middleton D. An Introduction to Statistical Communication Theory. – N.Y.: McGraw-Hill Book Co, 1960. – 1184 p.
4. Levin B.R. Teoreticheskie osnovy' statisticheskoy radiotekhniki. – M.: Radio i svyaz', 1989. – 656 s.
5. Frenks L. Teoriya signalov: per. s angl. – M.: Sovetskoe radio, 1974. – 344 s.
6. Zyablov V.V., Korobkov D.L., Portnoj S.L. Vy'sokoskorostnaya peredacha soobshhenij v real'ny'x kanalax. – M.: Radio i svyaz', 1991. – 288 s.
7. Feller V. Vvedenie v teoriyu veroyatnostej i ee prilozheniya: v 2 t. – M.: Mir, 1964.
8. Batenkov A.A., Batenkov K.A. Formirovanie nesushhix kolebanij dlya setevy'x texnologij s diskretizaciej kanala svyazi na osnove integral'nogo uravneniya Fredgol'ma // Vestnik komp'yuterny'x i informacionny'x texnologij, 2007. – № 12(42). – S. 28-33.
9. Batenkov A.A., Batenkov K.A. O formirovanii signal'ny'x sovezdij dlya telekommunikacionny'x sistem // Izvestiya OrelGTU: seriya «Fundamental'ny'e i prikladny'e problemy' tekhniki i texnologii: informacionny'e sistemy' i texnologii», 2008. – № 1-4/269 (544). – S. 137-142.
10. Batenkov K.A., Ry'bolovlev D.A. Vy'bor funkcii poter' pri sinteze sistem modulyacii-demodulyacii signalov // Mnogoyaderny'e processory', parallel'noe programmirovaniye, PLIS, sistemy' obrabotki signalov: sb. st. II regional'noj nauchnoj konferencii (28 fevralya 2012 g.). – S. 128-131 [E'lektronnyy'j rkurs]. – URL: <http://www.asu.ru/files/documents/00006140.pdf> (data obrashheniya: 12.09.2012).
11. Batenkov A.A., Bogachyov G.V., Batenkov K.A. Algoritm sinteza bazisa ortonormirovanny'x funkcij dlya mnogokanal'noj peredachi danny'x // Cifrovaya obrabotka signalov, 2007. – № 2. – S. 19-25.
12. Gallager R. Teoriya informacii i nadezhnaya svyaz': per. s angl.; pod red. M.S. Pinsker i B.S. Cy'bakova. – M.: Sovetskoe radio, 1974. – 720 s.
13. Xvorostenko N.P. Statisticheskaya teoriya demodulyacii diskretny'x signalov. – M.: Svyaz', 1968. – 336 s.
14. Batenkov K.A. Model' diskretizirovannogo kanala svyazi s linejno-nezavisimymi podkanalami // Vestnik Ryazanskogo gosudarstvennogo radiotekhnicheskogo universiteta, 2007. – № 22. – S. 17-24.
15. Middleton D., Van-Meter D. Obnaruzhenie i vosproizvedenie signalov, prinyaty'x na fone shumov, s točki zreniya teorii statisticheskix reshenij / pod red. A.E. Basharina i M.S. Aleksandrova // Priyom impul'sny'x signalov pri nalichii shuma. – M.; L.: Gosudarstvennoe e'nergeticheskoe izdatel'stvo, 1960. – S. 251-373.
16. Shannon K. Raboty' po teorii informacii i kibernetike: per. s angl.; pod. red. R.L. Dobrushina i O.B. Lupanova. – M.: In. lit., 1963. – 829 s.
17. Teoriya e'lektricheskoy svyazi: ucheb. dlya VUZov / A.G. Zyuko, D.D. Klovsckij, V.I. Korzhik, M.V. Nazarov; pod red. D.D. Klovsckogo. – M.: Radio i svyaz', 1999. – 432 s.
18. Ignatov V.A. Teoriya informacii i peredachi signalov: uchebnyk dlya VUZov. – M.: Radio i svyaz', 1991. – 280 s.

УДК 621.391

Н.В. ГОРБУНОВ, А.С. КАМЕНЕВ

**МАТЕМАТИЧЕСКИЕ АСПЕКТЫ  
ИСПОЛЬЗОВАНИЯ КОРРЕКТИРУЮЩИХ СВОЙСТВ СОК-КОДА  
ДЛЯ ОРГАНИЗАЦИИ  
ПОМЕХОЗАЩИЩЕННОГО КАНАЛА ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ  
В УСТАНОВКАХ ФИЗИЧЕСКОГО ЭКСПЕРИМЕНТА**

*Рассмотрены свойства СОК-кодов, представляющие наибольший интерес при проектировании физических экспериментальных установок для исследования крайне редких процессов. Отмечается факт недостаточного исследования математических свойств СОК-кодов при условии использования современной двоичной элементной базы. Авторами вводятся понятия контрольной и модулярной избыточности и ставится математическая проблема построения кода. Предлагается практический алгоритм построения СОК-кода и приводится расчет помехоустойчивости на примере передачи 16-битного сообщения. Полученные результаты могут быть интересны при проектировании и исследовании систем передачи данных с использованием помехоустойчивых свойств модулярных кодов.*

*Ключевые слова:* система остаточных классов; помехоустойчивость; избыточность; степень кодирования.

**ВВЕДЕНИЕ**

При создании экспериментальных физических установок, ориентированных на исследование крайне редких процессов, возникает задача проектирования надежного тракта передачи информации от детектной электроники к вычислительной системе обработки данных. Особенности физического эксперимента, когда потеря или искажение первичной информации недопустима, накладывают повышенные требования к надежности характеристик проектируемых систем, эксплуатация которых практически всегда проходит при экстремальных радиационных и электромагнитных воздействиях. Одним из способов повышения помехозащищенности трактов является применение корректирующего избыточного кодирования. По ряду причин среди помехоустойчивых кодов для физических экспериментальных установок большой интерес представляют корректирующий код системы остаточных классов – СОК-код [1, 2]:

- СОК-коды обладают свойством арифметичности (равноправие контрольной и информационной части перед арифметическими операциями);
- СОК-коды позволяют контролировать корректность как операций передачи, так и обработки информации;
- СОК-коды могут выступать одновременно как помехоустойчивые коды, так и как коды распараллеливания арифметических операций.

В то же время использование на практике корректирующих свойств СОК-кодов сдерживается недостаточным уровнем исследования их свойств, в частности, математических, в условиях использования современной двоичной элементной базы.

**ПОНЯТИЯ МОДУЛЯРНОЙ И КОНТРОЛЬНОЙ ИЗБЫТОЧНОСТИ**

Для СОК-кодов увеличение избыточности происходит в два этапа: при переходе от позиционного числа к СОК и при добавлении контрольных оснований. В случае модулярного кодирования мы можем говорить о двух видах избыточности – модулярной, обусловленной недвоичностью СОК-кодов, и контрольной, вытекающей из добавления

контрольных оснований. Таким образом, избыточность модулярного кодирования определяется суммой модулярной и контрольной избыточностей.

$$I = I_{mod} + I_{ctrl}. \quad (1.1)$$

При переходе от двоичной системы счисления к модулярной в цифровых комплексах, построенных на двоичной элементной базе, возникает эффект неполного комбинационного использования. Например, для записи остатков по основанию 5 потребуется 3 бита, при этом комбинации «101», «110», «111» останутся неиспользованными. В конечном итоге это приводит к увеличению разрядности в двоичных битах передаваемого числа. Для оценки размера введем понятие модулярной избыточности:

$$I_{mod} = k_{mod} - k_{bin}, \quad (1.2)$$

где  $k_{bin}$  – количество информационных битов, поступивших на кодер канала;  $k_{mod}$  – количество информационных битов, необходимых для представления полученной двоичной последовательности в системе остаточных классов.

Если на вход кодера поступает 7-битная двоичная последовательность, диапазон которой  $[0; 127]$ , то для ее представления потребуется система с диапазоном  $P \geq 127$ , например, (4, 5, 7) с  $P = 140$  и  $k_{mod} = 8$ . Модулярная избыточность кода составит  $I_{mod} = 1$ .

Введение понятия модулярной избыточности, то есть возникновение избыточности по информационным битам, требует модифицировать понятие степени кодирования<sup>1</sup> (code rate).

Модулярная степень кодирования – величина, характеризующая количество избыточных символов, приходящихся на один информационный символ позиционного кода:

$$R_{mod} = \frac{k_{bin}}{N}, \quad (1.3)$$

где  $N$  – количество битов, занимаемое модулярным кодом. Отметим, что данная характеристика справедлива только в случае двоичной элементной базы.

Модулярная избыточность является паразитной, так как увеличение количества битов для передачи одного и того же объема информации, согласно формуле (1.3), приводит к уменьшению вероятности безошибочной передачи данных, а использование выпадающих комбинаций как контрольных недостаточно для компенсации этого уменьшения.

Минимизация модулярной избыточности достигается за счет использования в качестве оснований чисел, выпадение комбинаций по которым минимально. С позиции этого критерия наиболее подходящими для построения информационной части кода являются числа, представляющие собой либо степени двойки (нет выпадения), либо числа Мерсенна (выпадает одна комбинация вне зависимости от величины числа).

## МАТЕМАТИЧЕСКАЯ ПРОБЛЕМА ПОСТРОЕНИЯ КОДА

Для построения самокорректирующихся кодов в системе остаточных классов требуются контрольные основания, обуславливающие контрольную избыточность. Математические свойства, обеспечивающие помехоустойчивость модулярных кодов, справедливы только для упорядоченных систем, то есть систем, в которых  $p_1 < p_2 < \dots < p_n < p_{n+1}$ . Поэтому контрольные основания должны быть больше любого другого основания. Минимальная контрольная избыточность достигается за счет максимизации количества оснований. Но в таком случае происходит увеличение модулярной избыточности, а также возможно уменьшение корректирующих способностей из-за дробления групп битов. Отметим, что при максимизации количества оснований увеличение модулярной избыточности происходит и по причине ограниченности набора подходящих чисел Мерсенна, что приводит к использованию в качестве оснований прочих чисел. Таким

<sup>1</sup> В некоторых источниках [3] встречается другое название данной характеристики – скорость передачи кода. Для унификации с западными источниками [4] далее будем обозначать данную характеристику как степень кодирования (code rate).

образом, можно говорить о математической проблеме построения модулярного помехоустойчивого кода (далее – математическая проблема построения кода), которая заключается в разрешении противоречий между задачами минимизации модулярной и контрольной избыточности. Решением математической проблемы построения кода является разработка методики нахождения множества оптимальных по Парето наборов оснований.

Рассмотрим математическую проблему построения кода для случая систем с одним контрольным основанием. Рассчитаем показатели избыточности для некоторых кодов с одним контрольным оснований при длине исходного сообщения в 16 бит ( $k_{bin} = 16$ ) (табл. 1).

Таблица 1 – Показатели избыточности

№	Система	$k_{mod}$ (бит)	$N$ (бит)	$P_{mod}/P_{bin}$	$I_{mod}$ (бит)	$I_{ctrl}$ (бит)	$I$ (бит)	$R_{mod}$	$R$
1	3, 5, 7, 11, 13; 16	16	20	0,229	0	4	4	0,8	0,8
2	7, 11, 13, 15; 16	15	19	0,229	-1	4	3	0,842	0,789
3	4, 7, 11, 13, 15; 17	17	22	0,917	1	5	6	0,727	0,773
4	7, 8, 11, 13, 15; 17	18	23	1,833	2	5	7	0,696	0,783
5	7, 15, 29, 31; 32	17	22	1,440	1	5	6	0,727	0,773
6	7, 15, 16, 31; 37	16	22	0,795	0	6	6	0,727	0,727
7	7, 15, 31, 32; 37	17	23	1,589	1	6	7	0,696	0,739
8	31, 61, 63; 64	17	23	1,819	1	6	7	0,696	0,739
9	15, 31, 127; 128	16	23	0,901	0	7	7	0,696	0,696

Данные в таблице 1 демонстрируют значительные расхождения характеристик для систем с разными основаниями: решения № 1, 2, 3, 6, 9 не являются корректными, так как их диапазон представления меньше, чем у исходного кода; оптимальным является решение № 5.

Разработка строгой математической методики для любого  $k_{mod}$ , основанной на теории чисел, остается открытым вопросом. Мы, основываясь на практике, разработали следующий алгоритм:

1. Выбирается размер контрольного основания:  $I_{ctrl}$ .
2. Определяется контрольное основание:  $p_{n+1} = 2^{I_{ctrl}}$ .
3. Определяется набор чисел Мерсенна, меньших  $p_{n+1}$ :  $M$ .
4. Полученный набор  $M$  проверяется на наличие общих делителей. В случае, когда числа  $m_i$  и  $m_j$  имеют общий делитель, то из набора элиминируется меньшее число. Таким образом, получается набор  $\tilde{M}$ , в котором элементы взаимнопросты.
5. К набору  $\tilde{M}$  добавляем простые числа (обязательно сохраняем требование взаимной простоты), не являющиеся числами Мерсенна, для выполнения равенства  $P_{mod} \geq P_{bin}$ . Таким образом, получаем искомый набор оснований.

## ПОМЕХОУСТОЙЧИВОСТЬ МОДУЛЯРНОГО КОДИРОВАНИЯ

Положим, что наш канал относится к двоичному симметричному каналу. Тогда возникновение ошибки в одном бите кодовой последовательности – величина случайная, вероятность которой равна  $E$ . Введем следующие характеристики помехоустойчивости построенного модулярного кода.

Вероятность обнаружения ошибки – вероятность возникновения такой ошибки в кодовой последовательности, которую сможет обнаружить алгоритм

$$E_f = f_f(E).$$

Вероятность коррекции ошибки – вероятность возникновения такой ошибки в кодовой последовательности, которая будет верно скорректирована алгоритмом

$$E_c = f_c(E).$$

Полная вероятность достоверного сообщения – сумма вероятностей безошибочной передачи и обнаружения ошибки:

$$R_f = R + E_f = (1 - E)^n + f_f(E).$$

Чистая вероятность достоверного сообщения – сумма вероятностей безошибочной передачи и коррекции ошибки:

$$R_c = R + E_c = (1 - E)^n + f_c(E).$$

В условиях системы с одним контрольным основанием возможно детектирование всех одинарных<sup>2</sup> ошибок и исправление одинарных ошибок по информационным основаниям.

Вероятность одинарной ошибки по основанию с размерностью  $j$  определяется по следующей формуле:

$$E_j = \sum_{k=1}^j \binom{j}{k} E^k (1 - E)^{N-k}.$$

Для системы (7, 15, 23, 31, 32) проведены расчеты полной вероятности достоверного сообщения ( $RF$ ), чистой вероятности достоверного сообщения ( $RC$ ), а также вероятности передачи достоверного сообщения для 16-битного слова без кодировки ( $RS16$ ) при разном уровне  $E$ . Результаты расчетов приведены на рисунке 1.

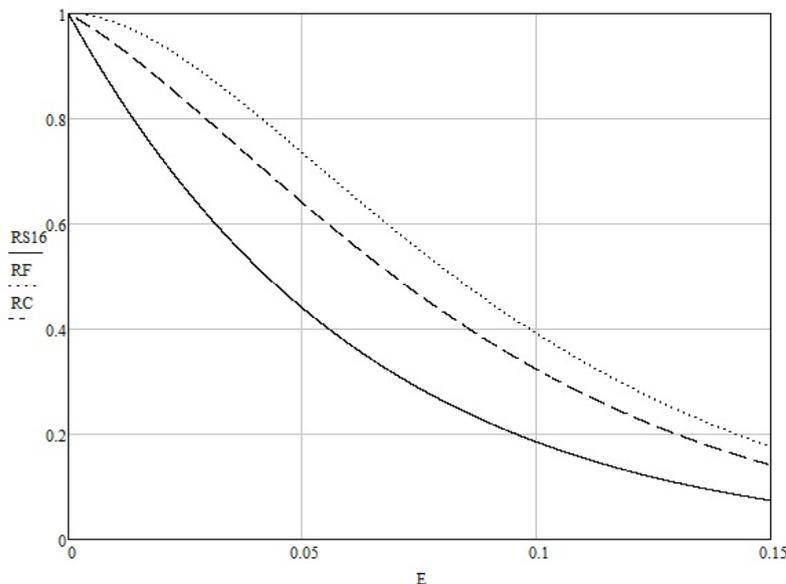


Рисунок 1 – Расчет помехоустойчивости

<sup>2</sup> Под одинарной ошибкой понимается ошибка, возникшая в группе битов по одному основанию, при условии отсутствия ошибок в группе битов по другим основаниям системы.

Таким образом, можно оценить целесообразность использования СОК-кодирования для повышения помехозащищенности канала передачи данных, реализованного на двоичной элементной базе.

### **ЗАКЛЮЧЕНИЕ**

1. В работе введены понятия контрольной и модулярной избыточности, отражающие механизм образования избыточности в случае СОК-кодов.

2. Заявлено о существовании математической проблемы построения помехоустойчивого СОК-кода.

3. Предложен практический алгоритм построения СОК-кода.

4. Приведен расчет помехоустойчивости СОК-кода на примере передачи 16-битного сообщения.

Стоит отметить, что значительного прогресса и облегчения задачи для проектировщика можно добиться, разработав строгую математическую методику для разрешения математической проблемы построения кода.

Нашим дальнейшим направлением изучения использования корректирующих способностей СОК-кодов являются стендовые испытания спроектированного кода.

### **СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ**

1. Червяков Н.И. Модулярные параллельные вычислительные структуры нейропроцессорных систем / Н.И. Червяков, С.А. Ряднов, П. А. Сахнюк, А.В. Шапошников. – М.: Физматлит, 2003. – 288 с.
2. Акушский И.Я., Юдицкий Д.И. Машинная арифметика в остаточных классах. – М.: Советское радио, 1968. – 440 с.
3. Королев А.И. Коды и устройства помехоустойчивого кодирования информации. – Минск: Бестпринт, 2007. – 370 с.
4. Скляр Б. Цифровая связь. Теоретические основы и практическое применение. – М.: Вильямс, 2003. – 1105 с.
5. Сидельников В.М. Теория кодирования. – М.: Физматлит, 2011. – 323 с.

#### **Горбунов Николай Васильевич**

ГОУ МО «Международный университет природы, общества и человека «Дубна», г. Дубна  
Кандидат технических наук, доцент, доцент кафедры персональной электроники, ведущий научный сотрудник объединенного института ядерных исследований (лаборатория физики высоких энергий ЛФВЭ ОИЯИ)  
Тел.: 8 (496) 216-60-32  
E-mail: nikolai\_gorbunov@mail.ru

#### **Каменев Алексей Сергеевич**

ГОУ МО «Международный университет природы, общества и человека «Дубна», г. Дубна  
Аспирант, ассистент кафедры персональной электроники, начальник технического отдела ООО «СвязьСтрой»  
Тел.: 8 (496) 215-01-01 (доб. 151), 8 916 024 99 84  
E-mail: akamdragon@gmail.com

---

*N.V. GORBUNOV (Candidate of Engineering Sciences, Associate Professor, Associate Professor of the Department of Personal Electronics, Leading Researcher of Joint Institute for Nuclear Research (Laboratory for High Energy Physics LHEP JINR))*

*A.S. KAMENEV (Post-graduate Student, Assistant Professor of the Department of Personal Electronics, Head of Technical Department LLC «Svyaz'Stroj»)*

SEI «Dubna International University for Nature, Society and Man», Dubna

**MATHEMATICAL ASPECTS OF USAGE CORRECTING RNS-CODE FOR NOISE-FREE DIGITAL CHANNEL ON FACILITY OF PHYSICS EXPERIMENT**

*The article describes the most interesting RNS-code correcting properties for usage in experimental physics facility for research extremely rare processes. Attention is drawn to insufficient research in the RNS-code mathematical properties of the conditions of use binary element base. It is introduced definitions of a modular and control redundancy. Mathematical problem of code constructing is formulated. Practical recommendations for constructing correcting RNS-code are given. The article can help to design and research a data transfer system with correcting RNS-code.*

**Keywords:** residue number system; noise immunity; redundancy; code rate.

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Chervyakov N.I. Modulyarny'e parallel'ny'e vy'chislitel'ny'e struktury' nejroprocessorny'x sistem / N.I. Chervyakov, S.A. Ryadnov, P. A. Saxnyuk, A.V. Shaposhnikov. – M.: Fizmatlit, 2003. – 288 s.
2. Akushskij I.Ya., Yudickij D.I. Mashinnaya arifmetika v ostatochny'x klassax. – M.: Sovetskoe radio, 1968. – 440 s.
3. Korolyov A.I. Kody' i ustrojstva pomexoustojchivogo kodirovaniya informacii. – Minsk: Bestprint, 2007. – 370 s.
4. Sklyar B. Cifrovaya svyaz'. Teoreticheskie osnovy' i prakticheskoe primenenie. – M.: Vil'yams, 2003. – 1105 s.
5. Sidel'nikov V.M. Teoriya kodirovaniya. – M.: Fizmatlit, 2011. – 323 s.

## ТИПЫ И СВОЙСТВА АЛГОРИТМОВ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ КРУГОВОГО ДВИЖЕНИЯ ВЯЗКОЙ НЕСЖИМАЕМОЙ ЖИДКОСТИ

В данной статье рассмотрена проблема выбора наилучшего вычислительного алгоритма применительно к задаче моделирования устоявшегося кругового движения вязкой несжимаемой жидкости с использованием пакета математических вычислений. Проанализировано несколько возможных подходов к нахождению коэффициентов разложения искомой функции скорости в виде алгебраического ряда. На основе полученных результатов авторами статьи предлагается использовать алгоритм нахождения минимума функции баланса мощностей для схожих задач гидродинамики.

**Ключевые слова:** вычислительная сложность; алгоритм; пакеты математических вычислений; гидродинамика.

Большинство задач динамики жидкости не имеют аналитического решения, поэтому при исследовании вопроса нахождения искомой скорости часто наиболее удобным является использование методов численного анализа. Они позволяют представить изучаемую зависимость в виде простого алгебраического полинома:

$$v = \sum_{i=0}^n \alpha_i P_i, \quad (1)$$

где  $P_i = a_1 x^1 + a_2 x^2 + \dots + a_i x^i$  [1].

Такое представление возможно благодаря варьированию неопределенных коэффициентов  $\alpha_i$ , которые представляют собой решение рассматриваемой проблемы. Для нахождения набора  $\alpha_i$  могут быть использованы различные алгоритмы в зависимости от постановки задачи. Но возникает другая задача: из всего множества возможных подходов получения  $\alpha_i$  следует выбрать такой, чтобы временные затраты на поиск решения были минимальными. Безусловно, проблема выявления наилучшего алгоритма для вопросов динамики жидкости является весьма глубокой и требует обширного разностороннего анализа. Возможные варианты решения поставленной задачи при этом приобретают роль предположений в общем смысле слова.

На примере задачи кругового движения вязкой несжимаемой жидкости данная статья ставит своей целью сравнить два возможных способа получения набора  $\alpha_i$  в разложении (1) и выявить наилучший из них. Критерием превосходства одного алгоритма над другим будет служить наименьшее время, затраченное на его реализацию с помощью программного пакета математических вычислений *Maple 9*. При этом принимается предположение о том, что отобранный таким образом наилучший подход будет наиболее оптимальным среди конкурирующих и при решении других задач аппроксимации в теории динамики жидкости.

Также отметим, что расчеты ниже представленных алгоритмов могут производиться и в любых других пакетах математических вычислений, таких, как *Mathematica*, *Matlab*. Они имеют аналогичные пакету *Maple 9* встроенные функции [5, 7].

Рассмотрим вопрос нахождения поля скоростей жидкости, помещенной между двумя вращающимися цилиндрами. В поперечном сечении данной системы фактически имеем кольцо, в котором и движется сплошная среда. Положим, что радиусы внутреннего и

внешнего цилиндров имеют значения  $r$  и  $R$  соответственно (рис. 1). Условия прилипания частиц жидкости охарактеризуем следующей системой:

$$\begin{cases} \rho = r, & v = V^0 \\ \rho = R, & v = 0 \end{cases} \quad (2)$$

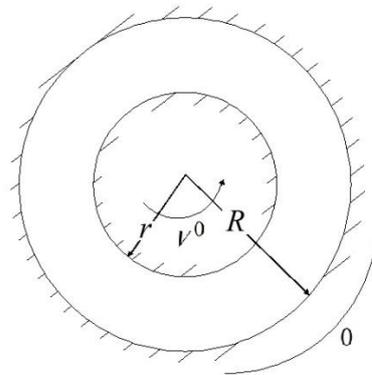


Рисунок 1 – Схема движения жидкости внутри цилиндров

Будем предполагать жидкость несжимаемой

$$\rho_{\text{плот}} = \text{const},$$

а ее движение считать установившимся

$$\frac{\partial V}{\partial t} = 0.$$

Предположим, что действие массовых сил крайне мало, то есть:

$$F = 0.$$

Для удобства решения поставленной задачи рассмотрим цилиндрическую систему координат  $(\rho, \varphi, z)$ .

К условиям выше дополнительно предположим, что траектории всех частиц представляют собой дуги concentрических окружностей, т.е.

$$v_{\rho} \equiv 0, v_z \equiv 0.$$

В пособии [3] подробным образом показывается, что вектор скорости определяет всего один компонент  $v_{\varphi} = v_{\varphi}(\rho)$ , то есть

$$V = \begin{bmatrix} 0 & v_{\varphi} & 0 \end{bmatrix},$$

поэтому в дальнейшем положим, что  $v = v_{\varphi}$ .

Для нахождения функции, близкой к искомой, вместо аппроксимации по набору узлов  $x_i$  сетки будем искать такой набор коэффициентов  $\alpha_i$  в многочлене  $v_{\varphi} = \sum_i \alpha_i P_i$ , что выполняется условие баланса мощностей внутренних и внешних сил [2]:

$$Int + Ext = 0. \quad (3)$$

При программной реализации поставленной выше задачи фактически требуется найти набор  $\alpha_i$  в (1), чтобы функция  $Int + Ext$  достигала на нем своего минимума.

В программе математических вычислений *Maple 9* такую задачу можно решить тремя способами:

1) найти условный минимум функции  $Int + Ext$  как решение системы уравнений, полученных методом множителей Лагранжа;

2) использовать функцию нахождения условного минимума функции  $Int+Ext$  с ограничениями вида (2);

3) найти минимум функции  $Int+Ext$  как решение системы вида

$$\begin{cases} Int+Ext = 0, \\ \text{первое граничное условие,} \\ \text{второе граничное условие.} \end{cases} \quad (4)$$

Отметим, что реализация этих способов возможна, если в формуле (1) положить, что  $i=3$ , то есть, если искомое разложение (1) будет использовать всего 3 параметра –  $\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3$ . Для наилучшего приближения обычно используют систему ортогональных полиномов, поэтому под  $P_i$  в представлении (1) будем понимать полиномы Лежандра, определенные на отрезке  $[-1, 1]$ , такие, что  $\int_{-1}^1 P_i(x)P_j(x)dx = 0$ , при  $i \neq j$ .

Для нахождения функция  $Int$  и  $Ext$  существует строгий алгоритм, использующий мощные инструменты нескольких теоретических дисциплин. Приведем лишь заключительный этап этого алгоритма:

$$Int = \int_0^{2\pi} \int_r^R 2\mu \xi_{12}^2 \rho d\rho d\varphi, \quad (5)$$

где  $\xi_{12} = \frac{1}{2} \left( \frac{\partial v_\varphi}{\partial \rho} - \frac{v_\varphi}{\rho} \right)$ .

$$Ext = \int_0^{2\pi} V^0 2\mu \xi_{12} \rho d\varphi. \quad (6)$$

Так как полиномы Лежандра ограничены на отрезке  $[-1, 1]$ , а в условиях задачи переменная  $\rho$  принимает значения  $[r, R]$ , то следует произвести некоторые изменения в (2), (5) и (6), полагая, что  $\rho = \rho(x)$ . В итоге имеем следующие формулы [4]:

1) условие прилипания частиц:

$$\begin{cases} x = 0, & v_\varphi = V^0 \\ x = 1, & v_\varphi = 0 \end{cases}; \quad (7)$$

2) формулы расчета внутренней и внешней мощностей:

$$Int = \int_0^{2\pi} \int_0^1 4\mu \xi_{12}^2 [(R-r)x+r] dx d\varphi, \quad (8)$$

где

$$\xi_{12} = \xi_{12}(x) = \frac{1}{2} \left( \frac{1}{R-r} \frac{\partial v_\varphi}{\partial x} - \frac{v_\varphi}{(R-r)x+r} \right), \quad (9)$$

$$Ext = \int_0^{2\pi} 2\mu V^0 \xi_{12}(r) r d\varphi. \quad (10)$$

Если считать, что функция (1) зависит не только от  $x$ , но и от коэффициентов  $\alpha_i$ , т.е.

$$v_{\varphi} = v_{\varphi}(x, \alpha_i), \quad (11)$$

то формулы (8), (10) примут вид:

$$Int = Int(\alpha_i), \quad Ext = Ext(\alpha_i).$$

При требовании (11) условия (7) преобразуются таким образом:

$$\begin{cases} \alpha_1 - \frac{1}{2}\alpha_3 = V^0 \\ \alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3 = 0. \end{cases} \quad (12)$$

Все необходимые выкладки уже приведены, поэтому можно переходить непосредственно к поиску  $\alpha_i$ . Реализуем первый способ нахождения этих неопределенных коэффициентов.

В этом случае необходимо найти условный экстремум функции многих переменных

$$f = f(\alpha_i) = Int + Ext \quad (13)$$

с двумя уравнениями связи:  $L_1 = \alpha_1 - \frac{1}{2}\alpha_3 - V^0 = 0$  и  $L_2 = \alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3 = 0$ . Для этого, согласно методу множителей Лагранжа, составляется функция вида

$$Z = f(\alpha_i) + \lambda_1 L_1(\alpha_i) + \lambda_2 L_2(\alpha_i), \quad (14)$$

а точка  $\alpha = (\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3)$  в которой функция (13) принимает минимум при условии (12), является решение системы:

$$\begin{cases} \frac{\partial Z}{\partial \alpha_i} = 0, \quad i = 1..3, \\ \frac{\partial Z}{\partial \lambda_j} = 0, \quad j = 1..2. \end{cases} \quad (15)$$

Для решения системы (15) следует воспользоваться встроенной функцией пакета *Maple 9 – solve*. Она позволяет получить решение системы из  $n$  уравнений в независимости от того, линейны они или нет. Обращение к функции *solve* имеет следующий вид [6]:

$$zn := solve(\{eq_1, eq_2, \dots, eq_n\}, \{x_1, x_2, \dots, x_n\});$$

где  $zn$  – решение системы;  $eq_1, eq_2, \dots, eq_n$  – уравнения из системы;  $x_1, x_2, \dots, x_n$  – переменные, относительно которых разыскивается решение.

Представим блок-схему алгоритма решения задачи с использованием первого метода нахождения коэффициентов  $\alpha_i$  (рис. 2 (а, б)).

В этой и последующих блок-схемах узел «\*» показывает, с какого момента действия в данном алгоритме начинают отличаться от двух других алгоритмов. Это важно не только для наглядной оценки трудоемкости подхода решения, но и для точного просчета времени и итераций, приходящихся исключительно на реализацию конкретного способа нахождения  $\alpha_i$ .

В данном случае общее время, затраченное на поиск решения задачи, составило 22 секунды. С момента «\*» было произведено 17 итераций в течение 17 секунд.

Рассмотрим второй способ нахождения коэффициентов  $\alpha_i$ , который предполагает поиск минимума функции (13) при ограничениях (12). Этот метод по своей формулировке аналогичен описанному выше, но отличается от него тем, что требует меньше действий от программиста при его реализации. Все, что необходимо для составления алгоритма второго подхода, это сформировать функции (12), (13) и обратиться с ними к встроенной функции

*extrema* пакета *Maple 9*. Эта команда позволяет отыскать минимум некоторой математической функции при  $n$  ограничениях на нее. Общий вид обращения к *extrema* выражается следующим образом [6]:

$$\text{extrema}(f, \{g_1, g_2, \dots, g_n\}, \{x_1, x_2, \dots, x_n\}, 'zn'),$$

где  $f$  – функция, экстремум которой необходимо найти;  $\{g_1, g_2, \dots, g_n\}$  –  $n$  ограничений  $f$ , записанных в виде равенств;  $\{x_1, x_2, \dots, x_n\}$  – переменные, от которых зависит  $f$ ; 'zn' – переменная, которой будут присвоены координаты точек экстремума.

После выполнения функции *extrema* следует произвести подстановку значений для выявления минимума.

Представим блок-схему алгоритма решения задачи нахождения коэффициентов  $\alpha_i$  при помощи использования второго подхода (рис. 3).

С момента «\*» было произведено 8 итераций в течение 5 секунд. Общее время реализации алгоритма составило 10 секунд.

Рассмотрим последний алгоритм нахождения набора  $\alpha_i$ . Этот способ подразумевает решение следующей системы:

$$\begin{cases} \text{Int} + \text{Ext} = 0, \\ \alpha_1 - \frac{1}{2}\alpha_3 - V^0 = 0, \\ \alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3 = 0. \end{cases} \quad (16)$$

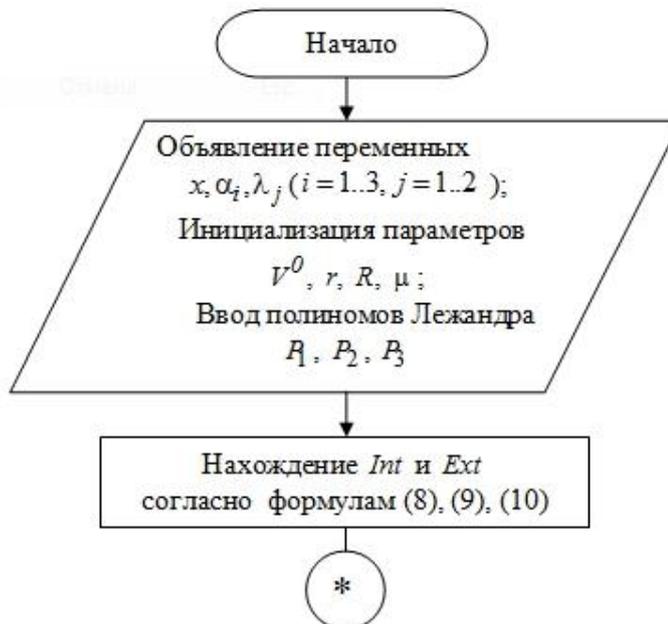
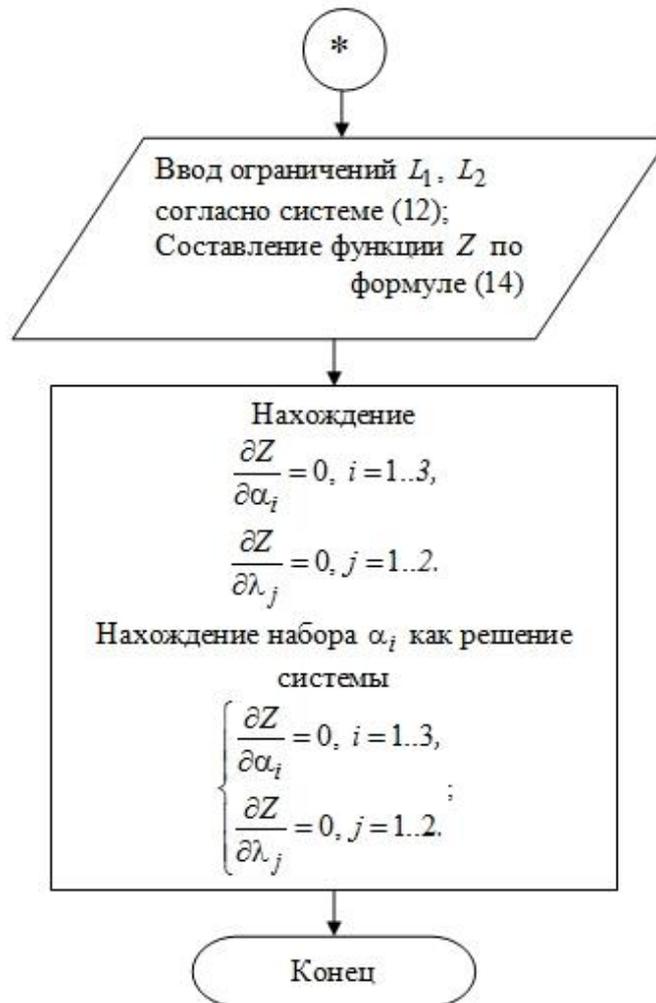


Рисунок 2 (а) – Блок-схема алгоритма нахождения коэффициентов методом множителей Лагранжа (начало)



**Рисунок 2 (б) – Блок–схема алгоритма нахождения коэффициентов методом множителей Лагранжа (продолжение)**

Как описывалось выше, для решения любой системы уравнений необходимо использовать встроенную функцию *solve* математического пакета *Maple 9*. Представим блок-схему реализации третьего, заключительного алгоритма (рис. 4).

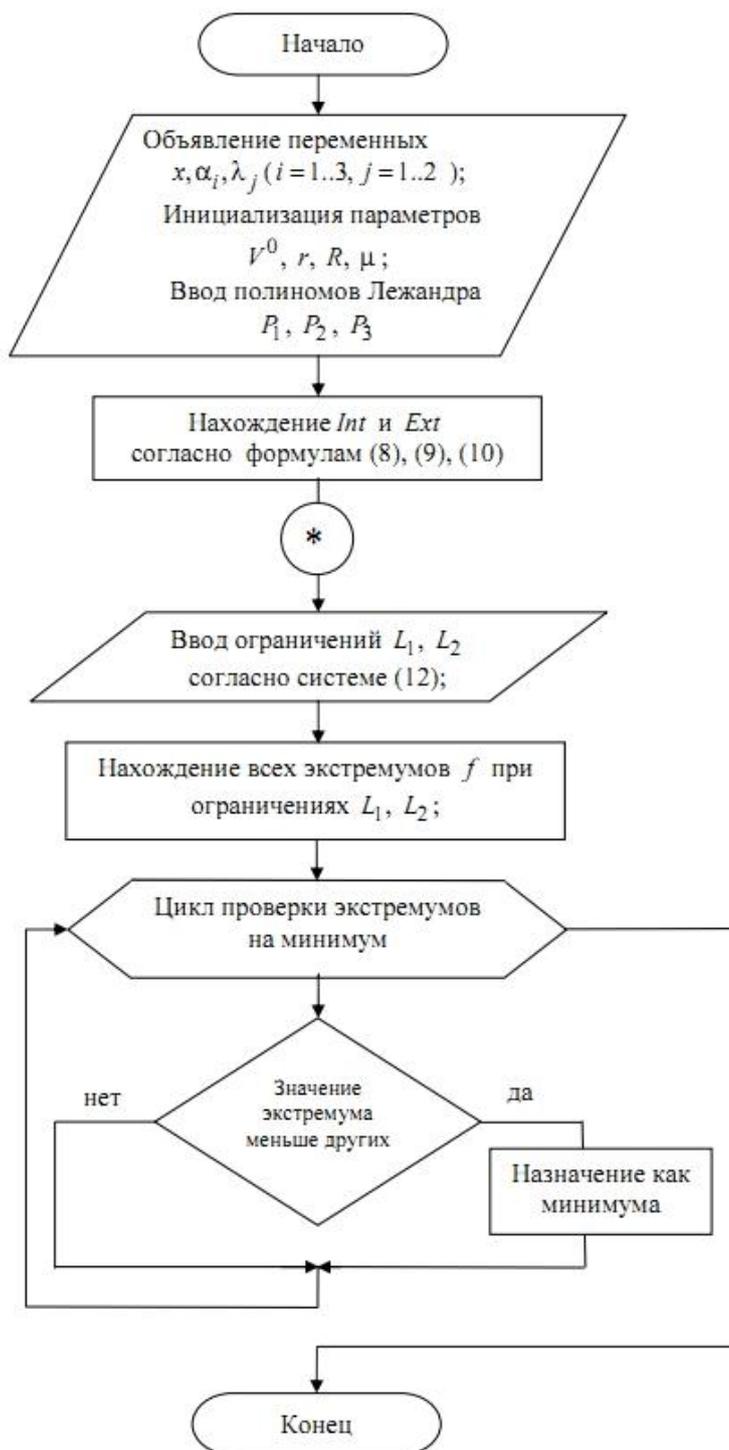


Рисунок 3 – Блок-схема алгоритма нахождения коэффициентов методом нахождения минимума функций

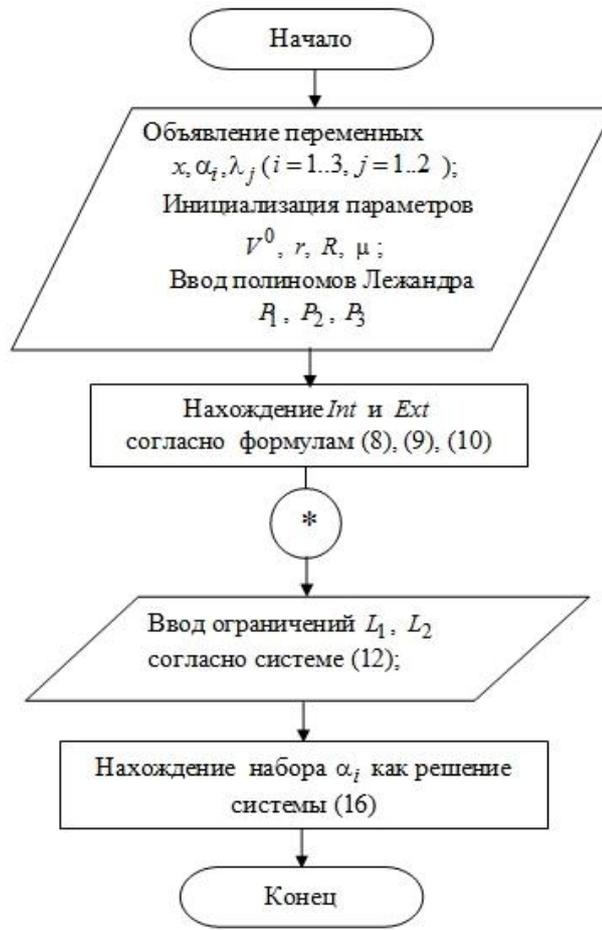


Рисунок 4 – Блок-схема алгоритма нахождения коэффициентов как результата решения системы ограничений

При программной реализации алгоритма представленного выше ушло 1,5 минуты. С момента «\*» было произведено 76 итераций за 85 секунд.

Сравнение полученных результатов показало, что все три алгоритма поиска набора  $\alpha_i$  справились со своей задачей. Они дали одно и то же решение:

$$\alpha_1 = 3,0020, \quad \alpha_2 = -3,0060, \quad \alpha_3 = 0,0040,$$

при

$$r = 0,025 \text{ см}, \quad R = 0,025 + 10^{-4} \text{ см}, \quad \mu = 0,032, \quad V^0 = 3.$$

Единственным отличием алгоритмов послужило время, затраченное на их реализацию. Их вычислительная сложность представлена в таблице 1.

Таблица 1 – Результаты реализации алгоритмов

№ алгоритма	Общее время на реализацию в сек.	Время на реализацию с момента «*» в сек.	Количество итераций с момента «*»
1	22	17	17
2	10	5	8
3	90	85	76

Таким образом, с полной уверенностью можно положить, что по всем параметрам алгоритм №2 нахождения минимума функции (13) с ограничениями вида (12) является наилучшим. Быстрота работы этого подхода объясняется использованием численных методов решения систем уравнений во встроенной функции *extrema* [5]. Алгоритм №1 показал хорошие скоростные результаты, но из-за дополнительных аналитических выкладок уступил второму алгоритму на несколько секунд. Подход №3 оказался самым медленным. Скорость его реализации в 17 раз медленнее второго алгоритма. Громоздкость выражения *Int+Ext* в подходе №2 заставила встроенную функцию *solve* пакета *Maple 9* произвести намного большее вычислений, чем в первом алгоритме.

Подход №2 оказался успешнее других, поэтому можно сказать, что в других подобных задачах динамики жидкости он тоже окажется лидером среди прочих алгоритмов. Безусловно, только при многократном подтверждении этого предположения, если не найдется никакого опровержения такой позиции, можно будет с большой долей уверенности утверждать, что оно истинно.

### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Шарый С.П. Курс вычислительных методов. – Новосибирск: Институт вычислительных технологий СО РАН, 2013. – 497 с.
2. Кучеряев Б.В. Механика сплошных сред (теоретические основы обработки давлением композитных металлов); учебник для ВУЗов. – М.: «МИСИС», 2000. – 320 с.
3. Слезкин Н.А. Динамика вязкой несжимаемой жидкости. – М.: Государственное издательство технико-теоретической литературы, 1955. – 520 с.
4. Лузин Н.Н. Дифференциальное исчисление. – М.: Государственное издательство «Высшая школа», 1961. – 479 с.
5. Наместников С.М. Основы программирования в MatLab. Сборник лекций. – Ульяновск: УлГТУ, 2011. – 55 с.
6. Дьяконов В.П. Maple 9.5/10 в математике, физике и образовании. – М.: СОЛЮН-Пресс, 2006. – 720 с.
7. Дьяконов В.П. Mathematica 5.1/5.2/6. Программирование и математические вычисления. – М.: ДМК-Пресс, 2008. – 576 с.

#### Машков Евгений Александрович

Орловский государственный университет, г. Орел  
Аспирант кафедры «Геометрия и методика преподавания математики»  
Тел.: 8 953 475 91 94  
E-mail: MashkovMath@gmail.com

---

E.A. MASHKOV (*Post-graduate Student of the Department  
«Geometry and Methods of Teaching Mathematics»  
Orel State University, Orel*)

### TYPES AND PROPERTIES OF THE ALGORITHMS FOR SOLVING THE PROBLEM OF THE VISCOUS INCOMPRESSIBLE FLUID CIRCULAR MOTION MODELING

*The article deals with the problem of choosing the best computational algorithm applied to the problem of modeling a steady circular motion of viscous incompressible fluid using a package of mathematical calculations. Authors analyze several possible approaches to finding the coefficients of the velocity function in the form of algebraic polynomial. On the basis of the results obtained by the authors is recommended to use an algorithm for finding the minimum of power balance for similar problems in hydrodynamics.*

**Keywords:** *computational complexity; algorithm; mathematical software; hydrodynamics.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Shary'j S.P. Kurs vy'chislitel'ny'x metodov. – Novosibirsk: Institut vy'chislitel'ny'x texnologij SO RAN, 2013. – 497 s.
2. Kucheryaev B.V. Mexanika sploshny'x sred (teoreticheskie osnovy' obrabotki davleniem kompozitny'x metallov); uchebnik dlya VUZov. – M.: «MISIS», 2000. – 320 s.
3. Slezkin N.A. Dinamika vyazkoj neszhimaemoj zhidkosti. – M.: Gosudarstvennoe izdatel'stvo tekhniko-teoreticheskoy literatury', 1955. – 520 s.
4. Luzin N.N. Differencial'noe ischislenie. – M.: Gosudarstvennoe izdatel'stvo «Vy'sshaya shkola», 1961. – 479 s.
5. Namestnikov S.M. Osnovy' programmirovaniya v MatLab. Sbornik lekcij. – Ul'yanovsk: UIGTU, 2011. – 55 s.
6. D'yakonov V.P. Maple 9.5/10 v matematike, fizike i obrazovanii. – M.: SOLON-Press, 2006. – 720 s.
7. D'yakonov V.P. Mathematica 5.1/5.2/6. Programmirovaniye i matematicheskie vy'chisleniya. – M.: DMK-Press, 2008. – 576 s.

УДК 004.624

А.В. КОСЬКИН, А.Ю. УЖАРИНСКИЙ

## МЕХАНИЗМЫ ДОСТУПА К ДАННЫМ НА ОСНОВЕ ЕДИНОЙ ИНТЕГРИРУЮЩЕЙ СХЕМЫ ДАННЫХ

*В статье рассмотрены вопросы доступа к данным на основе единой интегрирующей схемы данных. Представлены этапы алгоритма трансляции и оптимизации запросов к интегрирующей базе данных и обобщенная модель доступа к данным посредством сервера интеграции.*

**Ключевые слова:** интеграция; данные; схема данных; запросная модель; web-сервисы.

### ВВЕДЕНИЕ

Вопросы интеграции разнородных источников данных становятся критическими для современных образовательных учреждений. Зачастую современным ВУЗам приходится работать с распределенными гетерогенными информационными системами. Это связано с быстрым развитием информационных технологий в последнее время и появлением все новых информационных систем. При этом большинство образовательных учреждений сталкивается с проблемой интеграции и эффективного использования данных, разбросанных по разным локальным системам. Для решения данной проблемы предлагается создание системы интеграции разнородных приложений с использованием web-сервисов, ключевым элементом которой будет единая интегрирующая модель данных.

Одним из важнейших вопросов, возникающих при построении системы интеграции и управления данными, является вопрос организации доступа к физически распределенным источникам данных на основе сформированной интегрирующей модели данных. Для решения данного вопроса необходимо решить следующие задачи:

1. Определить структуру базы данных для хранения интегрирующей схемы данных в системе интеграции.
2. Описать синтаксис языка запросов, применяемого для доступа к данным.
3. Разработать алгоритмы трансляции и оптимизации запросов для доступа к распределенным источникам данных посредством интегрирующей модели данных.
4. Определить формат обмена данными между системой интеграции и внешними приложениями, являющимися потребителями информации.

Приведем описание механизма доступа к данным посредством интегрирующей модели данных, решающего описанные задачи.

### МОДЕЛЬ ХРАНЕНИЯ ОБЪЕКТНОГО ОПИСАНИЯ ПРЕДМЕТНОЙ ОБЛАСТИ В РЕЛЯЦИОННОЙ СУБД

Для осуществления доступа к данным на основе созданного объектного описания интегрирующей схемы данных необходимо определиться с тем, каким образом будет храниться данное описание в базе данных системы интеграции. Классический подход, применяемый в большинстве современных СУБД и соответствующий стандарту SQL2, заключается в создании системного каталога, хранящего в себе набор системных таблиц, используемых для доступа к данным. В соответствии с данным подходом и с учетом специфики интегрирующей схемы данных определим следующую логическую схему базы данных, используемую для хранения интегрирующей схемы данных.

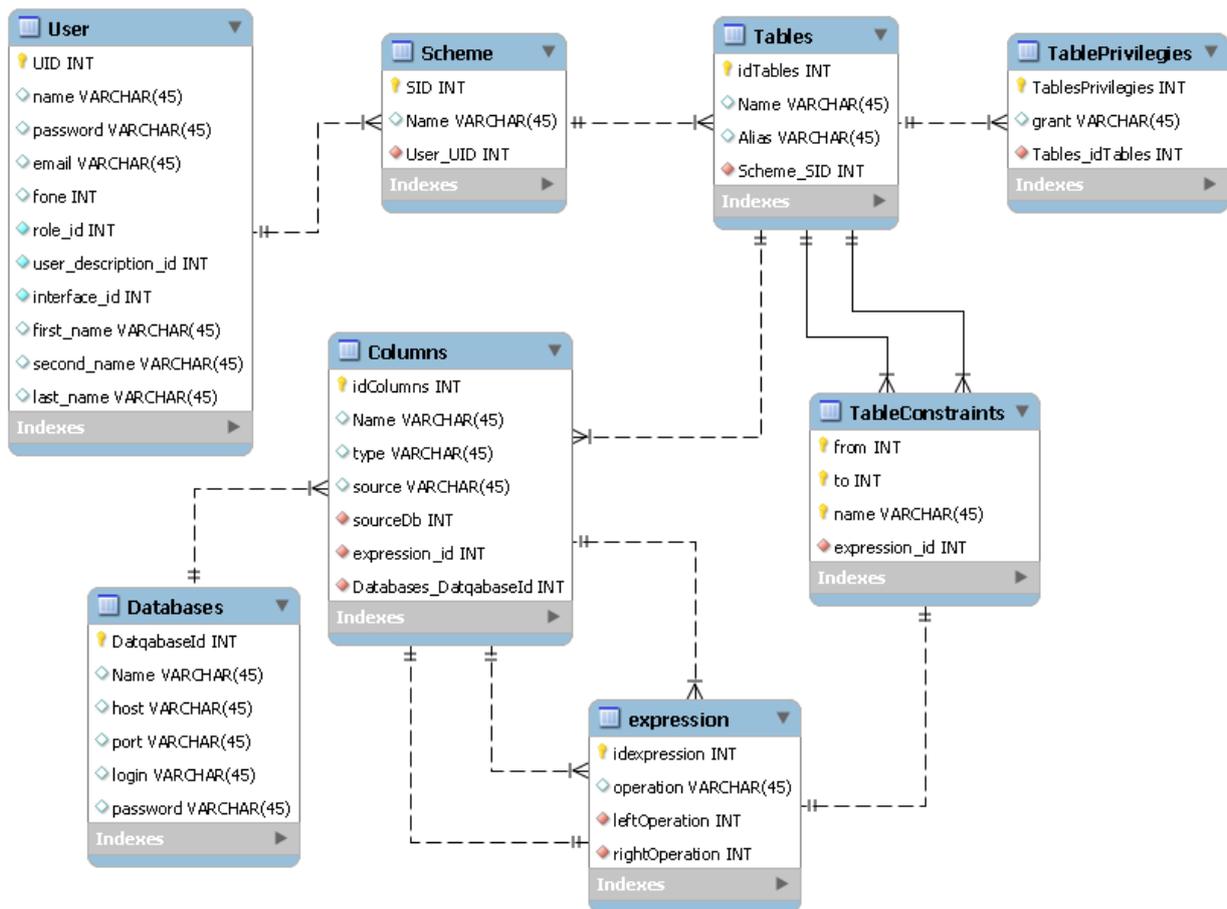


Рисунок 1 – Схема фрагмента базы данных для хранения интегрирующей схемы данных

Некоторые элементы приведенной схемы данных требуют пояснения с учетом специфики решаемой задачи. Таблица Scheme содержит наименование и идентификатор интегрирующей схемы данных. В системе может быть создано несколько интегрирующих схем данных, однако активной в каждый момент времени остается только одна схема. У каждой схемы есть ссылка на ее владельца. Только один пользователь может быть владельцем схемы. При этом остальные пользователи могут иметь доступ к элементам схемы в соответствии с заданными правами доступа. Каждая схема содержит набор классов объектов, хранящихся в таблице Classes. Поля каждого класса объектов содержатся в таблице Columns. Кроме стандартных атрибутов, данная таблица имеет атрибут value, определяющий условие, по которому формируется значение данного поля на основе данных реальных источников. В качестве условия может выступать как отдельное поле реального источника, так и некоторое выражение, представляющее собой композицию нескольких полей различных источников. При этом все поля реальных источников, используемые при формировании значения поля интегрирующей схемы данных, записываются в формате <Имя базы данных><Имя таблицы><Имя поля>. Таблица TableConstraints содержит описание отношений между элементами интегрирующей схемы данных. Она содержит ссылки на соединяемые классы объектов from и to и условие соединения экземпляров данных классов. Таблица Databases содержит информацию об интегрируемых базах данных, необходимую для доступа к их данным.

Интегрирующая схема данных формируется пользователем и поступает в систему интеграции в виде xml-документа. Пример описания объекта в xml-документе приведен ниже:

```
<class>
  <name> Performer </name>
</fields>
  <field>
    <name>id</name>
    <type>INT</type>
    <value>Db1.Performer.id</value>
  </field>
  <field>
    <name>FIO</name>
    <type>VARCHAR</type>
    <value>Db1.Performer.FIO</value>
  </field>
  ...
</fields>
<relations>
  <relation>
    <name>Makeproject </name>
    <result>Project</result>
    <condition>Db1. Performer.id=Db1.project_performers.performer_id and
Db1.project_performer.project_id_pr =Db1.project.id_pr</condition>
  </relation>
  <relation>
    <name>AsInstructor</name>
    <result>Instructor</result>
    <condition>Db1.Performer.fio = Db2.Instructor.fio</condition>
  </relation>
</relations>
</class>
```

На основе данного xml-представления интегрирующей схемы данных происходит автоматическое заполнение информации в служебный каталог системы интеграции данных.

### **ЭТАПЫ ОРГАНИЗАЦИИ ДОСТУПА К ДАННЫМ ПОСРЕДСТВОМ ЕДИНОЙ ИНТЕГРИРУЮЩЕЙ СХЕМЫ ДАННЫХ**

Задача доступа к данным посредством интегрирующей схемы данных заключается в трансляции запросов к интегрирующей базе данных в запросы к реальным источникам данных и формировании на основе этих запросов результирующего множества. Для доступа к данным посредством интегрирующей схемы данных используется специализированный объектно-ориентированный язык запросов. Данный язык запросов основан на синтаксисе классического языка запросов SQL с учетом особенностей объектного представления данных. Использование данного языка запросов обусловлено его большей приспособленностью и гибкостью при работе с объектно-ориентированными базами данных. Синтаксис данного языка запросов имеет следующий вид:

```
<osql> ::= SELECT <o_select_list>
[WHERE <o_where_condition>]
```

```

[GROUP BY <o_groupby_list>]
[HAVING <o_having_condition>]
[ORDER BY <o_orderby_list>]
<o_select_list> ::= <o_complex_attribute> | <o_select_list> <o_complex_attribute>
<o_groupby_list> ::= <o_complex_attribute> | <o_groupby_list> <o_complex_attribute>
<o_having_condition> ::= <Boolean_function>
<o_orderby_list> ::= <o_complex_attribute> | <o_orderby_list> <o_complex_attribute>
<o_complex_attribute> ::= <object_list>.<attribute>
<object_list> ::= <object>|<object>.<methodlist>
<methodlist> ::= <method>|<method>.<methodlist>
<o_where_condition> ::= <o_and_condition> | OR <o_and_condition>
<o_and_condition> ::= <condition> | AND <condition>
<condition> = <o_complex_attribute> <o_logic_operation> <o_right_condition>
<o_right_condition> ::= <o_complex_attribute> | <value> | <o_complex_attribute>
<operation> <o_right_condition>
<o_logic_operation> ::= <|>|<=>|in
<operation> ::= =|-*|/

```

Задача сервера интеграции заключается в трансляции поступающих от сервисов запросов, доступе к источникам данных и формировании на основе полученных данных xml-документа с результатами выполнения запроса. Можно выделить следующие подзадачи, которые необходимо решить для достижения поставленной задачи:

1. Заменить все атрибуты объектов в исходном объектном запросе на имена полей соответствующих таблиц реальной модели данных.
2. Сформировать списки таблиц разделов from-запросов в соответствии с базами данных, в которых находятся эти таблицы.
3. Для каждого раздела from сформировать раздел where с условиями связывания таблиц и условиями выборки данных.
4. Сформировать и выполнить запросы к реальным источникам данных в соответствии с правилами формирования запросов к конкретному типу СУБД.
5. Сформировать результирующее множество данных с учетом правил слияния карточек из различных источников данных.

Рассмотрим процесс доступа к данным на примере следующего объектного запроса: *select Performer.Student.Specialty.title, Performer.Student.fio where Performer.Project.title = 'Разработка системы интеграции и управления разнородными web-сервисами'*. Данный запрос формирует список специальностей, на которых обучаются студенты, являющиеся исполнителями проекта. При этом следует отметить, что данные об исполнителях проекта хранятся в базе данных НИР, которую условно назовем Db1, а данные о специальностях, на которых обучаются студенты, хранятся в базе данных об учебном процессе, которую назовем Db2. Фрагменты этих баз данных представлены на рисунке 2.

Для трансляции запроса к интегрирующей базе данных в запросы к реальным источникам данных предлагается использовать механизм двухфазной трансляции. На первом этапе исходный запрос к интегрирующей базе данных транслируется в некоторое промежуточное представление. На втором этапе трансляции на основе данного представления происходит оптимизация и формирование запросов к реальным источникам данных. Применительно к специфике решаемой задачи возможны два варианта трансляции:

1. Выполнение полного синтаксического разбора исходного запроса на основе грамматики языка объектных запросов. При этом каждому правилу грамматики ставится в соответствие семантическая процедура, трансформирующая это правило в соответствии с

правилами грамматики реального источника данных. Такая процедура трансляции полностью аналогична процедуре анализа SQL-запросов в реальных СУБД. Данный подход имеет ряд недостатков. В системе необходимо хранить полное описание синтаксиса объектных запросов и устанавливать жесткую связь между конструкциями объектного языка запроса и языка запросов, применяемого в реальном источнике. Это значительно усложняет масштабируемость данного решения и возможность использования различных классов СУБД.

2. Выполняется частичный разбор запроса с выделением из него только тех фрагментов, которые подлежат модификации. Данный подход позволяет значительно упростить процедуру разбора, при этом нет никакой необходимости в хранении полного описания грамматики языка объектных запросов. Кроме того, данный подход повышает универсальность и независимость от реальных СУБД, используемых для интеграции.

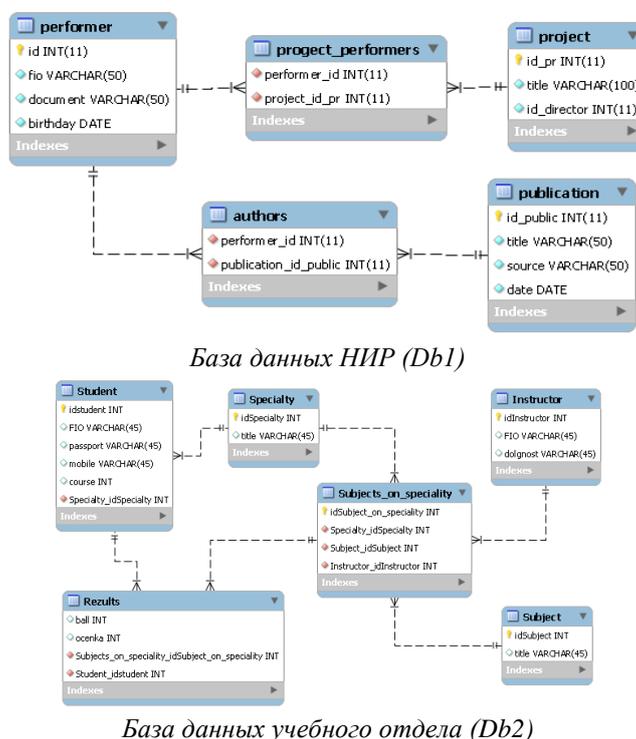


Рисунок 2 – Фрагменты схем источников данных

В разрабатываемой системе интеграции предлагается использовать второй подход к решению задачи трансляции запросов ввиду его большей простоты и универсальности.

На первом этапе трансляции выполняется частичный синтаксический разбор исходного запроса на основе грамматики языка объектных запросов. В семантические процедуры, вызываемые при редуцировании правил грамматики, в которых задействованы атрибуты объектов в качестве параметров, включается вызов функции, выполняющей замену атрибутов объектов на поля таблиц и сохраняющей данные для формирования списка таблиц и связей в SQL-запросе. Кроме того, происходит добавление условий, обеспечивающих поддержку связей между объектами интегрирующей схемы данных. Так, каждый вызов метода объекта заменяется соответствующим выражением, обеспечивающим связывание картежа текущего объекта с картежами объекта, являющегося результатом вызова данного метода. Ключевой особенностью формируемого представления является то, что ко всем

полям объектов реальных источников данных добавляются ссылки на эти источники. В результате описание полей реальных источников данных в промежуточном представлении будет иметь вид: <Имя\_базы\_данных><Имя\_таблицы><Имя\_поля>. Для рассматриваемого нами примера полученное промежуточное представление будет иметь следующий вид:

```
Select db2.specialty.title from db2.specialty, db2.student, db1.performer,
db1.project_performer, db1.project
Where
Db1.Project.title = 'Разработка системы интеграции и управления разнородными
web-сервисами' And
Db1.Performer.id=db1.project_performers.performer_id And
Db1.project_performer.project_id_pr =db1.project.id_pr And
Db1.Performer.fio = db2.student.fio and
Db2.Student.Specialty_idSpecialty = Db2.Specialty.idSpecialty
```

На втором этапе процесса трансляции необходимо на основе полученного промежуточного представления определить алгоритм формирования конечного результата и сформировать запросы к реальным источникам данных. Особенность данного этапа заключается в том, что ряд данных, используемых в запросе, относится к различным источникам и для доступа к данным одного источника надо сначала произвести выборку данных из другого источника. В таблице 1 приведены правила разбора и соответствующие им процедуры.

Таблица 1 – Функции, используемые для семантического разбора грамматик

Правило	Функция
Object	Функция addTable добавляет во множество таблиц связанное с текущей базой данных имя таблицы, в которой находится данное поле.
Attribute	Процедура addAttribute добавляет атрибут в раздел select запроса к соответствующему источнику данных.
Condition	Процедура AddWhereCondition анализирует атрибуты, входящие в состав условия, добавляет условие в раздел where соответствующего запроса. В случае, если множество атрибутов принадлежит разным источникам данных, соответствующие атрибуты добавляются в разделы select запросов к целевым источникам данных и формируется процедура формирования результирующего набора данных.
O_complex_attribute	Функция translateObject анализирует объекты и атрибуты, входящие в условие, и возвращает их вверх по рекурсии для анализа всего условия в целом.
O_orderby_list	Функция CreateOrderList добавляет атрибуты, определенные данным правилом в список сортировки соответствующих источников данных.

В результате описанных преобразований получается процедура доступа к данным, позволяющая сформировать результирующий набор данных. Эта процедура компилируется и запускается на выполнение встроенными средствами языка Java. Для рассматриваемого примера результат второго этапа трансляции будет иметь следующий вид:

```
List<BeanModel> executeQuery()
{Database db;
List<BeanModel> result;
Db.connect('localhost', '8000', 'root', '123', 'NIR');
List<BeanModel> result1 = db.execute('Select performer.fio as 'FIO' from performer,
project_performer, project
```

```

Where
  Project.title = 'Разработка системы интеграции и управления разнородными web-
сервисами' And
  Performer.id=project_performers.performer_id And
  project_performer.project_id_pr =project.id_pr
);
Db.closeconnection();
Db.connect('localhost', '8000', 'root', '123', 'Institute');
Foreach (BeanModel item:result1)
{
  Result.add(db.execute('select Specialty.title from student, specialty where student.fio
=' +item.fio + ' and Student.Specialty_idSpecialty = Specialty.idSpecialty');
}
Return result;
}

```

Следующим этапом после выполнения описанной процедуры является этап формирования xml-документа с данными, который отправляется пользователю. Сложность данного этапа заключается в том, что в полученном результате фигурируют поля реальных источников данных, а пользователю необходимо вернуть результат в терминах интегрирующей схемы данных. Для этого необходимо выполнить процесс преобразования, обратный тому, который выполнялся на первом этапе трансляции. Это связано с лишней нагрузкой на сервер интеграции и потерей эффективности системы. Для упрощения данного процесса можно на первом этапе трансляции запроса, когда происходит замена атрибутов объектов на поля реальных источников, добавлять псевдонимы к каждому полю таким образом, чтобы полученный результирующий набор данных был описан сразу в терминах интегрирующей модели данных. Фрагмент результат выполнения запроса, рассмотренного нами выше, имеет следующий вид:

```

<result>
  <value>
    <class Specialty>
      <attribute name='fio'>Иванов И.И.</attribute>
    </class>
    <class Specialty>
      <attribute name='title'>Прикладная информатика</attribute>
    </class>
  </value>
  ...
</result>

```

### **ОПТИМИЗАЦИЯ ВЫПОЛНЕНИЯ ЗАПРОСОВ К ИНТЕГРИРУЮЩЕЙ МОДЕЛИ ДАННЫХ**

С учетом распределенного механизма хранения информации в интегрированной информационной системе ВУЗА важным аспектом является оптимизация алгоритмов доступа к данным посредством интегрирующей схемы данных. Каждый запрос к объектам интегрирующей базы данных преобразуется в ряд запросов к реальным источникам данных, необходимым для формирования конечного результата. При этом возможны различные варианты такого преобразования. Задача оптимизатора – сформировать процедуру доступа к

данным таким образом, чтобы она удовлетворяла выбранному критерию оптимальности. В качестве критериев оптимизации могут выступать следующие критерии:

1. Наилучшая производительность системы. Под данным критерием будем понимать такой алгоритм выполнения запроса, который требует минимального количества ресурсов сервера интеграции. Такой подход позволит достичь максимальной производительности сервера интеграции и увеличить количество параллельно выполняемых запросов при небольших потерях в скорости выполнения отдельных запросов.

2. Минимальные затраты времени на обработку всех строк запроса. При данном варианте оптимизации в качестве критерия оптимизации учитывается минимальное время выполнения отдельного запроса. Это достигается за счет параллельной обработки различных частей запросов и увеличения нагрузки на сервер интеграции, что может сказаться на общей производительности системы при большом количестве запросов.

Возможно использование и ряда других критериев оптимизации запросов. С учетом отмеченных достоинств и недостатков описанных критериев в качестве критерия оптимизации при доступе к данным посредством интегрирующей схемы данных предлагается использование первого критерия оптимальности.

Процесс оптимизации формирования алгоритма выполнения запроса начинается на втором этапе трансляции и совмещается с ним. В качестве исходных данных для оптимизатора есть множество источников данных  $\{X\}$ , множество полей объектов, связанных с источником данных, необходимым для формирования результата

$X = \{X_1 \rightarrow \{x_{11}, x_{12}, x_{13}, \dots, x_{1n1}\}, X_2 \rightarrow \{x_{21}, x_{22}, \dots, x_{2n2}\}, \dots, X_m \rightarrow \{x_{m1}, x_{m2}, \dots, x_{mnm}\}\}$ , (1)  
и множество условий связывания, накладываемых на конечный результат:

$$V = \{x_{ij} \text{ op } \{x_{ik} | \text{const, op}\}^*\}, \quad (2)$$

где  $x_{ij}$  – атрибут  $j$  источника  $i$ ;  $\text{op}$  – одна из допустимых в разделе *where* запроса операций, определяемая синтаксисом языка запросов;  $\{x_{ik} | \text{const, op}\}^*$  – непустое множество атрибутов или констант, соединенных допустимыми операциями. Атрибуты могут принадлежать источнику данных  $l \in \{1..m\}$ .

Стратегия оптимизации будет заключаться в том, чтобы как можно большую часть нагрузки, связанной с извлечением данных, переложить на СУБД источников данных. При этом серверу интеграции останется только выполнить правильное соединение полученных данных и вернуть пользователю результат.

На начальном этапе оптимизации из множеств  $X$  атрибутов раздела *select* исходного запроса формируются *select* части запросов к реальным источникам данных. Далее анализируется множество  $V$  выражений из раздела *where* исходного запроса. Для каждого выражения  $v_i$  анализируются атрибуты, входящие в состав данного выражения. Если все атрибуты выражения принадлежат к одному и тому же источнику данных, т.е. если выполняется условие

$$\forall x_j \in v_i (x_j \in X_k), \quad (3)$$

то выражение  $v_i$  без каких-либо модификаций добавляется в раздел *where* запроса к  $k$ -ому источнику.

Если условие 3 не выполняется, то данное выражение описывает правило соединения данных из различных источников. Такое соединение может быть реализовано только средствами сервера интеграции. Для выполнения данной операции необходимо осуществить выборку данных из источников и после этого, перебрав все картежи из полученных результатов, выполнить операцию соединения. В этом случае каждый атрибут  $x_j \in v_i \wedge x_j \in X_k$  добавляется ко множеству атрибутов раздела *select* запроса к  $k$ -ому источнику. Само условие добавляется ко множеству условий, используемых для формирования конечного результата. После получения данных от реальных источников необходимо выполнить операцию

соединения картежей по заданному условию. Предположим, что результат запроса к источнику  $k_1$  вернул  $m$  записей, а результат запроса к источнику  $k_2$  вернул  $n$  записей. Тогда в общем случае для соединения кортежей из двух источников потребуется  $m \cdot n$  операций сравнения. Для уменьшения этого числа можно наложить условие сортировки на значения атрибутов, используемых в условии. Это позволит снизить количество операций сравнения до  $\max(m, n)$ .

В результате получим следующий алгоритм формирования результирующего набора данных:

```

МножествоОбъектовиАтрибутовИсточниковДанных :=
ПолучитьМножестваАтрибутов();
МножествоАтрибутовИсходногоЗапроса := Найти множество искомых атрибутов;
МножествоУсловийИсходногоЗапроса := Найти множество условий исходного
запроса;
РазделАтрибутовИсточниковДанных := [];
РазделыУсловийВыборкиИсточниковДанных := [];
Для каждого Атрибут из МножествоАтрибутовИсходногоЗапроса {
    Для I от 1 до КоличествоИсточниковДанных {
        Если Атрибут in МножествоОбъектовиАтрибутовИсточниковДанных[I] то
            РазделАтрибутовИсточниковДанных[I] += Атрибут; } }
Для каждого Условие из МножествоУсловийИсходногоЗапроса {
    Если ВсеАтрибутыПринадлижатОдномуИсточнику то {
        РазделыУсловийВыборкиИсточниковДанных[I] += Условие; }
    Иначе
        Для каждого Атрибута из Условие {
            Если Атрибут in МножествоОбъектовиАтрибутовИсточниковДанных[I] то
                {
                    РазделАтрибутовИсточниковДанных[I] += Атрибут;
                    РазделСортировки[I] += Атрибут; } }
        Для I от 1 до n {
            Запрос:=СформироватьЗапросКИсточнику();
            Результат[I]:=ВыполнитьЗапрос(Запрос); }
    Итог = СоединитьКартежи(Результат);
    Вернуть Итог.

```

Описанный алгоритм оптимизации запросов позволит снизить нагрузку на сервер интеграции и повысить эффективность работы системы интеграции.

### ОБОБЩЕННАЯ МОДЕЛЬ ДОСТУПА К ДАННЫМ ПОСРЕДСТВОМ ИНТЕГРИРУЮЩЕЙ СХЕМЫ ДАННЫХ

В общем виде процесс доступа к данным на основе интегрирующей модели данных можно представить схемой, приведенной на рисунке 3.

Клиентское приложение, нуждающееся в данных, формирует OSQL на доступ к данным в терминах интегрирующей схемы данных. Данный запрос отправляется на сервер интеграции, где происходит его трансляция и формирование процедуры доступа к реальным источникам данных для получения необходимых данных. После этого на основе API источников данных происходит доступ к реальным базам данных и получаются множества картежей в соответствии с заданными условиями. Далее сервер интеграции формирует из полученных множеств результат выполнения исходного запроса в терминах интегрирующей модели данных и возвращает его клиенту в виде xml-документа.

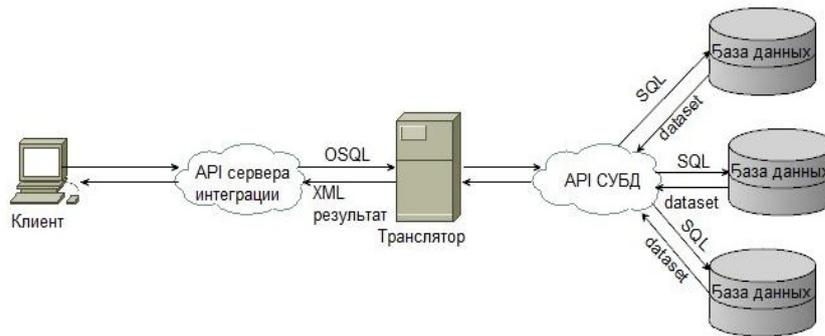


Рисунок 3 – Механизм доступа к данным на основе единой интегрирующей схемы данных

## ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной статье предложен механизм осуществления доступа к физически распределенным данным посредством интегрирующей модели. Описан способ хранения информации о структуре интегрирующей модели данных и правилах ее формирования на основе существующих источников данных, синтаксис языка запросов, используемого для доступа к данным, а также механизмы трансляции запросов на этом языке в SQL-запросы к реальным источникам данных. В результате получена обобщенная модель доступа к данным посредством интегрирующей модели данных. На основе анализа особенностей полученной модели сформулирован критерий оптимизации процессов доступа к данным и предложен алгоритм оптимизации выполнения запросов к серверу интеграции.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Текст стандарта SQL-92 [Электронный ресурс]. – URL: <http://www.contrib.andrew.cmu.edu/~shadow/sql/sql1992.txt>.
2. Антипин К.В. Оперативная интеграция данных на основе XML: системная архитектура BizQuery / К.В. Антипин, А.В. Фомичев, М.Н. Гринев, С.Д. Кузнецов, Л.Г. Новак, П.О. Плешачков, М.П. Рекуц, Д.Р. Ширяев // Тр. Института системного программирования РАН 2004 г. [Электронный ресурс]. – URL: <http://www.citforum.ru/internet/xml/bizquery/>.
3. Крюков В.В., Шахгельдян К.И. Корпоративная информационная среда ВУЗа: методология, модели, решения; монография. – Владивосток: Дальнаука, 2007. – 308 с.
4. Zhao H., Ram S. Combining schema and instance information for integrating heterogeneous data sources, *Data & Knowledge Engineering* 61 (2), 2007. – P. 281-303.
5. Huimin Zhao, Sudha Ram. Entity matching across heterogeneous data sources: an approach based on constrained cascade generalization, *Data & Knowledge Engineering*, 66 (3), 2008. – P. 368-381.
6. Дейт К. Введение в системы баз данных // 6-е издание. – Киев: Диалектика, 1998. – 784 с.
7. Ужаринский А.Ю. Модель интеграции разнородных источников данных при объединении разнородных приложений на основе web-сервисов // *Информационные системы и технологии*, 2013. – № 6(80). – С. 46-53.
8. Коськин А.В., Ужаринский А.Ю. Методика формирования интегрирующей модели данных на основе интегрирующих источников данных // *Информационные системы и технологии*, 2014. – № 2(82). – С. 19-27.

**Коськин Александр Васильевич**

ФГБОУ ВПО «Государственный университет – УНПК», г. Орел

Доктор технических наук, профессор кафедры «Информационные системы»

Тел.: 8 (4862) 41-98-15

E-mail: koskin@ostu.ru

Ужаринский Антон Юрьевич

ФГБОУ ВПО «Госунiversитет – УНПК», г. Орел

Аспирант

Тел.: 8 910 264 56 76

E-mail: udjal89@mail.ru

---

A.V. KOS'KIN (*Doctor of Engineering Science, Professor of the Department «Information Systems»*)

A.Yu. UZHARINSKIY (*Post-graduate Student*)

*State University – ESPC, Orel*

#### DATA ACCESS MECHANISM BASED ON A SINGLE INTEGRATING CIRCUIT DATA

*The issue of access to the data on the basis of a single integrating schema is described. The algorithm steps of translation and query optimization to integrating database and data access model through the integration server are introduced.*

**Keywords:** *integration; data; data schema; inquire model; web-services.*

#### BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)

1. Tekst standarta SQL-92 [E'lektronnyj resurs]. – URL: <http://www.contrib.andrew.cmu.edu/~shadow/sql/sql1992.txt>.
2. Antipin K.V. Operativnaya integraciya danny'x na osnove XML: sistemnaya arxitektura BizQuery / K.V. Antipin, A.V. Fomichev, M.N. Grinyov, S.D. Kuznecov, L.G. Novak, P.O. Pleshachkov, M.P. Rekuc, D.R. Shiryaev // Tr. Instituta sistemnogo programirovaniya RAN 2004 g. [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://www.citforum.ru/internet/xml/bizquery/>.
3. Kryukov V.V., Shaxgel'dyan K.I. Korporativnaya informacionnaya sreda VUZa: metodologiya, modeli, resheniya; monografiya. – Vladivostok: Dal'nauka, 2007. – 308 s.
4. Zhao H., Ram S. Combining schema and instance information for integrating heterogeneous data sources, *Data & Knowledge Engineering* 61 (2), 2007. – P. 281-303.
5. Huimin Zhao, Sudha Ram. Entity matching across heterogeneous data sources: an approach based on constrained cascade generalization, *Data & Knowledge Engineering*, 66 (3), 2008. – P. 368-381.
6. Dejt K. Vvedenie v sistemy' baz danny'x // 6-e izdanie. – Kiev: Dialektika, 1998. – 784 s.
7. Uzharskiy A.Yu. Model' integracii raznorodny'x istochnikov danny'x pri ob'edinenii raznorodny'x prilozhenij na osnove web-servisov // *Informacionny'e sistemy' i texnologii*, 2013. – № 6(80). – S. 46-53.
8. Kos'kin A.V., Uzharskiy A.Yu. Metodika formirovaniya integriruyushhej modeli danny'x na osnove integriruyushhix istochnikov danny'x // *Informacionny'e sistemy' i texnologii*, 2014. – № 2(82). – S. 19-27.

УДК 658.512.6

Р.А. ЛУНЁВ, А.А. СТЫЧУК, А.А. МИТИН

## ТРЕБОВАНИЯ К СОСТАВУ ФУНКЦИЙ ВЕБ-СЕРВИСА ОКАЗАНИЯ ЭЛЕКТРОННЫХ УСЛУГ НАСЕЛЕНИЮ

*В данной статье авторы освещают разработку веб-сервисов оказания электронных услуг населению. Предоставление электронных услуг посредством создания и предоставления доступа к специализированным сервисам сопряжено с необходимостью унификации интерфейсов взаимодействия с пользователем с целью минимизировать затрачиваемое пользователем время на изучение нового для него интерфейса. Описаны преимущества системы сервисов, созданной на таких принципах, а также требования к таким системам.*

**Ключевые слова:** электронная услуга; регламент электронной услуги; электронное правительство; обслуживание населения; инструментальное средство; веб-сервис; облачные технологии.

На сегодняшний день одним из важнейших направлений развития России является создание информационного общества, важным принципом которого является широкое распространение и доступность для населения электронных услуг [9]. Все большую популярность в предоставлении услуг населению приобретают веб-сервисы.

Предоставление электронных услуг посредством создания и предоставления доступа к специализированным сервисам сопряжено с необходимостью унификации интерфейсов взаимодействия с пользователем с целью минимизировать затрачиваемое пользователем время на изучение нового для него интерфейса [10]. Практически каждый сервис по оказанию электронных услуг должен реализовывать функции как минимум двух видов:

- функции поддержки пользователя с целью оказания услуги;
- функции хранения данных, необходимых для оказания услуги.

Задачи реализации систем хранения данных, необходимых для оказания услуги, требуют комплексного решения. Необходимо использование как программных, так и технических решений. Наибольшую популярность на сегодняшний день для решения подобных задач приобретают облачные сервисы и системы, построенные с использованием облачных технологий [1, 2].

В свою очередь, из функций поддержки пользователей с целью оказания услуги можно выделить общие для всех сервисов составляющие:

- функции регистрации и аутентификации пользователя;
- функции сопровождения финансовых операций пользователя;
- регламент оказываемой услуги, т.е. порядок диалога, взаимодействия сервиса с пользователем, получение и передача необходимых для оказания услуги данных по заранее определенному алгоритму действий [12].

Каждый пользователь, прежде, чем воспользоваться веб-сервисом для оказания ему электронной услуги, должен зарегистрироваться либо аутентифицироваться на веб-сайте сервиса. И, конечно же, после оказания услуги оплатить работу сервиса.

Цель данного исследования заключается в повышении эффективности работы веб-сервисов оказания электронных услуг за счет сокращения временных затрат пользователя при работе с ними. Добиться сокращения временных затрат предлагается за счет унификации и использования единообразного подхода к формированию интерфейсов и перечня шагов при выполнении этих операций пользователем, а также формирования унифицированного описания регламента оказываемой электронной услуги [3].

Таким образом, разработка инструментальных средств, с помощью которых возможна интеграция в веб-сервисы предоставления электронных услуг унифицированных, использующих общие принципы аутентификации-регистрации и сопровождения финансовых операций интерфейсов и процедур, является актуальной, требующей дополнительной проработки задачей [7]. Совокупность веб-сервисов, использующих общие процедуры регистрации, аутентификации, сопровождения финансовых операций пользователя и описания регламента электронной услуги, будет целесообразным объединить в единую систему сервисов. Созданная на таких принципах система сервисов будет иметь ряд преимуществ:

1. Общая для всех веб-сервисов регистрация пользователей. Данные о пользователях, зарегистрировавшихся единожды на одном из веб-сервисов, входящих в состав единой площадки, могут быть доступны при необходимости и другим веб-сервисам, освобождая пользователя в дальнейшем от повторной, зачастую долгой и утомительной процедуры регистрации.

2. Общая для всех веб-сервисов аутентификация пользователей. Пользователь, пройдя процедуру аутентификации однажды на веб-сервисе, входящем в единую площадку сервисов, в дальнейшем освобождается от необходимости аутентифицироваться на других веб-сервисах в рамках одной сессии посещения площадки сервисов.

3. Одна или единая для всех веб-сервисов учетная запись пользователя. Это позволит сделать единый счет пользователя, что значительно упростит жизнь как пользователю при работе с биллинговой системой, так и сервисам при возможном осуществлении взаиморасчетов.

Для обеспечения этих функций системой сервисов инструментальные средства ее создания должны соответствовать следующим требованиям:

1. Использовать для создания общей системы аутентификации пользователей процедуру на базе протокола OpenID – открытой децентрализованной системы, позволяющей пользователю использовать единую учётную запись для аутентификации на множестве несвязанных друг с другом веб-сервисов. Данный механизм даст возможность пользователям, зарегистрировавшимся на одном из веб-сервисов единой площадки, аутентифицироваться под своими учётными данными на любом другом проекте системы сервисов. Для реализации этой функции необходимо решение следующих задач:

1.1. реализация единой формы регистрации пользователей для каждого проекта системы сервисов, которая может дополняться индивидуальным для каждого веб-сервиса набором регистрационных данных;

1.2. информирование пользователей при/после регистрации о других проектах системы сервисов, в которых он может аутентифицироваться посредством полученного идентификатора, например, `ivanovi@sample.ru`;

1.3. использование пользователем полученного идентификатора для аутентификации в проектах системы сервисов по следующей схеме:

1.3.1. формирование запроса к OpenID-серверу на предмет существования полученного от пользователя идентификатора системой аутентификации пользователей (САП) проекта, в который пользователь пытается получить доступ;

1.3.2. поиск пользователя по указанному идентификатору в БД пользователей OpenID-сервера. В случае отрицательного результата поиска – формирование соответствующего исключения и приостановка процедуры аутентификации;

1.3.3. в случае положительного результата поиска – либо проверка куки (`http cookie`) пользователя и выборка данных из них, либо запрос OpenID-сервером подтверждения у пользователя подлинности владения идентификатором;

1.3.4.в случае отрицательного результата проверки/запроса – формирование соответствующего исключения и приостановка процедуры аутентификации;

1.3.5.в случае успешной проверки/запроса – формирование САП-проекта запроса к OpenID-серверу на получение регистрационных данных о пользователе;

1.3.6.запрос OpenID-сервером у пользователя подтверждения на передачу регистрационных данных САП-проекта, в котором пользователь аутентифицируется;

1.3.7.передача регистрационных данных пользователя САП-проекта, в котором пользователь аутентифицируется, и внесение этих данных в БД пользователей проекта;

1.3.8.выставление пользователю соответствующих куки после успешной аутентификации с целью ускорения последующей аутентификации пользователя в этом проекте;

1.3.9.в качестве OpenID-сервера может выступать любой проект системы сервисов, имеющий собственную БД пользователей;

1.3.10.использовать единообразный процесс аутентификации на любом из проектов системы сервисов как с точки зрения пользователя, так и с точки зрения разработчика;

1.3.11.интегрировать проекты сторонних разработчиков в систему сервисов с минимизацией временных затрат на адаптацию баз данных пользователей.

Использование общей для всех проектов системы сервисов, процедуры обеспечения финансовых операций пользователя или единой биллинговой системы требует решения следующих задач:

1. Расчетные операции:

1.1. определение потребления услуг системы сервисов. Данную функцию реализует программный модуль, который:

1.1.1.взаимодействует с БД сервисов в соответствии с установленным в настройках расписанием;

1.1.2.получает и обрабатывает запросы от внешних программ на оплату электронной услуги. В этом программном модуле описываются алгоритмы при расчете той или иной услуги;

1.2. оценка потребления услуг пользователем. Функция оценки реализуется самостоятельным программным модулем, который:

1.2.1.определяет стоимость потребляемой услуги в указанных единицах измерения, исходя из существующих тарифных планов или стоимости услуги. Этот модуль можно декомпозировать на значительно более мелкие, которые по необходимости будут вызываться модулем «суммирования оценок»;

1.3. суммирование оценок потребления и формирование начислений пользователям системы сервисов. Эту операцию реализует программный модуль, выполняющий две основные функции:

1.3.1.суммирование оценок потребления услуг, исходя из полученной модулем «оценки потребления» данных, получение и запись полученного на момент запроса значения в БД. Суммирование оценок потребления услуг должно предусматривать возможность потребления нескольких услуг одновременно и иметь возможность проводить их одним платежным документом;

1.3.2.формирование начислений – вывод актуального на момент запроса значения стоимости потребляемой услуги для конкретного пользователя;

1.4. расчет скидок, дополнительных начислений, корректировок;

1.5. возможность формирования счетов к оплате и обеспечение доставки для ознакомления пользователей этих счетов;

1.6. управление лицевыми счетами пользователей системы сервисов;

2. задачи информационного обслуживания:

2.1. предоставление операционной информации о пользователях системы сервисов;

2.2. вывод информации о предоставляемых пользователю услугах, включая тарифные планы, ограничения, возможные комбинации;

2.3. работа с конфигурационными данными биллинговой системы в целом:

2.3.1. формирование расписания расчетов и выставления счетов пользователям;

2.3.2. управление событиями уведомления пользователей;

2.3.3. внесение тарифных планов, квот, допустимых характеристик пользователей;

2.3.4. настройка бухгалтерской отчетности и устаревания информации по тарифным планам;

3. задачи финансового обслуживания:

3.1. обработка платежей пользователей;

3.2. управление задолженностью пользователей.

Первое препятствие на пути реализации электронных услуг – отсутствие четкого регламента всех операций, ее составляющих. Формализация описания электронной услуги способствует достижению следующих целей:

– повышение качества описания регламентов;

– эффективная реализация контроля процесса оказания электронной услуги;

– объективная оценка участников процесса.

Качество описания регламентов оказания электронной услуги оценивается на основе следующих принципов:

– дискретность – процесс представляется в виде конечного набора элементарных операций;

– понятность – каждая из этих элементарных операций является законченной и понятной;

– детерминированность – каждая операция должна пониматься в строго определенном смысле, чтобы не оставалось места произвольному толкованию, чтобы каждый, прочитавший регламент, понимал его однозначно;

– массовость – регламент должен описывать все сценарии, возможные при оказании услуги;

– модульность – так как регламент состоит из конечного числа операций, должна быть возможность использования отдельных фрагментов регламента при построении новых.

Исходя из указанных принципов, формализованный регламент позволяет решить следующие проблемы, свойственные сфере оказания услуг:

– тупики – ситуация, не описанная регламентом;

– противоречия – возможность двоякого толкования положений регламента; в основном она связана с особенностями представления описания услуги на естественном языке;

– зоны безответственности – невозможность установления ответственного за выполнение (невыполнение) конкретных операций.

Кроме того, формализация регламентов обеспечивает возможность реализации контроля как хода оказания услуги, так и ее результатов.

Объективная оценка участников процесса возможна на основе рейтингов, составляемых среди поставщиков и продуцентов электронных услуг [4].

Среди поставщиков рейтинг ведется с учетом следующих факторов:

– доля операций, выполненных в установленные регламентом сроки;

– доля операций, выполненных с незначительным нарушением сроков, не повлекших финансовых потерь заказчика;

- доля операций, выполненных со значительными нарушениями регламентных сроков или другими нарушениями;
- территориальное расположение поставщика;
- стоимость выполнения операций (типовых);

Среди продуцентов составление рейтинга базируется:

- на территориальном расположении продуцента;
- на среднем времени выполнения типовых услуг;
- на стоимости оказания типовых услуг;
- на доли качественно оказанных услуг.

С учетом показанной необходимости формализации регламента оказания услуги, а также выявленных недостатках описанных подходов, можно сделать вывод, что для формального описания регламентов услуг необходим специализированный язык [8], удовлетворяющий следующим требованиям:

1. Язык должен быть графическим. Графическое представление услуги более наглядно и легко для понимания, его проще составлять и редактировать.

2. В данном языке должен поддерживаться принцип декомпозиции, так как услуги могут иметь достаточно сложную структуру; декомпозиция по уровням упростит понимание и составление регламента.

3. Должна присутствовать возможность выделения операций, которые возможно выполнять параллельно с указанием времени, когда все они должны завершиться.

4. Должен присутствовать элемент, позволяющий создавать ветвления в зависимости от выполнения того или иного условия.

5. Язык должен иметь возможность задавать безусловные переходы на конец выполнения или к любому оператору внутри описания услуги.

6. Язык должен иметь специальный элемент для описания услуги, содержащий один вход и два выхода, так как у услуги два возможных варианта завершения – успешное выполнение и отказ.

7. Язык должен иметь специальный элемент для описания действия, содержащего один вход и один выход, то есть такой операции, которая должна быть выполнена в любом случае.

8. Язык должен быть простым и не должен содержать большое количество операторов, но в то же время операторов должно быть столько, чтобы описание услуги не было слишком большим.

9. Для элементов, описывающих выполнение действия или услуги, должна быть предусмотрена возможность задания исполнителя, стоимости, ресурсов, необходимых для ее выполнения, и прочей информации.

10. В языке должна быть возможность задания регламентированного времени исполнения операции или ряда операций.

Предоставляемые населению услуги в основном являются многовариантными, то есть этапы их выполнения отличаются в зависимости от параметров заказчика – лица, желающего получить услугу. В качестве примеров таких параметров можно назвать возраст, дееспособность лица, его семейное положение, наличие гражданства того или иного государства, наличие тех или иных документов. Для каждой сферы предоставления услуг такой набор может различаться и включать множество специфических параметров. Поэтому важной частью планирования хода оказания электронной услуги является выбор действий, необходимых для предоставления услуги конкретному заявителю [13].

На вход поступает формализованное описание регламента услуги в виде графа услуг и действий, описанных с использованием разработанного языка. Описание регламента берется

из библиотеки услуг, создаваемой индивидуально для каждого предприятия. Описание регламента содержит в себе описание действий для любого возможного заказчика услуги и поэтому включает участки, на которых необходимо сделать выбор одного из нескольких возможных путей развития.

В зависимости от вида услуги на вопросы анкеты отвечает либо оператор, работающий с заказчиком, либо сам заказчик, если заказ услуги происходит, например, через веб-интерфейс. Также подсистема может включать в себя базу данных, в которой будут храниться данные о клиентах, которым предприятие уже предоставляло услуги, что позволит на некоторые вопросы анкеты отвечать автоматически. Использование базы данных будет удобно для поставщиков услуг, которые предоставляются периодически и могут потребоваться много раз одному и тому же лицу.

Описание регламента услуги представляет собой граф, узлами которого являются действия и услуги, которые необходимо выполнить в процессе предоставления, а также элементы, в которых происходит разветвление. Подсистема осуществляет проход по данному графу и при попадании в узел, являющийся элементом выбора, идет по одному из путей, согласно ответам, приведенным в анкете. Таким образом, формируется граф, описывающий процесс выполнения услуги для конкретного заказчика. Подобный граф может содержать лишь действия и услуги, их выполнение может осуществляться последовательно, параллельно или смешанно.

Каждое действие или услуга, входящие в состав выполняемой услуги, имеет заранее заданное регламентированное время выполнения. Благодаря этому после получения графа для конкретной услуги возможен расчет временных параметров выполнения услуги, а также на основе графа возможно формирование ленточной диаграммы, показывающей, какие действия и услуги в какой период времени и в каком порядке должны выполняться. Такую диаграмму назовем общим планом-графиком. Таким образом, совершая заказ и заполняя анкету для предоставления услуги, заказчик может сразу узнать потенциальные сроки оказания услуги, а также то, из каких частей будет состоять сам процесс. Также заказчик увидит, какие действия ему придется выполнить лично и в какие сроки он обязан это сделать.

Составленный план-график предоставляет в дальнейшем обширные возможности для контроля выполнения услуги поставщиком. Для этого на созданной диаграмме автоматически проставляются контрольные точки. Они будут расставлены в конце каждой операции, выполняемой последовательно, и в конце каждого параллельного участка. Но так как это не всегда может быть самым удачным вариантом (слишком много либо слишком мало точек, неудобное их расположение), то поставщик услуги после принятия заявки может переместить, удалить или добавить контрольные точки выполнения услуги [5, 6].

Для каждой услуги или действия, входящих в состав выполняемой услуги на этапе описания регламента, задан исполнитель, а также некоторые параметры, называемые ресурсами (например, стоимость, необходимые документы) [15]. Исполнитель может быть задан конкретно, а может быть указана группа исполнителей, каждый из которых может выполнить данную операцию. После приема заявки поставщик может выбрать конкретного исполнителя из списка, может также поменять исполнителя по умолчанию в зависимости от обстоятельств. Также возможно добавление и изменение необходимых ресурсов. Таким образом, формируется детальный план-график, по которому будут проводиться работы и который будет являться основой для дальнейшего контроля выполнения и формирования результирующих показателей оказания услуги. К ним можно отнести: разницу между регламентированным и реальным временем выполнения услуги в целом и каждого этапа по

отдельности, списки исполнителей, справившихся в срок и задержавших выполнение услуги, и тому подобные показатели.

Таким образом, подход к единообразию интерфейсных и программных решений [11, 14] облегчит жизнь пользователям системы сервисов и разработчикам, желающим интегрировать свои как существующие, так и только разрабатываемые веб-сервисы в систему сервисов, а также повысит эффективность работы веб-сервисов оказания электронных услуг за счет сокращения временных затрат пользователя при работе с ними.

#### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Лунёв Р.А., Щербаков А.А., Виноградов Л.В. Инструментальные средства создания систем файлового хранения с использованием облачных технологий // Информационные технологии в науке, образовании и производстве (ИТНОП): материалы V Международной научно-технической конференции, 17-18 мая 2012 г. – Орел: «Госуниверситет – УНПК», 2012 [Электронный ресурс]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/225.pdf>. – 5 с.
2. Лунёв Р.А., Щербаков А.А., Виноградов Л.В. Инструментальные средства создания систем файлового хранения с использованием облачных технологий // Вестник компьютерных и информационных технологий. – М.: ООО Издательский дом «Спектр», 2013. – № 1. – С. 30-33.
3. Стычук А.А., Лупандин А.А., Лунёв Р.А. Разработка единой системы аутентификации интернет-системы обеспечения конфиденциальности документов // Информационные технологии в науке, образовании и производстве (ИТНОП): материалы VI Международной научно-технической конференции, 22-23 мая 2014 г. – Орел: «Госуниверситет – УНПК», 2014 [Электронный ресурс]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/516.pdf>. – 6 с.
4. Волков В.Н. Формирование рейтингов поставщиков электронных услуг населению / В.Н. Волков, А.А. Стычук, А.А. Котляр, С.В. Новиков, Д.В. Рыженков // Информационные системы и технологии (ИСИТ): материалы Международной научно-технической интернет-конференции, 1 апреля-31 мая 2013 г. – Орел: «Госуниверситет – УНПК», 2013. – [Электронный ресурс]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/322.pdf>. – 9 с.
5. Волков В.Н. Контроль хода оказания электронных услуг населению // Международная научно-техническая интернет-конференция «Информационные системы и технологии» [Электронный ресурс]. – URL: <http://isit-conf.ostu.ru/conferences/1/materials/manager/view/129>.
6. Константинов И.С. Подсистема формирования плана-графика хода оказания электронной услуги / И.С. Константинов, В.Н. Волков, О.С. Радченко, Н.О. Борисов // Международная научно-техническая интернет-конференция «Информационные системы и технологии» [Электронный ресурс]. – URL: <http://isit-conf.ostu.ru/conferences/1/materials/manager/view/110>.
7. Константинов И.С., Волков В.Н., Иващук О.А. и др. Концепция «Создание, сопровождение и реализация электронных услуг населению» (проект). – Орел: Информ. аг-во «Стерх», 2010. – 16 с.
8. Константинов И.С., Волков В.Н., Иващук О.А. и др. Язык формального описания регламентов описания электронных услуг – ЛОГИ. – Орел: Информ. аг-во «Стерх», 2010. – 32 с.
9. Архипов О.П. Создание бизнеса предоставления электронных услуг населению как одно из ключевых направлений инновационного развития России / О.П. Архипов, О.А. Иващук, И.С. Константинов, А.В. Коськин, О.А. Савина // «Информационные системы и технологии», 2011. – № 4(66). – С. 83-89.

10. Константинов И.С., Волков В.Н., Стычук А.А. Анализ и обобщение принципов организации обслуживания населения с применением технологии удаленного доступа // «Информационные системы и технологии», 2011. – № 5(67). – С. 78-85.
11. Стычук А.А., Новиков С.В. Реализация сервиса резервного копирования при организации оказания электронных услуг населению // Компьютерные науки и технологии (КНиТ): материалы Второй Международной научно-технической конференции, 3-5 октября 2011 г. – Белгород: ООО «ГиК», 2011. – С. 517-522.
12. Волков В.Н., Загрядский В.И., Фролов А.И. Автоматизация построения регламентов электронных услуг населению // Информационные системы и технологии, 2012. – № 3. – С. 5-8.
13. Стычук А.А., Волков В.Н., Архипов П.О. Формулировка принципов и правил постановки задачи организации оказания электронных услуг населению // Информационные технологии в науке, образовании и производстве (ИТНОП): материалы V Международной научно-технической конференции, 17-18 мая 2012 г. – Орел: «Госуниверситет – УНПК», 2012 [Электронный ресурс]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/109.pdf>. – 6 с.
14. Стычук А.А., Постников М.В. Актуальность и проблемы использования свободного программного обеспечения для оказания электронных услуг населению // «Информационные системы и технологии», 2012. – № 5 (73). – С. 100-105.
15. Стычук А.А., Волков В.Н., Митин А.А. Разработка информационной модели представления данных о регламенте электронной услуги // Информационные системы и технологии, 2014. – № 4(84). – С. 21-30.

**Лунёв Роман Алексеевич**

ФГБОУ ВПО «Госуниверситет – УНПК», г. Орел

Кандидат технических наук, доцент, директор научно-образовательного центра «Фундаментальные и прикладные информационные технологии»

Тел.: 8 920 287 79 85

E-mail: rolu@yandex.ru

**Стычук Алексей Александрович**

ФГБОУ ВПО «Госуниверситет – УНПК», г. Орел

Кандидат технических наук, доцент, заместитель директора ресурсного центра информатизации образования по научно-методической работе

Тел.: 8 (4862) 43-49-56

E-mail: stichuck@rambler.ru

**Митин Александр Александрович**

ФГБОУ ВПО «Госуниверситет – УНПК», г. Орел

Кандидат технических наук, доцент, доцент кафедры «Информационные системы»

Тел.: 8 (4862) 43-49-56, 8(4862) 55-64-19

E-mail: mcc77@yandex.ru

---

*R.A. LUNYOV (Candidate of Engineering Science, Associate Professor,  
Director of Research and Education Center «Fundamental and Applied Information Technology»)*

*A.A. STY'CHUK (Candidate of Engineering Science, Associate Professor,  
Deputy Director of Resource Center of Informatization of Education on Scientific and Methodological Work)*

*A.A. MITIN (Candidate of Engineering Science, Associate Professor,  
Associate Professor of the Department «Information Systems»  
State University – ESPC, Orel)*

## REQUIREMENTS TO STRUCTURE OF FUNCTIONS OF WEB SERVICE OF RENDERING ELECTRONIC SERVICES TO THE POPULATION

*Authors cover development of web services of rendering electronic services to the population in this article. Providing electronic services by means of creation and providing access to specialized services is interfaced to need of unification of interfaces of interaction with the user, with the purpose to minimize time for studying of the interface, new to it, spent by the user. Advantages of the system of services created on such principles, and also requirements to such systems are described.*

**Keywords:** *electronic service; regulations of electronic service; electronic government; population service; tool means; web service; cloudy technologies.*

### BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)

1. Lunyov R.A., Shherbakov A.A., Vinogradov L.V. Instrumental'ny'e sredstva sozdaniya sistem fajlovogo xraneniya s ispol'zovaniem oblachny'x texnologij // Informacionny'e texnologii v nauke, obrazovanii i proizvodstve (ITNOP): materialy' V Mezhdunarodnoj nauchno-texnicheskoj konferencii, 17-18 maya 2012 g. – Orel: «Gosuniversitet – UNPK», 2012 [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/225.pdf>. – 5 c.
2. Lunyov R.A., Shherbakov A.A., Vinogradov L.V. Instrumental'ny'e sredstva sozdaniya sistem fajlovogo xraneniya s ispol'zovaniem oblachny'x texnologij // Vestnik komp'yuterny'x i informacionny'x texnologij. – M.: OOO Izdatel'skij dom «Spektr», 2013. – № 1. – S. 30-33.
3. Sty'chuk A.A., Lupandin A.A., Lunyov R.A. Razrabotka edinoj sistemy' autentifikacii internet-sistemy' obespecheniya konfidencial'nosti dokumentov // Informacionny'e texnologii v nauke, obrazovanii i proizvodstve (ITNOP): materialy' VI Mezhdunarodnoj nauchno-texnicheskoj konferencii, 22-23 maya 2014 g. – Orel: «Gosuniversitet – UNPK», 2014 [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/516.pdf>. – 6 c.
4. Volkov V.N. Formirovanie rejtingov postavshhikov e'lektronny'x uslug naseleniyu / V.N. Volkov, A.A. Sty'chuk, A.A. Kotlyar, S.V. Novikov, D.V. Ry'zhenkov // Informacionny'e sistemy' i texnologii (ISiT): materialy' Mezhdunarodnoj nauchno-texnicheskoj internet-konferencii, 1 aprelya-31 maya 2013 g. – Orel: «Gosuniversitet – UNPK», 2013. – [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/322.pdf>. – 9 c.
5. Volkov V.N. Kontrol' xoda okazaniya e'lektronny'x uslug naseleniyu // Mezhdunarodnaya nauchno-texnicheskaya internet-konferenciya «Informacionny'e sistemy' i texnologii» [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://isit-conf.ostu.ru/conferences/1/materials/manager/view/129>.
6. Konstantinov I.S. Podsystema formirovaniya plana-grafika xoda okazaniya e'lektronnoj usluzhi / I.S. Konstantinov, V.N. Volkov, O.S. Radchenko, N.O. Borisov // Mezhdunarodnaya nauchno-texnicheskaya internet-konferenciya «Informacionny'e sistemy' i texnologii» [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://isit-conf.ostu.ru/conferences/1/materials/manager/view/110>.
7. Konstantinov I.S., Volkov V.N., Ivashhuk O.A. i dr. Koncepciya «Sozdanie, soprovozhdenie i realizaciya e'lektronny'x uslug naseleniyu» (proekt). – Orel: Inform. ag-vo «Sterx», 2010. – 16 s.
8. Konstantinov I.S., Volkov V.N., Ivashhuk O.A. i dr. Yazy'k formal'nogo opisaniya reglamentov opisaniya e'lektronny'x uslug – LOGI. – Orel: Inform. ag-vo «Sterx», 2010. – 32 s.
9. Arxipov O.P. Sozdanie biznesa predostavleniya e'lektronny'x uslug naseleniyu kak odno iz klyuchevy'x napravlenij innovacionnogo razvitiya Rossii / O.P. Arxipov, O.A. Ivashhuk, I.S. Konstantinov, A.V. Kos'kin, O.A. Savina // «Informacionny'e sistemy' i texnologii», 2011. – № 4(66). – S. 83-89.
10. Konstantinov I.S., Volkov V.N., Sty'chuk A.A. Analiz i obobshhenie principov organizacii obsluzhivaniya naseleniya s primeneniem texnologii udalennogo dostupa // «Informacionny'e sistemy' i texnologii», 2011. – № 5(67). – S. 78-85.
11. Sty'chuk A.A., Novikov S.V. Realizaciya servisa rezervnogo kopirovaniya pri organizacii okazaniya e'lektronny'x uslug naseleniyu // Komp'yuterny'e nauki i texnologii (KNiT): materialy' Vtoroj Mezhdunarodnoj nauchno-texnicheskoj konferencii, 3-5 oktyabrya 2011 g. – Belgorod: OOO «GiK», 2011. – S. 517-522.
12. Volkov V.N., Zagryadckij V.I., Frolov A.I. Avtomatizaciya postroeniya reglamentov e'lektronny'x uslug naseleniyu // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2012. – № 3. – S. 5-8.
13. Sty'chuk A.A., Volkov V.N., Arxipov P.O. Formulirovka principov i pravil postanovki zadachi organizacii okazaniya e'lektronny'x uslug naseleniyu // Informacionny'e texnologii v nauke, obrazovanii i proizvodstve (ITNOP): materialy' V Mezhdunarodnoj nauchno-texnicheskoj konferencii, 17-18 maya

2012 г. – Orel: «Gosuniversitet – UNPK», 2012 [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://irsit.ru/files/article/109.pdf>. – 6 с.

14. Sty'chuk A.A., Postnikov M.V. Aktual'nost' i problemy' ispol'zovaniya svobodnogo programmogo obespecheniya dlya okazaniya e'lektronny'x uslug naseleniyu // «Informacionny'e sistemy' i texnologii», 2012. – № 5 (73). – S. 100-105.
15. Sty'chuk A.A., Volkov V.N., Mitin A.A. Razrabotka informacionnoj modeli predstavleniya danny'x o reglamente e'lektronnoj uslugi // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2014. – № 4(84). – S. 21-30.

УДК 681.2

М.С. ГРИГОРОВ, А.А. НЕВРОВ, О.О. БАСОВ

## РАСПОЗНАВАНИЕ КОНТАКТНЫХ ПЛОЩАДОК КРИСТАЛЛОВ ИНТЕГРАЛЬНЫХ МИКРОСХЕМ НА РЕНТГЕНОВСКИХ ИЗОБРАЖЕНИЯХ

*В статье приводится методика анализа рентгеновских изображений интегральных микросхем с целью определения координат расположения контактных площадок на кристаллах. Методика основана на математическом аппарате обработки изображений, реализованном через библиотеку функций компьютерного зрения OpenCV с открытым исходным кодом на языке программирования C++.*

**Ключевые слова:** рентгеновское изображение; интегральная микросхема; контактная площадка; распознавание.

### ВВЕДЕНИЕ

Проведение рентгеновского контроля интегральных микросхем (ИМС) является одной из задач контроля качества электронных компонентов перед монтажом на печатные платы. С помощью рентгеновского контроля проверяется [1]:

- качество разварки соединительного проводника кристалл-рамка;
- наличие пустот между подложкой и кристаллом;
- наличие пустот в корпусе;
- микротрещины компонента.

Контроль качества разварки соединительного проводника кристалл-рамка может быть подвергнут автоматизации с помощью применения методов обработки рентгеновских изображений (РИ) ИМС. При этом основными проверяемыми параметрами являются:

- правильность расположения контактных площадок кристалла (КПК) ИМС;
- целостность соединительного проводника;
- правильность соединения проводника с рамкой.

Решению задачи автоматизации определения правильности расположения КПК ИМС посвящена данная работа. Автоматизация определения координат КПК ИМС позволит повысить оперативность деятельности оператора рентгеновского контроля и всего процесса контроля в целом.

### ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

Для определения правильности расположения КПК ИМС необходимо решить задачу их распознавания на цифровых РИ, полученных по результатам визуализации внутренней структуры ИМС методом рентгенографии.

Исходными данными для реализации методики распознавания КПК ИМС на РИ являются изображения, полученные путем сканирования рентгеновской пленки или специальных люминесцентных экранов.

Характеристики анализируемых РИ, определяющие условия реализации методики:

- на вход могут подаваться оцифрованные изображения с цветовой избыточностью, что требует предварительной обработки изображений;

– изображения кристаллов ИМС могут иметь различную ориентацию в плоскости, различную яркость элементов, наслаивание других элементов печатных плат, что требует применения различных видов фильтрации;

– КПК ИМС не имеют четкой геометрической формы, при этом, исходя из опыта наблюдений, наиболее близкой формой можно признать окружность, что обуславливает постановку задачи обнаружения на изображении кристалла ИМС фигур близких по контуру к окружности;

– на РИ ИМС могут быть другие элементы печатной платы, совпадающие по яркости и размерам с искомыми элементами, или, наоборот, искомые элементы могут иметь яркость, близкую к фону. Поэтому существует вероятность возникновения ошибок распознавания контактных площадок как в сторону ошибочного распознавания контактной площадки там, где ее нет (ошибка второго рода), так и в сторону пропуска контактной площадки (ошибка первого рода).

При разработке методики необходимо учитывать возможность появления ошибок при решении задачи распознавания и предложить механизм верификации результатов.

### РАЗРАБОТКА МЕТОДИКИ

Рассмотрим основные этапы методики распознавания КПК ИМС на РИ (рис. 1).



Рисунок 1 – Методика распознавания КПК ИМС на рентгеновских изображениях

Определение рабочей области. Анализируемые изображения могут включать в себя большое количество элементов печатной платы, на которой расположена анализируемая ИМС. Этим обусловлена необходимость определения рабочей области распознавания, выполняемое оператором.

Предварительная обработка изображения, примененная в разработанной методике, включает в себя следующие этапы (рис. 2) и учитывает особенности работы с рентгеновскими изображениями.

Преобразование изображения в градации серого. Анализируемое изображение (рис. 3) может представлять собой либо массив пикселей в градациях серого, либо массив цветных пикселей, что для решаемой задачи является избыточным. Для устранения избыточности цветное изображение преобразуется в градации серого, что позволяет уменьшить массив обрабатываемых данных в три раза.

Бинаризация. Нарращение. Эрозия. Размытие по Гауссу. Пороговая фильтрация. Процедуры бинаризации, наращивания, эрозии, размытия и пороговой фильтрации (рис. 2) содержат в себе набор известных математических преобразований над двумерной матрицей конечного размера [3-5].



Рисунок 2 – Предварительная обработка изображения ИМС

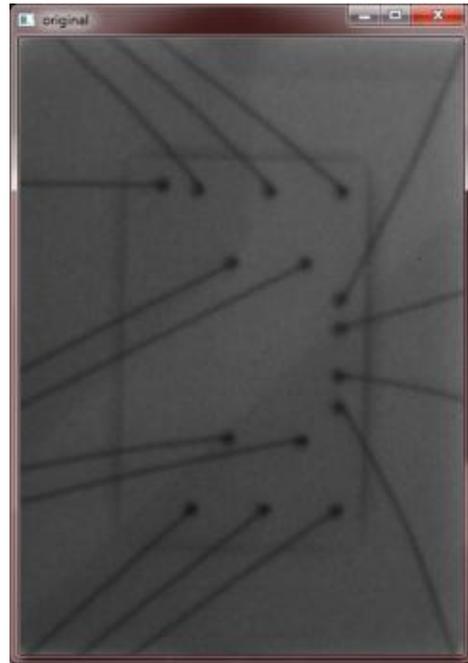


Рисунок 3 – Исходное изображение кристалла ИМС

Реализация этих преобразований возможна на любом языке программирования высокого уровня. Однако наиболее целесообразным является использование готовых реализаций в виде библиотек функций. Для реализации рассматриваемых процедур была выбрана библиотека компьютерного зрения с открытым исходным кодом OpenCV, разработанная на языке программирования C++.

Процедура бинаризации была реализована с использованием адаптивного порогового преобразования с маской размером  $(m \cdot n)$  [3]. Среднее значение яркости вычисляется для центрального пикселя маски  $W_{ij}$ , содержащей значения яркости исходного изображения в покрытой маской локальной области изображения, по следующему выражению [4]:

$$\bar{w} = \frac{1}{m \cdot n} \cdot \sum_{i=1}^m \sum_{j=1}^n W_{ij} \cdot \quad (1)$$

Процедура наращивания применялась для того, чтобы размыть вкрапления, т.е. найти области аналогичной яркости и объединить их [5]. Этот результат достигается путем вычисления максимального значения яркости пикселя, перекрываемого «ядром»  $B$  (компактное множество малого размера и простой формы) при его «скольжении» над изображением  $A$ , которое описывается функцией  $f$ , и заменой этим максимальным значением значения яркости пикселя, лежащего под опорной точкой [5], т.е.

$$(f \oplus B)(x) = \max_{y \in B} \{f(x - y)\}. \quad (2)$$

Процедура эрозии применялась для того, чтобы объединить области изображения, разделенные шумом. Эрозия – операция, обратная наращиванию [5]:

$$(f \ominus B)(x) = \min_{y \in B} \{f(x + y)\}. \quad (3)$$

Процедура размытия или сглаживания необходима для устранения специфических дефектов изображения (дефекты сканирования, царапины, пыль и т.д.). В методике применен алгоритм сглаживания изображений, называемый «размытие по Гауссу» [4]:

$$G(u, v) = \frac{1}{2\pi\sigma^2} e^{-r^2/(2\sigma^2)} \quad (4)$$

где  $r$  – радиус размытия;  $r^2 = u^2 + v^2$ ;  $u$  – ширина фильтра;  $v$  – высота фильтра;  $\sigma$  – стандартное отклонение распределения Гаусса.

Процедура пороговой фильтрации реализована за счет применения бинарного порогового фильтра [3].

Сегментация изображения решает две основные задачи [6]:

- разделение изображения на части, основанное на определении перепадов яркости;
- изменение формы описания элементов изображения, основанное на разделении изображения на однородные области с учетом заранее выбранных критериев.

Разделение изображения на части было произведено с помощью применения процедуры обнаружения контуров. Контур – это список точек, которые в той или иной форме представляют кривую на изображении. Задача вычисления контуров КПК ИМС из бинарного изображения сводится к обнаружению внешних контуров темных областей. Для этого был применен известный отслеживающий алгоритм, который называется «алгоритм обхода контура» или «алгоритм жука» [7].

Разделение изображения на однородные области с учетом заранее выбранных критериев в нашем случае определяется как поиск окружностей ограниченного размера. Характер ограничений определяется допустимыми размерами областей контактных площадок на рентгеновском изображении.

Полученные на предыдущем этапе сегментации контуры элементов изображения в принципе не могут иметь строгую геометрическую форму окружности, что ставит перед нами задачу обнаружения объектов, наиболее близких по форме к окружности. Эта задача решается следующим способом (рис. 4):

- определяется площадь  $S$  элемента изображения, описанная исследуемым контуром;
- определяется периметр  $P$  контура элемента изображения;
- если выполняется условие:  $0,055 \leq S/P^2 \leq 0,092$ , то исследуемый контур близок по форме к окружности (диапазон значений определен экспериментально).

Определение координат. Простой реализацией определения координат центра КПК ИМС является построение прямоугольника, описывающего обнаруженный контур, и нахождение его центра.

Следующим шагом является определение радиусов вписанных окружностей и проведение выборки таких окружностей, которые попадут в выбранный диапазон значений радиусов.



Рисунок 4 – Результат сегментации изображения

Этот шаг обусловлен необходимостью фильтрации слишком маленьких элементов (шумовых составляющих) и слишком больших элементов (не являющихся контактными площадками элементов кристалла ИМС). Диапазон значений радиусов искомым окружностей определяется оператором контроля.

Верификация результатов. Возникновение ошибок автоматического распознавания КПК обусловлено сложностью получения РИ ИМС одновременно с высоким разрешением, низким уровнем шумов и отсутствием «лишних элементов».

В ходе статистических испытаний оценивалась точность обнаружения КПК на пятидесяти тестовых РИ ИМС, удовлетворяющих требованиям по чувствительности контроля. Чувствительность контроля определялась с помощью проволоочных эталонов чувствительности согласно ГОСТ 7512-82 [8].

В качестве критерия точности обнаружения КПК использовалось значение средней абсолютной относительной ошибки [9]:

$$MAPE = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \frac{|x_i - l_i|}{x_i} \cdot 100\% ,$$

где  $x_i$  – количество КПК на исследуемой ИМС;  $l_i$  – количество правильно обнаруженных КПК на исследуемой ИМС;  $n$  – количество измерений.

Значение средней абсолютной ошибки характеризует точность обнаружения КПК ИМС, исходя из следующих правил:

- |                         |                                  |
|-------------------------|----------------------------------|
| $MAPE \leq 5\%$         | – высокая точность;              |
| $5\% < MAPE \leq 15\%$  | – средняя точность;              |
| $15\% < MAPE \leq 50\%$ | – низкая точность;               |
| $MAPE > 50\%$           | – неудовлетворительная точность. |

По результатам испытаний на тестовой выборке РИ ИМС  $MAPE$  составило 4,8%, что соответствует высокой точности обнаружения КПК.

Для коррекции ошибок обнаружения КПК ИМС в программное обеспечение, реализующее методику распознавания КПК ИМС [10], заложен механизм добавления пропущенных и удаления ложных элементов на изображении кристалла ИМС, требующий участия оператора. Для реализации этих механизмов оператор использует изображение ИМС с нанесенными на него окружностями в местах предполагаемого расположения КПК (рис. 4). После завершения процедуры верификации оператор контроля сохраняет координаты КПК, полученные для исследуемого изображения, в базу данных.

## ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Рентгеновский контроль ИМС является сложным и трудоемким процессом, требующим высокой квалификации оператора. Процесс распознавания различных объектов на рентгеновских изображениях, эффективно реализующий последовательность математических преобразований над двумерной матрицей конечного размера, позволяет автоматизировать работу оператора при проведении такого контроля.

В работе была получена методика распознавания КПК ИМС на рентгеновских снимках в рамках контроля качества разварки соединительного проводника кристалл-рамка.

Представленная методика основана на фильтрации рентгеновских изображений, решает задачи сегментации и определения координат искомым объектов и может быть использована при производстве компонентов, модулей и конечных изделий электронной отрасли и для проведения контроля качества электронных компонентов перед монтажом на печатные платы.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Калининченко Н.П., Викторова М.О. Атлас дефектов паяных соединений: учебное пособие. – Томск: Изд-во Томского политехнического университета, 2012. – 83 с.
2. OpenCV шаг за шагом. Обработка изображения – пороговое преобразование [Электронный ресурс]. – URL: <http://robocraft.ru/blog/computervision/357.html>.
3. Грузман И.С. и др. Цифровая обработка изображений в информационных системах: учебное пособие. – Новосибирск: Изд-во НГТУ, 2003. – 352 с.
4. Стругайло В.В. Обзор методов фильтрации и сегментации цифровых изображений – М.: Научное издание МГТУ им. Н.Э. Баумана. Наука и образование, 2012. – С. 270-281.
5. OpenCV шаг за шагом. Обработка изображения – морфологические преобразования [Электронный ресурс]. – URL: (<http://robocraft.ru/blog/computervision/319.html>).
6. Шапиро Л., Стокман Дж. Компьютерное зрение. – М.: БИНОМ. Лаборатория знаний, 2006. – 752 с.
7. Выделение и описание контуров [Электронный ресурс]. – URL: [http://wiki.technicalvision.ru/index.php/Выделение и описание контуров](http://wiki.technicalvision.ru/index.php/Выделение_и_описание_контуров).
8. ГОСТ 7512-82. Контроль неразрушающий. Соединения сварные. Радиографический метод. – Взамен ГОСТ 7512-75; Введ. 1984-01-01. – М.: Издательство стандартов, 2004. – 18 с.
9. Маделунг Э. Математический аппарат физики. – М.: Наука, 1968. – 620 с.
10. Свидетельство о государственной регистрации программы для ЭВМ №2014618454. Модуль распознавания контактных площадок на рентгеновских изображениях интегральных микросхем. / М.С. Григоров, С.В. Козлов, А.А. Невров, А.В. Козачок (РФ). – Заявлено 17.06.2014; зарегистр. 20.08.2014.

**Григоров Михаил Сергеевич**  
Академия ФСО России, г. Орел  
Научный сотрудник  
Тел.: 8 920 286 40 33  
E-mail: gms.orel@mail.ru

**Невров Алексей Александрович**  
Академия ФСО России, г. Орел  
Кандидат технических наук, преподаватель  
Тел.: 8 962 476 62 36  
E-mail: newrov@mail.ru

**Басов Олег Олегович**  
Академия ФСО России, г. Орел  
Кандидат технических наук, научный сотрудник  
Тел.: 8 919 201 18 97  
E-mail: oobasov@mail.ru

---

M.S. GRIGOROV (*Research Associate*)

A.A. NEVROV (*Candidate of Engineering Science, Teacher*)

O.O. BASOV (*Candidate of Engineering Science, Research Associate*)  
*Academy of Federal Agency of Protection of the Russian Federation, Orel*

## PAD RECOGNITION OF INTEGRATED CIRCUIT CRYSTALS ON X-RAY IMAGES

*In the article the analysis technique of integrated circuit x-ray images for the purpose of position determination of pad arrangement on crystals is given. The technique is based on mathematical apparatus of the*

*images processing realized through the Open Source Computer Vision Library with an open source code on C ++ programming language.*

**Keywords:** *X-ray image; integrated circuit; pad; recognition.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Kalinchenko N.P., Viktorova M.O. Atlas defektov payany'x soedinenij: uchebnoe posobie. – Tomsk: Izd-vo Tomskogo politexnicheskogo universiteta, 2012. – 83 s.
2. OpenCV shag za shagom. Obrabotka izobrazheniya – porogovoe preobrazovanie [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://robocraft.ru/blog/computervision/357.html>.
3. Gruzman I.S. i dr. Cifrovaya obrabotka izobrazhenij v informacionny'x sistemax: uchebnoe posobie. – Novosibirsk: Izd-vo NGTU, 2003. – 352 s.
4. Strugajlo V.V. Obzor metodov fil'tracii i segmentacii cifrovyy'x izobrazhenij – M.: Nauchnoe izdanie MGTU im. N.E'. Bauman. Nauka i obrazovanie, 2012. – S. 270-281.
5. OpenCV shag za shagom. Obrabotka izobrazheniya – morfologicheskie preobrazovaniya [E'lektronny'j resurs]. – URL: (<http://robocraft.ru/blog/computervision/319.html>).
6. Shapiro L., Stokman Dzh. Komp'yuternoe zrenie. – M.: BINOM. Laboratoriya znaniy, 2006. – 752 s.
7. Vydelenie i opisanie konturov [E'lektronny'j resurs]. – URL: [http://wiki.technicalvision.ru/index.php/Vydelenie i opisanie konturov](http://wiki.technicalvision.ru/index.php/Vydelenie_i_opisanie_konturov).
8. GOST 7512-82. Kontrol' nerazrushayushhij. Soedineniya svarny'e. Radiograficheskij metod. – Vzamen GOST 7512-75; Vved. 1984 01 01. – M.: Izdatel'stvo standartov, 2004. – 18 s.
9. Madelung E'. Matematicheskij apparat fiziki. – M.: Nauka, 1968. – 620 s.
10. Svidetel'stvo o gosudarstvennoj registracii programmy' dlya E'VM №2014618454. Modul' raspoznavaniya kontaktny'x ploshhadok na rentgenovskix izobrazheniyax integral'ny'x mikrosxem. / M.S. Grigorov, S.V. Kozlov, A.A. Nevrov, A.V. Kozachok (RF). – Zayavleno 17.06.2014; zaregistr. 20.08.2014.

УДК 004.451.7.031.43

С.В. ЕРЁМЕНКО

**МОДЕЛИРОВАНИЕ СБОРА И ОБРАБОТКИ  
ВЕРТИКАЛЬНО ИНТЕГРИРОВАННЫХ ДАННЫХ РЕАЛЬНОГО ВРЕМЕНИ  
В КОРПОРАТИВНОМ ПОРТАЛЕ РАСПРЕДЕЛЕННОГО ПРЕДПРИЯТИЯ  
С НЕПРЕРЫВНЫМ ТЕХНОЛОГИЧЕСКИМ ЦИКЛОМ**

*Представлена математическая модель сбора и обработки вертикально интегрированных данных реального времени в корпоративном портале, базирующаяся на цепях Маркова с дискретным целочисленным временем, отличающаяся учетом синхронной и асинхронной доставкой сообщений, сводок в условиях помех и внепротокольных прерываний.*

*Ключевые слова:* сбор и обработка данных; корпоративный портал; цепи Маркова; распределенное предприятие с непрерывным технологическим циклом.

**ВВЕДЕНИЕ**

Автоматизация распределенного предприятия с непрерывным технологическим циклом на основе единого информационного поля значительно сокращает время принятия решений по оценке ситуаций на производстве и позволяет существенно унифицировать сбор и обработку между различными уровнями предприятия. Создание единого информационного пространства обеспечивается надежными механизмами сбора, обработки и передачи технологической информации и предусматривает организацию оперативного и надежного доступа к этим данным [1, 3-6].

Непрерывностью технологических процессов характеризуются предприятия производства электроэнергии, нефте-, газохимической, химической, металлургической промышленности, транспорта нефти и газа. Одной из особенностей таких производств является наличие значительного количества нештатных ситуаций, способных привести к авариям и инцидентам, что позволяет отнести их к опасным производственным объектам.

Особенностью построения корпоративного портала газотранспортного предприятия как системы распределенного диспетчерского управления является низкое качество каналов связи, воздействие помех на компоненты коммуникационной среды и необходимость разработки специальных моделей и алгоритмов сбора и обработки данных при синхронизации баз данных локальных и центрального диспетчерских пунктов.

Нетривиальность задачи вертикальной интеграции по данным в корпоративном портале газотранспортного предприятия обусловлена следующими факторами: большим объемом первичных данных и, как следствие, возникновением проблем с производительным доступом к ним, каналам связи и системам хранения; сложностью администрирования интеграционных процессов; избыточностью первичных данных; необходимостью поддержки большого числа промышленных технологий информационного обмена для доступа к данным систем локальной автоматики различных фирм производителей; необходимостью обеспечения информационной безопасности при обмене данными на стыке офисных и технологических сетей [2, 7-10].

**ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ**

В статье рассматривается среда корпоративного портала газотранспортного предприятия, состоящая из  $N$  модульных структур сбора и обработки данных, на каждую из которых поступает пуассоновский поток вертикально интегрированных данных реального времени в виде пакетов с одинаковой интенсивностью  $\lambda$  и одинаковым распределением

$D(l_j)$  длин пакетов  $l_j$ . Компоненты среды работают в режиме распределенного управления (DCF). Предлагается, что очередь пакетов с вертикально интегрированными данными реального времени компонентов среды может содержать не более  $B$  пакетов, пределы  $L$  и  $N_s = m$  также одинаковы для всех компонентов, а время распределения сигнала пренебрежимо мало.

Необходимо найти среднее значение времени обслуживания пакета с вертикально интегрированными данными реального времени  $T$  с учетом синхронного и асинхронного способов доставки сообщений в условиях помех и внепротокольных прерываний.

### МОДЕЛИРОВАНИЕ ПРОЦЕССА РЕШЕНИЯ ЗАДАЧИ

Для оценки  $T$  построена модель поведения компонентов среды корпоративного портала газотранспортного предприятия в виде цепи Маркова с дискретным целочисленным временем, единицей которого является виртуальный интервал – промежуток времени между последовательным изменением счетчика задержки у каждого компонента среды, не находящегося в выключенном состоянии. Пусть  $b(t)$  – случайный процесс изменения счетчика задержки для данного компонента среды, времена  $t$  и  $t+1$  соответствуют началу двух последовательных виртуальных интервалов, причем компонент среды передает, когда  $b(t)=0$ . В то же время  $s(t)$  – случайный процесс изменения стадии задержки  $0, \dots, m$ , расширенный значением  $-1$  для ситуации, когда в очереди нет пакета.

В исследовании установлено, что отсутствует прямое соответствие реальному времени, а виртуальные интервалы неоднородны. Учтено, что счетчик задержки «замораживается», если компонент среды замечает передачу другого компонента. Это приводит к тому, что реальное время, прошедшее между  $t$  и  $t+1$ , больше интервала задержки  $\sigma$  при наличии факта передачи другого компонента. Выделено 3 вида виртуальных интервалов:

- интервал «отсрочки», во время которого ни один компонент среды не сделал передачу вертикально интегрированных данных реального времени;
- «синхронный» временной интервал, когда только один компонент среды вел передачу;
- интервал «внепротокольного прерывания», во время которого произошло столкновение процессов.

Это позволяет описать двумерный процесс  $\{s(t), b(t)\}$  цепью Маркова. Состоянию простоя компонента среды соответствует состояние  $(-1, 0)$ . Состояния, когда компонент среды не имеет пакета с вертикально интегрированными данными реального времени для передачи, но выполняет процедуру задержки после удачной передачи или отказа – это  $(-1, 1, \dots, W_0 - 1)$ . Состояния, когда компонент среды имеет пакет и выполняет процедуру задержки – это все остальные  $(i, k)$ , где  $k = 0, \dots, W_i - 1$  характеризует значение счетчика задержки, а  $i = 0, \dots, m$  – стадию задержки.

В результате

$$\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} \alpha(i, k) + \sum_{k=0}^{W_0-1} \alpha(-1, k) = 1. \quad (1)$$

Сумма стационарных вероятностей для  $i \in (1, m)$  и  $k \in (0, W_i - 1)$ , т.е. состояний, соответствующих процедуре задержки при имеющемся пакете с вертикально интегрированными данными реального времени для передачи уже на первой попытке, может быть описана формулой

$$\sum_{i=1}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} \alpha(i,k) = \sum_{i=1}^m \frac{W_i+1}{2} p^i \alpha(0,0). \quad (2)$$

Для  $i = -1$  и  $k \in (1, W_0 - 1)$ , т.е. состояний, соответствующих процедуре задержки после удачного переданного пакета вертикально интегрированными данными реального времени или отказа, но при отсутствии пакета для передачи, получаем:

$$\sum_{k=0}^{W_0-1} \alpha(-1, k) = \hat{P}_0 W_0 \alpha(0,0) / C. \quad (3)$$

В исследовании рассмотрены три случая:

1. Синхронная успешная передача. Вероятность поступления пакета с вертикально интегрированными данными реального времени в этом случае равна  $Q_S^S P_T$ , где  $Q_S^S = (N-1)\tau(1-\tau)^{N-2}$  – условная вероятность этого случая.

2. Асинхронная передача. При анализе используем допущение о том, что за один виртуальный интервал может произойти только одна асинхронная передача и одна успешная. Тогда условная вероятность этого случая равна  $Q_A = (N-1)\tau^a$ , а вероятность поступления равна  $Q_A P_T$ .

3. В случае столкновения процессов вероятность поступления равна  $Q_S^C P_C$ , где  $Q_S^C = 1 - Q_E - Q_S^S - Q_A$  – вероятность столкновения процессов, в которых не участвует данный компонент среды.

Следовательно,

$$P_S^F = (Q_S^S + Q_A) P_T + Q_S^C P_C.$$

Для завершения определения модели определена  $P_0$  – вероятность опустошения очереди после завершения обслуживания.

Процесс изменения очереди показан на рисунке 1.

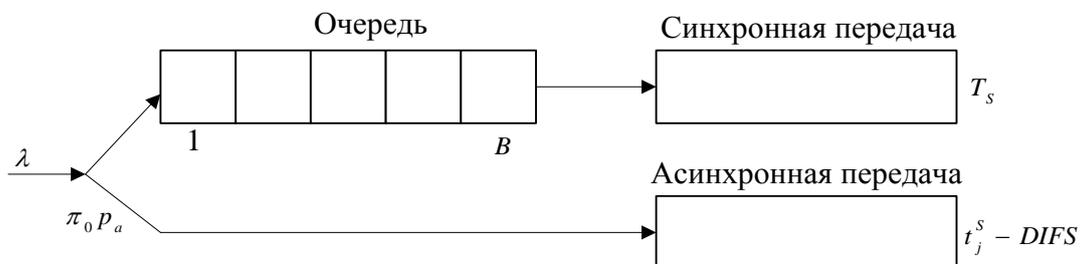


Рисунок 1 – Процесс изменения очереди

Пакеты с вертикально интегрированными данными реального времени, приходящие на свободные компоненты среды, будут обслуживаться асинхронно с вероятностью  $p_a$  в течение интервала после успешной передачи пакета (DIFS). В противном случае они поступают в буфер обмена размером  $B$  и обслуживаются синхронно в течение случайного времени со средним значением  $T_S$ .

Предполагается, что передаваемые пакеты искажены помехами, а вносимые искажения статистически независимы. Указанные предположения характерны для канала передачи данных с аддитивным гауссовским шумом. Интенсивность помех (Bit Error Rate – BER) считается постоянной и не зависящей от расположения источника и получателя

пакетов. На практике в отличие от случая идеального канала асинхронная передача может быть неудачной из-за искажения пакетов помехами.

Необходимо найти среднее значение времени обслуживания пакета с вертикально интегрированными данными реального времени  $T$  для каждого компонента. Единицей времени является виртуальный интервал,  $\alpha(i, k)$  – стационарная вероятность состояния  $(i, k)$ , где  $k$  характеризует значение счетчика задержки, а  $P\{i_2, k_2 | i_1, k_1\}$  – вероятность одношагового перехода из  $(i_1, k_1)$  в  $(i_2, k_2)$ .

Очевидно, что выполняется

$$\sum_{i=0}^m \sum_{k=0}^{W_i-1} \alpha(i, k) + \sum_{k=0}^{W_0-1} \alpha(-1, k) = 1.$$

Для  $i = 1$  и  $k \in (0, W_1 - 1)$ , т.е. состояний, соответствующих второй попытке передачи, стационарные вероятности определяются формулой

$$\alpha(1, k) = \frac{W_1 - k}{W_1} [\hat{p}_0 \alpha(0, 0) + P_s^E q_0 \alpha(-1, 0)]. \quad (7)$$

Для  $i = -1$  и  $k \in (1, W_0 - 1)$ , т.е. состояний, соответствующих процедуре задержки после удачного переданного пакета или отказа, но при отсутствии пакета для передачи, получено:

$$\sum_{k=0}^{W_0-1} \alpha(-1, k) = \left[ E + E_1 \sum_{k=1}^{W_0-1} A(k) \right] \alpha(0, 0). \quad (8)$$

Определено, что вероятность синхронной передачи данного компонента

$$\tau = \sum_{i=0}^m \alpha(i, 0) = \left[ 1 + D \left( 1 + \sum_{i=2}^m \prod_{j=1}^{i-1} \hat{p}_j \right) \right] \alpha(0, 0). \quad (9)$$

В диссертационной работе предполагалось, что короткий служебный кадр АСК, а также РНУ-заголовок, передаваемый надежно на малой скорости, не искажаются помехами. Тогда вероятность искажения пакета DATA с длиной  $l_i$  равна

$$\xi(l_i) = 1 - (1 - \text{BER})^{H_{\text{MAC}} + l_i}. \quad (10)$$

Тогда вероятность прихода хотя бы одного пакета с вертикально интегрированными данными реального времени на данный компонент за время синхронной передачи другого компонента, происходящей в «успешном» временном интервале, равна:

$$P_T = 1 - \sum_i \left\{ [1 - \xi(l_i)] e^{-\lambda l_i^s} + \xi(l_i) e^{-\lambda l_i^c} \right\} P^*(l_i). \quad (11)$$

Установлено, что синхронно могут обслуживаться следующие виды пакетов:

- 1) поступающие сразу в буфер;
- 2) поступающие в буфер после неудачной попытки асинхронной передачи.

Это приводит к тому, что  $T_S$  будет определяться следующим выражением:

$$T_S = \frac{(1 - \pi_0 p_0) T_{S1} + \pi_0 p_a q_0 T_{S2}}{1 - \pi_0 p_a (1 - q_a)}, \quad (12)$$

где  $T_{S1}$  – среднее время обслуживания по синхронному механизму пакета, поступающего сразу в буфер;  $T_{S2}$  – среднее время обслуживания по синхронному механизму пакета, поступающего в буфер после неудачной попытки асинхронной передачи.

Для нахождения вероятности  $p_a$  и среднего времени  $T_{S1}$  произведено категорирование пакетов, поступающих сразу в буфер, минуя неудачную попытку асинхронной передачи в течение всех возможных виртуальных интервалов  $(i, k)$ :

- 1) В течение интервала подтверждения успешной передачи пакеты с вертикально интегрированными данными реального времени поступают в пустую очередь.
- 2) Первый пакет, поступивший в течение каждого из интервалов, поступает в пустую очередь, что приводит к сокращению среднего времени до первой попытки передачи.
- 3) Пакеты поступают в течение интервала во время передачи другого компонента.
- 4) Пакеты поступают в течение асинхронной передачи этого компонента.

Получено выражение для среднего времени обслуживания пакета с вертикально интегрированными данными реального времени с учетом асинхронной передачи:

$$T = \frac{\pi_0 p_a (1 - q_0)}{1 - \pi_B} \left[ \frac{\sum_j (t_s^j - DIFS) (1 - \xi(l_j)) D(l_j)}{\sum_h (1 - \xi(l_h)) D(l_h)} \right] + \frac{1 - \pi_0 p_a (1 - q_0) - \pi_B}{1 - \pi_B} T_S. \quad (13)$$

В формуле первое слагаемое ответственно за асинхронный, а второе – за синхронный механизм передачи. Вероятность отказа в обслуживании пакета с вертикально интегрированными данными реального времени:

$$p_r = 1 - (1 - \pi_B) [(1 - p_a) \hat{p}_0 + p_a q_0] \prod_{j=0}^m \hat{p}_j. \quad (14)$$

Установлено, что отказ происходит:

- при полном заполнении очереди, когда количество пакетов с вертикально интегрированными данными реального времени в ней равно  $B$ ;
- при исчерпании количества попыток на передачу пакета.

На основании формулы Литтла определено среднее время задержки пакета с вертикально интегрированными данными реального времени на MAC-уровне:

$$T_{MAC} = \frac{\pi_0 p_a (1 - q_0)}{1 - \pi_B} \sum_j (t_s^j - DIFS) D(l_j) + \frac{[1 - \pi_0 p_a (1 - q_0) - \pi_B]}{1 - \pi_B} \frac{\sum_{i=1}^B i \pi_i}{\lambda_0 \pi_0 + \sum_{i=1}^{B-1} \lambda \pi_i}. \quad (15)$$

При этом  $R_E = (1 - \tau - \tau^a)^N$  – вероятность того, что этот интервал пустой,  $R_S = N\tau(1 - \tau)^{N-1}$  – вероятность того, что в этот интервал произошла синхронная передача, успешная или неуспешная из-за искажения, а  $R_A = N\tau^a$  – вероятность того, что в этот интервал произошла асинхронная передача, также успешная или неуспешная из-за искажения. И  $R_C = 1 - R_S - R_E - R_A$  – вероятность неудачной передачи из-за внепротокольных прерываний.

Тогда пропускная способность среды корпоративного портала для вертикально интегрированных данных реального времени равна

$$S = \frac{R_S \sum_j l_j (1 - \xi(l_j)) D^*(l_j) + R_A \sum_j l_j (1 - \xi(l_j)) D(l_j)}{R_E \sigma + R_S \sum_j \hat{t}_S^j D^*(l_j) + R_A \hat{T}_A + R_C \sum_i t_C^i D_i^C}. \quad (16)$$

**ЗАКЛЮЧЕНИЕ**

Предложенная математическая модель в совокупности с целым рядом приемов по повышению производительности среды корпоративного портала газотранспортного предприятия позволяет:

1. Снизить потоки вертикально-интегрированных данных реального времени за счет разработки структуры пакетов с короткими идентификаторами для их описания и задания внутренней структуры полей базы данных.
2. Снизить размеры передаваемых пакетов за счет группировки параметров во времени.
3. Оптимизировать количество и значения параметров вертикально интегрированных данных реального времени с возможностью их передачи в одном пакете.
4. Агрегация вертикально интегрированных данных реального времени позволяет существенно снизить избыточность исходных данных для их передачи в среде корпоративного портала.

*Работа выполнена в рамках Государственного контракта №16.740.11.0041 «Разработка распределенных автоматически профилируемых средств обработки, архивирования и защиты диагностической информации» (Заказчик – Министерство образования и науки РФ), выполняемого по Федеральной целевой программе «Научные и научно-педагогические кадры инновационной России» на 2009-2013 гг.*

**СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ**

1. Еременко В.Т. Моделирование процессов информационного обмена в распределенных управляющих системах: монография. – М.: Машиностроение –1. – 2004. – 224 с.
2. Еременко В.Т. Синтез сетей передачи данных автоматизированных систем управления на основе критерия неблокируемой маршрутизации / В.Т. Еременко, С.И. Афонин, А.И. Офицеров, О.О. Басов // НАУЧНЫЕ ВЕДОМОСТИ Белгородского государственного университета. Серия «История. Политология. Экономика. Информатика», 2011. – № 7(102). – Выпуск 18/1. – С. 168-176.
3. Еременко В.Т. Оптимизация ресурсов и управление процессами информационного обмена в сетях АСУТП на основе полевых шин / В.Т. Еременко, С.И. Афонин, С.А. Максаков, А.И. Куленич // Вестник компьютерных и информационных технологий, 2011. – № 9. – С. 46-49.
4. Еременко В.Т. Моделирование информационных потоков в сетях передачи данных интегрированных АСУ / В.Т. Еременко, С.И. Афонин, Т.М. Парамохина, Л.В. Кузьмина, Д.А. Плащенко // Информационные системы и технологии, 2011. – № 6 – С. 35-42.
5. Еременко В.Т. Методы решения задач распределения информационных потоков в сетях передачи данных предприятия на основе резервирования ресурсов / В.Т. Еременко, С.И. Афонин, Л.В. Кузьмина и др. // Информационные системы и технологии, 2012. – № 1. – С. 78-84.
6. Еременко В.Т., Афонин С.И. Создание теоретических основ автоматизации и построения технологической составляющей АСУ территориально распределенных предприятий // Информационные системы и технологии, 2012. – № 2 – С. 99-105.
7. Еременко В.Т., Тютякин А.В. Методологические аспекты выбора профилей сбора и обработки данных в системах неразрушающего контроля и диагностики технических объектов // Контроль. Диагностика, 2013. – № 1. – С. 24-31.
8. Еременко В.Т. Синтез локально-оптимальной структуры классификатора информационных ресурсов по критерию минимума средней длины процедуры поиска / В.Т. Еременко, А.А. Батенков, И.С. Полянский, К.А. Батенков, М.А. Сазонов // Вестник компьютерных и информационных технологий, 2013. – № 7. – С. 3-8.

9. Еременко В.Т. Направления и проблемы интеграции автоматизированных систем управления для предприятий с непрерывным технологическим циклом / В.Т. Еременко, Д.С. Мишин, Т.М. Парамохина, А.В. Еременко, С.В. Еременко // Информационные системы и технологии, 2014. – № 3. – С. 51-58
10. Еременко В.Т. Выбор профилей обработки данных в системах контроля и диагностики технических объектов на основе их качественного анализа / В.Т. Еременко, А.В. Тютякин, А.А. Кондрашин // Информационные системы и технологии, 2014. – № 5. – С. 88-97.

**Ерёменко Сергей Владимирович**

ФГБОУ ВПО «Государственный университет – УНПК», г. Орел

Аспирант кафедры «Электроника, вычислительная техника и информационная безопасность»

Тел.: 8 920 287 57 71

E-mail: sv-5771@mail.ru

---

S.V. ERYOMENKO (*Post-graduate Student of the Department  
«Electronics, Computer Facilities and Information Security»  
State University – ESPC, Orel*)

**MODELING ACQUISITION AND PROCESSING VERTICALLY INTEGRATED REAL-TIME  
DATA IN THE CORPORATE PORTAL TO DISTRIBUTED ENTERPRISES  
WITH CONTINUOUS TECHNOLOGICAL CYCLE**

*The mathematical model of the collection and processing vertically integrated real-time data in an enterprise portal based on Markov chains with discrete integer time difference based synchronous and asynchronous message delivery reports to noise conditions and uniprotokolle interrupt is presented.*

**Keywords:** *data collection and processing; corporate portal; Markov chain; distributed enterprise with continuous technological cycle.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Eryomenko V.T. Modelirovanie processov informacionnogo obmena v raspredelenny'x upravlyayushhix sistemax: monografiya. – M.: Mashinostroenie –1. – 2004. – 224 s.
2. Eryomenko V.T. Sintez setej peredachi danny'x avtomatizirovanny'x sistem upravleniya na osnove kriteriya neblokiruemoj marshrutizacii / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, A.I. Oficerov, O.O. Basov // NAUCHNY'E VEDOMOSTI Belgorodskogo gosudarstvennogo universiteta. Seriya «Istoriya. Politologiya. E'konomika. Informatika», 2011. – № 7(102). – Vy'pusk 18/1. – S. 168-176.
3. Eryomenko V.T. Optimizaciya resursov i upravlenie processami informacionnogo obmena v setyax ASUTP na osnove polevy'x shin / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, S.A. Maksakov, A.I. Kulenich // Vestnik komp'yuterny'x i informacionny'x tehnologij, 2011. – № 9. – S. 46-49.
4. Eryomenko V.T. Modelirovanie informacionny'x potokov v setyax peredachi danny'x integrirovanny'x ASU / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, T.M. Paramoxina, L.V. Kuz'mina, D.A. Plashhenkov // Informacionny'e sistemy' i tehnologii, 2011. – № 6 – S. 35-42.
5. Eryomenko V.T. Metody' resheniya zadach raspredeleniya informacionny'x potokov v setyax peredachi danny'x predpriyatiya na osnove rezervirovaniya resursov / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, L.V. Kuz'mina i dr. // Informacionny'e sistemy' i tehnologii, 2012. – № 1. – S. 78-84.
6. Eryomenko V.T., Afonin S.I. Sozdanie teoreticheskix osnov avtomatizacii i postroeniya texnologicheskoy sostavlyayushhej ASU territorial'no raspredelenny'x predpriyatij // Informacionny'e sistemy' i tehnologii, 2012. – № 2 – S. 99-105.
7. Eryomenko V.T., Tyutyakin A.V. Metodologicheskie aspekty' vy'bora profilej sbora i obrabotki danny'x v sistemax nerazrushayushhego kontrolya i diagnostiki texnicheskix ob'ektov // Kontrol'. Diagnostika, 2013. – № 1. – S. 24-31.
8. Eryomenko V.T. Sintez lokal'no-optimal'noj struktury' klassifikatora informacionny'x resursov po kriteriyu minimuma srednej dliny' procedury' poiska / V.T. Eryomenko, A.A. Batenkov, I.S. Polyanskij,

- K.A. Batenkov, M.A. Sazonov // Vestnik komp'yuterny'x i informacionny'x texnologij, 2013. – № 7. – S. 3-8.
9. Eryomenko V.T. Napravleniya i problemy' integracii avtomatizirovanny'x sistem upravleniya dlya predpriyatij s neprery'vny'm texnologicheskim ciklom / V.T. Eryomenko, D.S. Mishin, T.M. Paramoxina, A.V. Eryomenko, S.V. Eryomenko // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2014. – № 3. – S. 51-58
10. Eryomenko V.T. Vy'bor profilej obrabotki danny'x v sistemax kontrolya i diagnostiki texnicheskix ob''ektov na osnove ix kachestvennogo analiza / V.T. Eryomenko, A.V. Tyutyakin, A.A. Kondrashin // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2014. – № 5. – S. 88-97.

УДК 004.052

Н.И. КОРСУНОВ, Е.В. ЧУЕВ, А.И. ЧУЕВА

## ОБНАРУЖЕНИЕ И КОНТРОЛЬ ОШИБОК ПРИ ВЫПОЛНЕНИИ МИКРОПРОГРАММ УМНОЖЕНИЯ И ДЕЛЕНИЯ

*В статье предлагается метод обнаружения и контроля ошибок при выполнении микропрограмм умножения и деления. Предложенный метод контроля микропрограмм на ПЛИС сводится к сравнению результатов выполнения микрокоманд со значениями исходных операций использования специальных кодов с выполнением этих же микрокоманд для получения эталонных значений результатов.*

**Ключевые слова:** микропрограмма; умножение; деление; микропрограммные автоматы; отказоустойчивость; коррекция ошибок.

Одной из тенденций развития цифровой техники на современном этапе является широкое применение ресурсов программируемой логики не только для реализации отдельных блоков, но и проектируемых устройств в целом вплоть до создания систем на кристалле.

Программируемая логическая интегральная схема (ПЛИС) – это электронный компонент, используемый для создания цифровых интегральных схем. Существенным отличием ПЛИС от обычных цифровых схем является возможность определения логики схемы конечным потребителем посредством программирования, а не при изготовлении. Для программирования используются программаторы и отладочные среды, позволяющие задать желаемую структуру цифрового устройства в виде принципиальной электрической схемы или программы на специальных языках описания аппаратуры.

Программируемые логические интегральные схемы и соответствующие средства проектирования позволяют выполнить жесткие требования, предъявляемые ко времени разработки, и в сжатые сроки создавать цифровые устройства и системы с различным уровнем сложности и степенью интеграции. Широкое применение программируемые логические интегральные схемы получили в приложениях, где необходимо большое количество портов ввода-вывода, в некоторых случаях ПЛИС имеют более 1000 выводов, в цифровой обработке сигнала цифровой видео- и аудиоаппаратуры, при высокоскоростной передаче данных, в криптографии и во многих других отраслях.

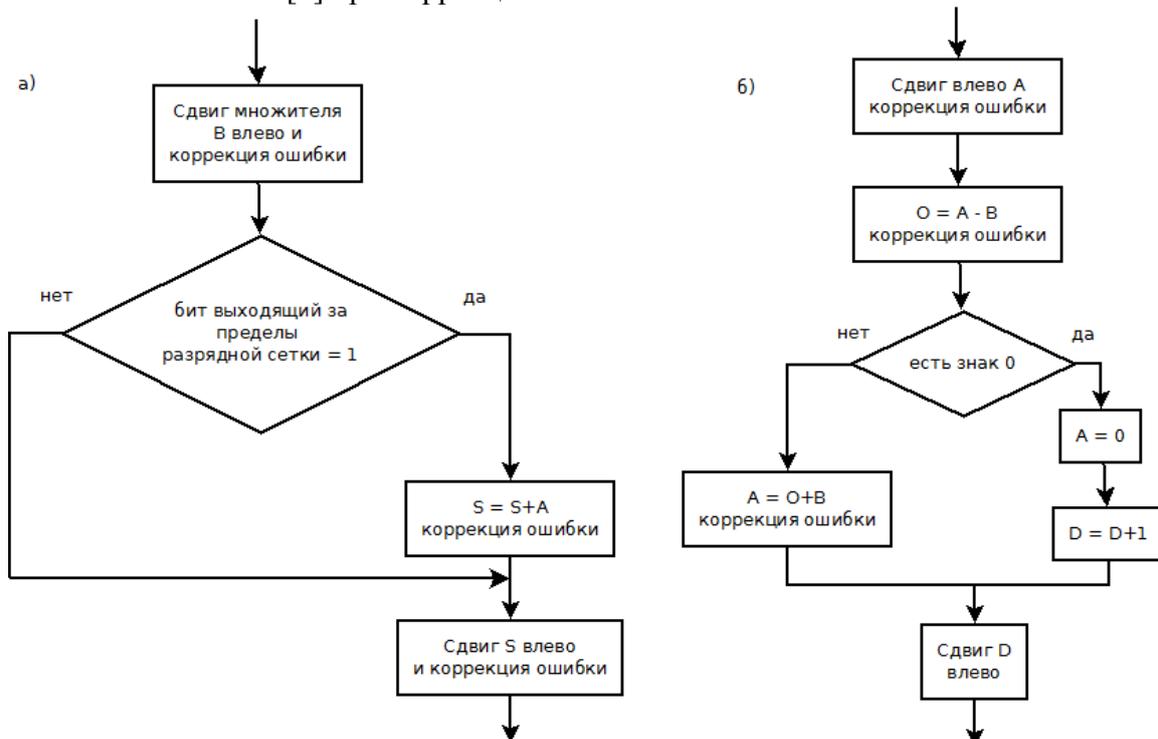
Преимущества использования программируемых логических интегральных схем:

- высокое быстродействие;
- возможность перепрограммирования непосредственно в системе;
- сокращение времени разработки и производства устройства;
- высокая степень интеграции, позволяющая разместить цифровое устройство в одном кристалле и тем самым снизить время и затраты на трассировку и производство печатных плат;
- сравнительно низкая стоимость.

Программируемые логические интегральные схемы обладают высокой гибкостью. Это связано с возможностью конечного потребителя создания микропрограммы для ПЛИС в соответствии со своими индивидуальными требованиями. ПЛИС возможно

перепрограммировать, что позволяет существенно снизить стоимость при разработке цифровых схем.

Среди микропрограмм важное место занимают микропрограммы умножения и деления двоичных чисел. Микропрограммы умножения и деления реализуют соответствующие методы умножения двоичных чисел, которые сводятся к последовательности микрокоманд алгебраического сложения и сдвигов [1]. На рисунке 1 приведены фрагменты микропрограмм умножения двоичных чисел, начиная со старших разрядов множителя и сдвига частичных произведений влево и деления двоичных чисел с восстановлением остатка [2] при коррекции ошибок.



**Рисунок 1 – Фрагменты микропрограмм умножения, деления с коррекцией ошибок при выполнении микрокоманд сложения и сдвига,**

где а) – тело цикла микропрограммы умножения; б) – тело цикла микропрограммы деления; А – множимое (делимое); В – множитель (делитель); S – результат произведения (частное); О – остаток

Приведенные микропрограммы повторяются до тех пор, пока при умножении не будут исследованы все значащие биты множителя В или не будет получено заданное количество разрядов в представлении частного либо остаток не станет равным нулю.

В отличие от стандартных микропрограмм в приведенных введены микропрограммы обнаружения и коррекции ошибок в микрокомандах сложений и сдвигов.

Новизна определяется методом коррекции ошибок выполнения.

Известны методы обнаружения ошибок при выполнении бинарных (алгебраического сложения, логических сложений, умножений) и унарных (сдвигов) микрокоманд с использованием арифметических кодов [3]. В соответствии с этим методом микрокоманда выполняется с исходными данными и их остатками по заданному модулю.

Полученные результаты сравниваются с целью определения наличия ошибки. При этом считается, что при выполнении микрокоманды с остатками никаких ошибок не вносится. Данный метод не пригоден для выполнения коррекции обнаруженной ошибки в соответствующей микрокоманде. Для коррекции ошибки помимо обнаружения

возникновения ошибки необходимо определить и ее значение, что можно сделать по отношению к некоторому эталонному результату. Предлагается для обнаружения ошибки алгебраического сложения чисел  $A$  и  $B$  использовать некоторое эталонное число  $D$ . В этом случае при вычислении

$$C = A + B + E \quad (1)$$

с ошибкой  $E$  для определения ее значения вычисляется

$$C_1 = A + (B + D). \quad (2)$$

Из (1) и (2) при известном значении  $D$  получаем:

$$D - E = D^* \text{ и при } E = 0 \text{ имеем } D = D^*.$$

Тогда ошибка определяется отклонением полученного значения  $D - E$  от эталонного  $D^*$  и может быть определена вычислением  $C$  и  $C_1$  в соответствии с (1) и (2) определением  $D_1 = C_1 - C$  с последующим вычислением

$$E = D_1 - D^*. \quad (3)$$

А так как существует операция, обратная сложению, то при значении  $E$  ошибка в (1) может быть скорректирована. Для определения ошибки простого сдвига двоичного числа на один разряд влево

$$A_{cдв} = LA + E \quad (4)$$

представим

$$A_{cдв} = A + A. \quad (5)$$

С использованием алгебры кольца в поле целых чисел будем считать, что при выполнении (5) ошибки не вносятся. Так как существуют обратные операции по отношению к сложению и умножению, то из (3) и (4) определяется ошибка простого сдвига:

$$E = A_{cдв} - A - A. \quad (6)$$

Тогда для вычисления ошибки простого сдвига влево необходимо дважды из полученного сдвигом числа вычесть значение сдвигаемого числа. При физической реализации фиксируется значение двоичного разряда, выходящего за пределы разрядной сетки, что приводит к длине двоичного представления сдвинутого числа. Так как сдвигается положительное число, то для вычисления ошибки в соответствии с (6) исходное число с учетом знака представляется дополнительным кодом отрицательных чисел. В этом случае

$$E = A_{cдв} + (-A)_{дон} + (-A)_{дон} \quad (7)$$

с количеством разрядов, равным и количеству в  $A_{cдв}$  (4). В вычислениях ошибки  $E$  в соответствии с (7) знак  $E$  определяется значением в разряде, выходящем за пределы разрядной сетки при сдвиге в соответствии с (4) и если в этом разряде содержится единица, то знак ошибки положителен, а при значении нуля в этом разряде знак ошибки отрицателен.

Полученное значение  $E$  позволяет скорректировать значение  $A_{cдв}$ .

При циклическом сдвиге влево на один двоичный разряд соотношение (5) не выполняется.

При циклическом сдвиге влево на один двоичный разряд

$$A_{цсдв} = L_ц A + E,$$

где  $A = \alpha_n, \alpha_{n-1}, \dots, \alpha_1$ ;  $L_ц A = \alpha_{n-1}, \alpha_{n-2}, \dots, \alpha_1 \alpha_n$ .

Соотношение (5) не выполняется.

Представим циклический сдвиг простым сдвигом влево с фиксацией разряда  $\alpha_n$  как выходящего за пределы разрядной сетки с последующим занесением значения этого разряда в младший разряд кода, полученного простым сдвигом влево

$$A_{\text{цсдв}} = L_{\text{ц}}A + E = LA + \alpha_n + E,$$

где  $LA = \alpha_n \leftarrow \alpha_{n-1}\alpha_{n-2}\dots\alpha_1O$ ;  $\alpha_n$  – значение, выходящее за пределы разрядной сетки;  $E = E_1 + E_2$ ,  $E_1$  – ошибка простого сдвига влево, определяется (6), (7);  $E_2$  – ошибка переноса  $\alpha_n$  в младший разряд.

Скорректировав ошибку  $E_1$ , коррекция ошибки  $E_2$  производится установкой младшего разряда в соответствии со значением разряда  $\alpha_n$  при простом сдвиге влево.

Отсюда следует, что обнаружение и коррекция ошибок циклического сдвига влево двоичных чисел основана на коррекции ошибки простого сдвига двоичного кода, преобразовании циклического сдвига с установкой младшего разряда сдвинутого кода в ноль и запоминании значения разряда переносимого в младший разряд, установке значения младшего разряда циклически сдвинутого кода в состояние запомненного разряда.

Таким образом, в микропрограммах умножения и деления двоичных чисел для коррекции ошибок достаточно коррекции ошибок микрокоманд сдвига и сложения на основе сравнения результатов выполнения микрокоманд со значениями исходных операций использования специальных кодов с выполнением этих же микрокоманд для получения эталонных значений результатов.

### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Корсунов Н.И., Начетов А.А., Глушак А.В. Коррекция ошибок сложения чисел с фиксированной точкой // Вопросы радиоэлектроники, 2013. – Т. 4. – № 1. – С. 79-82.
2. Корсунов Н.И., Начетов А.А., Логачев К.И. Компенсация погрешности в данных, формируемых с использованием преобразующей функции умножения // Вопросы радиоэлектроники, 2013. – Т. 4. – № 2. – С. 67-71.
3. Корсунов Н.И., Начетов А.А., Логачев К.И. Повышение точности умножения чисел арифметическими устройствами // Вопросы радиоэлектроники, 2013. – Т. 4. – № 1. – С. 87-92.

#### **Корсунов Николай Иванович**

Белгородский государственный национальный исследовательский университет, г. Белгород  
Доктор технических наук, профессор  
Тел.: 8 (4722) 30-13-53  
E-mail: korsunov@bsu.edu.ru

#### **Чуев Евгений Викторович**

Белгородский государственный национальный исследовательский университет, г. Белгород  
Ассистент  
Тел.: 8 (4722) 30-23-79  
E-mail: chuev\_e@bsu.edu.ru

#### **Чуева Анастасия Игоревна**

Белгородский государственный национальный исследовательский университет, г. Белгород  
Ассистент  
Тел.: 8 (4722) 30-13-53  
E-mail: suntsova@bsu.edu.ru

---

N.I. KORSUNOV (*Doctor of Engineering Science, Professor*)

E.V. ChUEV (*Assistant Professor*)

A.I. ChUEVA (*Assistant Professor*)  
Belgorod National Research University, Belgorod

**DETECTION AND CONTROL ERROR FIRMWARE PROGRESS MULTIPLICATION  
AND DIVISION**

*In the paper the method of detection and error checking at performing multiplication and division firmware is proposed. The method of firmware control for the FPGA is reduced to comparison of microcode results with the values of the original operations using special codes for performing the microcode to obtain reference values of results.*

**Keywords:** *firmware; multiplication; division; firmware machines; fault tolerance; error correction.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Korsunov N.I., Nachetov A.A., Glushak A.V. Korrekciya oshibok slozheniya chisel s fiksirovannoj tochkoj // Voprosy' radioe'lektroniki, 2013. – T. 4. – № 1. – S. 79-82.
2. Korsunov N.I., Nachetov A.A., Logachev K.I. Kompensaciya pogreshnosti v danny'x, formiruemy'x s ispol'zovaniem preobrazuyushhej funkicii umnozheniya // Voprosy' radioe'lektroniki, 2013. – T. 4. – № 2. – S. 67-71.
3. Korsunov N.I., Nachetov A.A., Logachyov K.I. Povy'shenie tochnosti umnozheniya chisel arifmeticheskimi ustrojstvami // Voprosy' radioe'lektroniki, 2013. – T. 4. – № 1. – S. 87-92.

УДК 654.172

И.Ю. ЛЫСАНОВ, А.Н. ОРЕШИН

**ИДЕНТИФИКАЦИЯ КАДРА-ВСТАВКИ  
В МУЛЬТИМЕДИЙНОМ ПОТОКЕ  
НА ОСНОВЕ СРАВНЕНИЯ КОЭФФИЦИЕНТОВ ПОЛИНОМОВ,  
АППРОКСИМИРУЕМЫХ ГИСТОГРАММ ИЗОБРАЖЕНИЙ КАДРОВ  
С ДИНАМИЧЕСКИМ ПОРОГОМ ПРИНЯТИЯ РЕШЕНИЯ**

*В статье рассматривается методика идентификации кадра-вставки в потоке видеоданных, основанная на вычислении коэффициентов полиномов аппроксимирующих гистограмм изображений, последовательности кадров их сравнения и выделения кадра-вставки с динамическим порогом принятия решения.*

**Ключевые слова:** кадр-вставка; поток видеоданных; гистограмма изображения; коэффициенты полинома; динамический порог.

Анализ основных тенденций развития политико-экономической ситуации в России и перспектив развития российского оборонно-промышленного комплекса (ОПК), проведенный в контексте осложнения политического кризиса на Украине, а также в ряде стран Северной Африки и Ближнего Востока, говорит о возросшей необходимости повышения эффективности функционирования предприятий, выполняющих разработку и производство техники для государственных силовых структур, а также на экспорт.

Очевидно, что одним из возможных направлений повышения эффективности использования существующих и создаваемых предприятий ОПК является разработка и модернизация автоматизированных систем управления предприятиями, которые призваны решать целый класс задач, в том числе задач, связанных с автоматизацией процессов, обеспечивающих необходимый уровень безопасности (централизованное управление системами контроля и ограничения доступа, видеонаблюдение, аудиоконтроль помещений, мониторинг использования персональных компьютеров, контроль телефонных соединений, запись телефонных разговоров и т.д.).

Одним из возможных направлений повышения эффективности функционирования систем контроля и управления доступом на предприятиях ОПК является использование современных технологий, позволяющих значительно увеличить число наблюдаемых объектов при незначительном расходе финансовых ресурсов на основе внедрения инновационных методов формирования и идентификации кадра-вставки в потоке видеоданных.

С целью уменьшения ошибок принятия решения, связанных с идентификацией кадров вставки сюжетной линии и их пропуском, предлагается использовать метод, основанный на вычислении коэффициентов полиномов аппроксимирующих гистограммы изображений последовательности кадров их сравнения и выделения кадра-вставки, при этом порог принятия решения вычисляется динамически.

Гистограмма кадра – это функция, характеризующая частоту встречаемости на изображении пикселей одинаковой яркости. Для 8-битового полутонового изображения с цветовыми составляющими  $R, G, B$  гистограмма яркости представляет собой одномерный целочисленный массив из 256 элементов. Гистограммы двух кадров  $\omega_l^P$  и  $\omega_{l+1}^P$  для цветовых составляющих  $R, G, B$  представлены на рисунке 1.

Для определения значений коэффициентов полиномов, аппроксимируемых

гистограммы  $\xi(x)$ , решается задача нахождения из совокупности функций, удовлетворяющих соответствующим условиям физической реализуемости, такой функции  $f(x, a)$  с конечным числом варьируемых параметров  $a_1, a_2, \dots, a_N$ , которая с требуемой точностью в заданном интервале изменения переменного  $x$  воспроизводила бы заданную зависимость  $\xi(x)$ .

Решение задачи аппроксимации неоднозначно, поскольку зависит от принятого критерия близости и особенностей аппроксимируемых функций. Критерий близости задается увеличением числа варьируемых параметров  $n$ , следовательно, аппроксимирующая функция приближается к заданной зависимости.

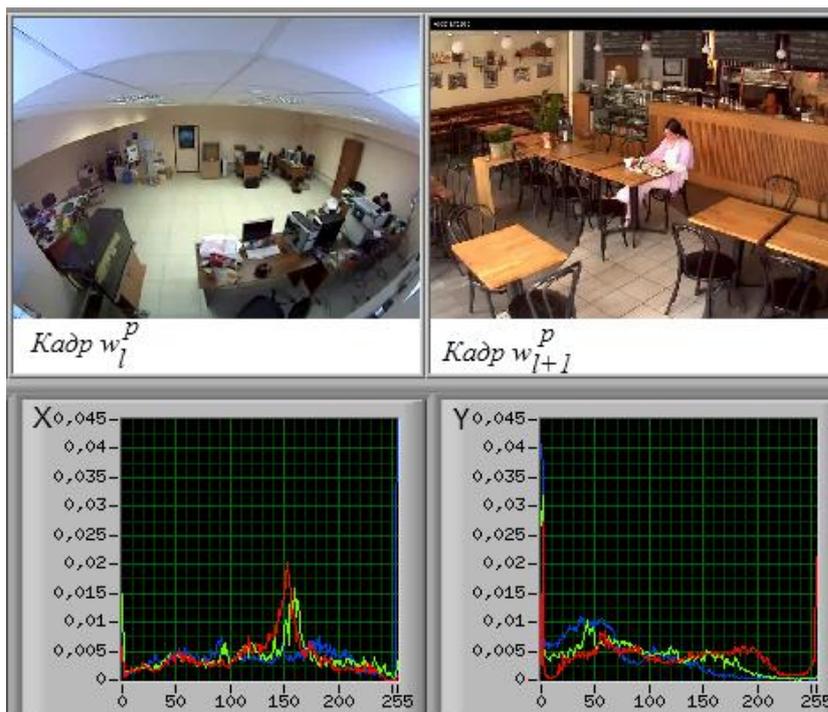


Рисунок 1 – Кадры видеопотока и их гистограммы

В качестве аппроксимирующей функции в большинстве случаев используются полиномы

$$f_R^{pl}(x) = A_{R0}^l x^n + A_{R1}^l x^{n-1} + \dots + A_{Rn}^l, \quad l = 1(1)N, \quad p = 1(1)P.$$

Так как гистограмма задается в графической форме, то для решения задачи используются численные методы математического, в частности, линейного программирования. К ней можно свести задачу аппроксимации дробной рациональной функцией

$$f_R^{pl}(x) = \frac{M(x)}{N(x)} = \frac{B_{R0}^l x^m + B_{R1}^l x^{m-1} + \dots + B_{Rm}^l}{x^n + A_{R1}^l x^{n-1} + \dots + A_{Rn}^l}, \quad l = 1(1)N, \quad p = 1(1)P,$$

заданной гистограммой  $\xi_R(x)$  цветовой составляющей Red,  $\omega_l^P$  кадра видеопотока. При этом минимизируется не абсолютное, а относительное отклонение  $\delta$  – функции  $f_R^{pl}(x)$  от заданной гистограммы  $\xi_R(x)$ , т.е. находится такое решение задачи, при котором в интервале

аппроксимации  $x_{-1} \leq x \leq x_1$  выполняется ограничение

$$\frac{1}{\delta} \xi_R(x) \leq f_R^{pl}(x) \leq \delta \xi_R(x)$$

при минимально возможном значении относительного отклонения  $\delta > 1$ .

Применение численного метода связано с отказом от решения задачи на непрерывном интервале  $x_{-1} \leq x \leq x_1$  и переходом к той же задаче на конечном дискретном множестве точек  $x \in \bar{L}$  из указанного интервала. В любой из точек выбранного дискретного множества должны при условии  $\xi_R(x) > 0$  выполняться неравенства

$$f_R^{pl}(x) - \delta \xi_R(x) \leq 0, \quad -f_R^{pl}(x) + \frac{1}{\delta} \xi_R(x) \leq 0.$$

Или, считая, что  $N(x) > 0$ , неравенства

$$\left. \begin{aligned} & B_{R0}^l x^m + B_{R1}^l x^{m-1} + \dots + B_{Rm}^l - \delta \xi_R(x) x^n - \\ & - \delta \xi_R(x) A_{R1}^l x^{n-1} - \dots - \delta \xi_R(x) A_{Rn}^l \leq 0; \\ & - B_{R0}^l x^m - B_{R1}^l x^{m-1} - \dots - B_{Rm}^l + \frac{1}{\delta} \xi_R(x) x^n + \\ & + \frac{1}{\delta} \xi_R(x) A_{R1}^l x^{n-1} + \dots + \frac{1}{\delta} \xi_R(x) A_{Rn}^l \leq 0, x \in \bar{L} \end{aligned} \right\}$$

$$l = 1(1) N, \quad p = 1(1) P.$$

Если считать относительное отклонение  $\delta$  заданной величиной, то система становится системой линейных неравенств относительно неизвестных коэффициентов  $A_{Ri}^l$  и  $B_{Rj}^l$  функции  $f_R^{pl}(x)$ .

Решаем задачу линейного программирования по определению значений коэффициентов  $A_{Ri}^l$ ,  $A_{Gi}^l$ ,  $A_{Bi}^l$  и  $B_{Rj}^l$ ,  $B_{Gj}^l$ ,  $B_{Bj}^l$ , задав степени полинома числителя  $m$  и знаменателя  $n$  аппроксимирующих функций  $f_R^{pl}(x)$ ,  $f_G^{pl}(x)$  и  $f_B^{pl}(x)$ , соответствующих цветовым составляющими Red, Green и Blue.

Значения коэффициентов  $A_{Ri}^l$ ,  $A_{Gi}^l$ ,  $A_{Bi}^l$  и  $B_{Rj}^l$ ,  $B_{Gj}^l$ ,  $B_{Bj}^l$  позволяют сформировать массив данных для  $\omega_l^p$  кадра видеопотока:

$$M_l^p = \begin{vmatrix} A_{R0}^l & A_{R1}^l & \dots & A_{Rn}^l & B_{R0}^l & B_{R1}^l & \dots & B_{Rm}^l \\ A_{G0}^l & A_{G1}^l & \dots & A_{Gn}^l & B_{G0}^l & B_{G1}^l & \dots & B_{Gm}^l \\ A_{B0}^l & A_{B1}^l & \dots & A_{Bn}^l & B_{B0}^l & B_{B1}^l & \dots & B_{Bm}^l \end{vmatrix}.$$

Аналогичным образом формируются массивы  $M_{l+1}^p$ ,  $M_{l+2}^p$ ,  $M_{l+3}^p$  для  $\omega_{l+1}^p$ ,  $\omega_{l+2}^p$  и  $\omega_{l+3}^p$  кадров видеопотока.

Вычислив матрицы разностей  $M_l^{*p}$ ,  $M_{l+1}^{*p}$ ,  $M_{l+2}^{*p}$ , представленные в виде массива результатов, взятых по модулю вычитаний элементов  $M_l^p$ ,  $M_{l+1}^p$ ,  $M_{l+2}^p$ ,  $M_{l+3}^p$ , между кадрами  $\omega_l^p$  и  $\omega_{l+1}^p$ ,  $\omega_{l+1}^p$  и  $\omega_{l+2}^p$ ,  $\omega_{l+2}^p$  и  $\omega_{l+3}^p$ :

$$M_l^{*p} = M_{l+1}^p - M_l^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l}| & |A_{R1}^{*l}| & \dots & |A_{Rn}^{*l}| & |B_{R0}^{*l}| & |B_{R1}^{*l}| & \dots & |B_{Rm}^{*l}| \\ |A_{G0}^{*l}| & |A_{G1}^{*l}| & \dots & |A_{Gn}^{*l}| & |B_{G0}^{*l}| & |B_{G1}^{*l}| & \dots & |B_{Gm}^{*l}| \\ |A_{B0}^{*l}| & |A_{B1}^{*l}| & \dots & |A_{Bn}^{*l}| & |B_{B0}^{*l}| & |B_{B1}^{*l}| & \dots & |B_{Bm}^{*l}| \end{vmatrix};$$

$$M_{l+1}^{*p} = M_{l+2}^p - M_{l+1}^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l+1}| & |A_{R1}^{*l+1}| & \dots & |A_{Rn}^{*l+1}| & |B_{R0}^{*l+1}| & |B_{R1}^{*l+1}| & \dots & |B_{Rm}^{*l+1}| \\ |A_{G0}^{*l+1}| & |A_{G1}^{*l+1}| & \dots & |A_{Gn}^{*l+1}| & |B_{G0}^{*l+1}| & |B_{G1}^{*l+1}| & \dots & |B_{Gm}^{*l+1}| \\ |A_{B0}^{*l+1}| & |A_{B1}^{*l+1}| & \dots & |A_{Bn}^{*l+1}| & |B_{B0}^{*l+1}| & |B_{B1}^{*l+1}| & \dots & |B_{Bm}^{*l+1}| \end{vmatrix};$$

$$M_{l+2}^{*p} = M_{l+3}^p - M_{l+2}^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l+2}| & |A_{R1}^{*l+2}| & \dots & |A_{Rn}^{*l+2}| & |B_{R0}^{*l+2}| & |B_{R1}^{*l+2}| & \dots & |B_{Rm}^{*l+2}| \\ |A_{G0}^{*l+2}| & |A_{G1}^{*l+2}| & \dots & |A_{Gn}^{*l+2}| & |B_{G0}^{*l+2}| & |B_{G1}^{*l+2}| & \dots & |B_{Gm}^{*l+2}| \\ |A_{B0}^{*l+2}| & |A_{B1}^{*l+2}| & \dots & |A_{Bn}^{*l+2}| & |B_{B0}^{*l+2}| & |B_{B1}^{*l+2}| & \dots & |B_{Bm}^{*l+2}| \end{vmatrix}.$$

Формируется массив  $\max M_D^{*p}$  по критерию

$$\max M_D^{*p} = \max |A_{ki}^*| \in \{M_l^{*p}, M_{l+1}^{*p}, M_{l+2}^{*p}\} \cap \max |B_{kj}^*| \in \{M_l^{*p}, M_{l+1}^{*p}, M_{l+2}^{*p}\},$$

$$k = R, G, B, i = 0, 1, 2, \dots, n, j = 0, 1, 2, \dots, m.$$

Вычисляется матрица разности  $M_{l+3}^{*p}$  между кадрами видеопотока  $\omega_{l+3}^p$  и  $\omega_{l+4}^p$ :

$$M_{l+3}^{*p} = M_{l+4}^p - M_{l+3}^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l+3}| & |A_{R1}^{*l+3}| & \dots & |A_{Rn}^{*l+3}| & |B_{R0}^{*l+3}| & |B_{R1}^{*l+3}| & \dots & |B_{Rm}^{*l+3}| \\ |A_{G0}^{*l+3}| & |A_{G1}^{*l+3}| & \dots & |A_{Gn}^{*l+3}| & |B_{G0}^{*l+3}| & |B_{G1}^{*l+3}| & \dots & |B_{Gm}^{*l+3}| \\ |A_{B0}^{*l+3}| & |A_{B1}^{*l+3}| & \dots & |A_{Bn}^{*l+3}| & |B_{B0}^{*l+3}| & |B_{B1}^{*l+3}| & \dots & |B_{Bm}^{*l+3}| \end{vmatrix}$$

Если

$$|A_{ki}^{*l+3}| > \max |A_{ki}^*| \in \{M_l^{*p}, M_{l+1}^{*p}, M_{l+2}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}} \cap$$

$$\cap |B_{kj}^{*l+3}| > \max |B_{kj}^*| \in \{M_l^{*p}, M_{l+1}^{*p}, M_{l+2}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}},$$

$$k = R, G, B, i = 0, 1, 2, \dots, n, j = 0, 1, 2, \dots, m,$$

то идентифицируется первая граница подлежащих выделению кадров видеопотока или переход на следующую сюжетную линию, где  $\Delta_{\text{анпр}}$  – допустимая погрешность значений коэффициентов полиномов аппроксимируемых гистограмм, определяемая эмпирически.

Выделение  $\omega_{l+4}^p$  кадра видеопотока осуществляется при выполнении условия

$$|A_{ki}^{*l+4}| > \max |A_{ki}^*| \in \{M_l^{*p}, M_{l+1}^{*p}, M_{l+2}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}} \cap$$

$$\cap |B_{kj}^{*l+4}| > \max |B_{kj}^*| \in \{M_l^{*p}, M_{l+1}^{*p}, M_{l+2}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}},$$

$$k = R, G, B, i = 0, 1, 2, \dots, n, j = 0, 1, 2, \dots, m$$

по значениям матрицы разности  $M_{l+4}^{*p}$  между кадрами видеопотока  $\omega_{l+4}^p$  и  $\omega_{l+5}^p$ :

$$M_{l+4}^{*p} = M_{l+5}^p - M_{l+4}^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l+4}| & |A_{R1}^{*l+4}| & \dots & |A_{Rn}^{*l+4}| & |B_{R0}^{*l+4}| & |B_{R1}^{*l+4}| & \dots & |B_{Rm}^{*l+4}| \\ |A_{G0}^{*l+4}| & |A_{G1}^{*l+4}| & \dots & |A_{Gn}^{*l+4}| & |B_{G0}^{*l+4}| & |B_{G1}^{*l+4}| & \dots & |B_{Gm}^{*l+4}| \\ |A_{B0}^{*l+4}| & |A_{B1}^{*l+4}| & \dots & |A_{Bn}^{*l+4}| & |B_{B0}^{*l+4}| & |B_{B1}^{*l+4}| & \dots & |B_{Bm}^{*l+4}| \end{vmatrix}$$

Если модули значений коэффициентов матрицы разности  $M_{l+5}^{*p}$  между кадрами видеопотока  $\omega_{l+5}^p$  и  $\omega_{l+6}^p$

$$M_{l+5}^{*p} = M_{l+6}^p - M_{l+5}^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l+5}| & |A_{R1}^{*l+5}| & \dots & |A_{Rn}^{*l+5}| & |B_{R0}^{*l+5}| & |B_{R1}^{*l+5}| & \dots & |B_{Rm}^{*l+5}| \\ |A_{G0}^{*l+5}| & |A_{G1}^{*l+5}| & \dots & |A_{Gn}^{*l+5}| & |B_{G0}^{*l+5}| & |B_{G1}^{*l+5}| & \dots & |B_{Gm}^{*l+5}| \\ |A_{B0}^{*l+5}| & |A_{B1}^{*l+5}| & \dots & |A_{Bn}^{*l+5}| & |B_{B0}^{*l+5}| & |B_{B1}^{*l+5}| & \dots & |B_{Bm}^{*l+5}| \end{vmatrix},$$

превышают значения массива  $\max M_D^{*p}$

$$\begin{aligned} |A_{ki}^{*l+5}| > \max |A_{ki}^*| \in \{M_{l+4}^{*p}, M_{l+5}^{*p}, M_{l+6}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}} \cap \\ \cap |B_{kj}^{*l+5}| > \max |B_{kj}^*| \in \{M_{l+4}^{*p}, M_{l+5}^{*p}, M_{l+6}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}}, \\ k = R, G, B, i = 0, 1, 2, \dots, n, j = 0, 1, 2, \dots, m, \end{aligned}$$

то выделяются  $\omega_{l+4}^p$  и  $\omega_{l+5}^p$  кадры видеопотока.

Результаты вычислений матриц разностей  $M_{l+4}^{*p}$ ,  $M_{l+5}^{*p}$  позволяют сформировать массив  $\max M_U^{*p}$  по критерию

$$\begin{aligned} \max M_U^{*p} = \max |A_{ki}^*| \in \{M_{l+4}^{*p}, M_{l+5}^{*p}\} \cap \max |B_{kj}^*| \in \{M_{l+4}^{*p}, M_{l+5}^{*p}\}, \\ k = R, G, B, i = 0, 1, 2, \dots, n, j = 0, 1, 2, \dots, m. \end{aligned}$$

По результатам вычислений матрицы разности  $M_{l+6}^{*p}$

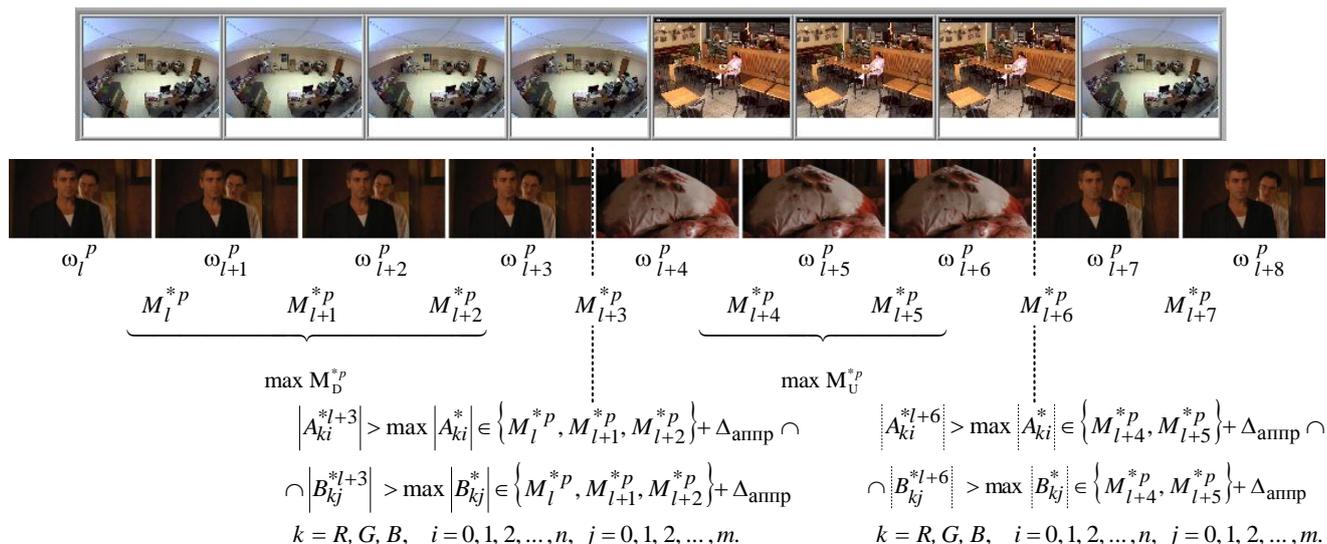
$$M_{l+6}^{*p} = M_{l+7}^p - M_{l+6}^p = \begin{vmatrix} |A_{R0}^{*l+6}| & |A_{R1}^{*l+6}| & \dots & |A_{Rn}^{*l+6}| & |B_{R0}^{*l+6}| & |B_{R1}^{*l+6}| & \dots & |B_{Rm}^{*l+6}| \\ |A_{G0}^{*l+6}| & |A_{G1}^{*l+6}| & \dots & |A_{Gn}^{*l+6}| & |B_{G0}^{*l+6}| & |B_{G1}^{*l+6}| & \dots & |B_{Gm}^{*l+6}| \\ |A_{B0}^{*l+6}| & |A_{B1}^{*l+6}| & \dots & |A_{Bn}^{*l+6}| & |B_{B0}^{*l+6}| & |B_{B1}^{*l+6}| & \dots & |B_{Bm}^{*l+6}| \end{vmatrix}$$

задается решающее правило

$$\begin{aligned} |A_{ki}^{*l+6}| > \max |A_{ki}^*| \in \{M_{l+4}^{*p}, M_{l+5}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}} \cap \\ \cap |B_{kj}^{*l+6}| > \max |B_{kj}^*| \in \{M_{l+4}^{*p}, M_{l+5}^{*p}\} + \Delta_{\text{анпр}}, \\ k = R, G, B, i = 0, 1, 2, \dots, n, j = 0, 1, 2, \dots, m, \end{aligned}$$

закрывающееся в выделении  $\omega_{l+4}^p$ ,  $\omega_{l+5}^p$  и  $\omega_{l+6}^p$  кадров видеопотока; в случае его невыполнения – в переходе на  $p = p + 1$  сюжет.

Принцип работы методики сравнения коэффициентов полиномов, аппроксимируемых гистограмм по трем кадрам вставки представлен на рисунке 2.



**Рисунок 2 – Принцип работы методики сравнения коэффициентов полиномов аппроксимируемых гистограмм**

Критерий выделения кадров видеопотока отражен в алгоритме на рисунке 3.

В статье предложена методика идентификации кадра-вставки в потоке видеоданных, основанная на вычислении коэффициентов полиномов аппроксимирующих гистограммы изображений последовательности кадров их сравнения и выделения кадра-вставки с динамическим порогом принятия решения. Реализация этой методики позволит идентифицировать кадр-вставку в потоке видеоданных с высокой степенью достоверности. Причем, как показали результаты имитационного моделирования, методика наиболее эффективна при анализе последовательности изображений быстро движущихся объектов. При этом ошибки принятия решения «первого» рода имеют значительно меньшие значения по сравнению с аналогичными ошибками, полученными при обработке видеопотока известными методиками.

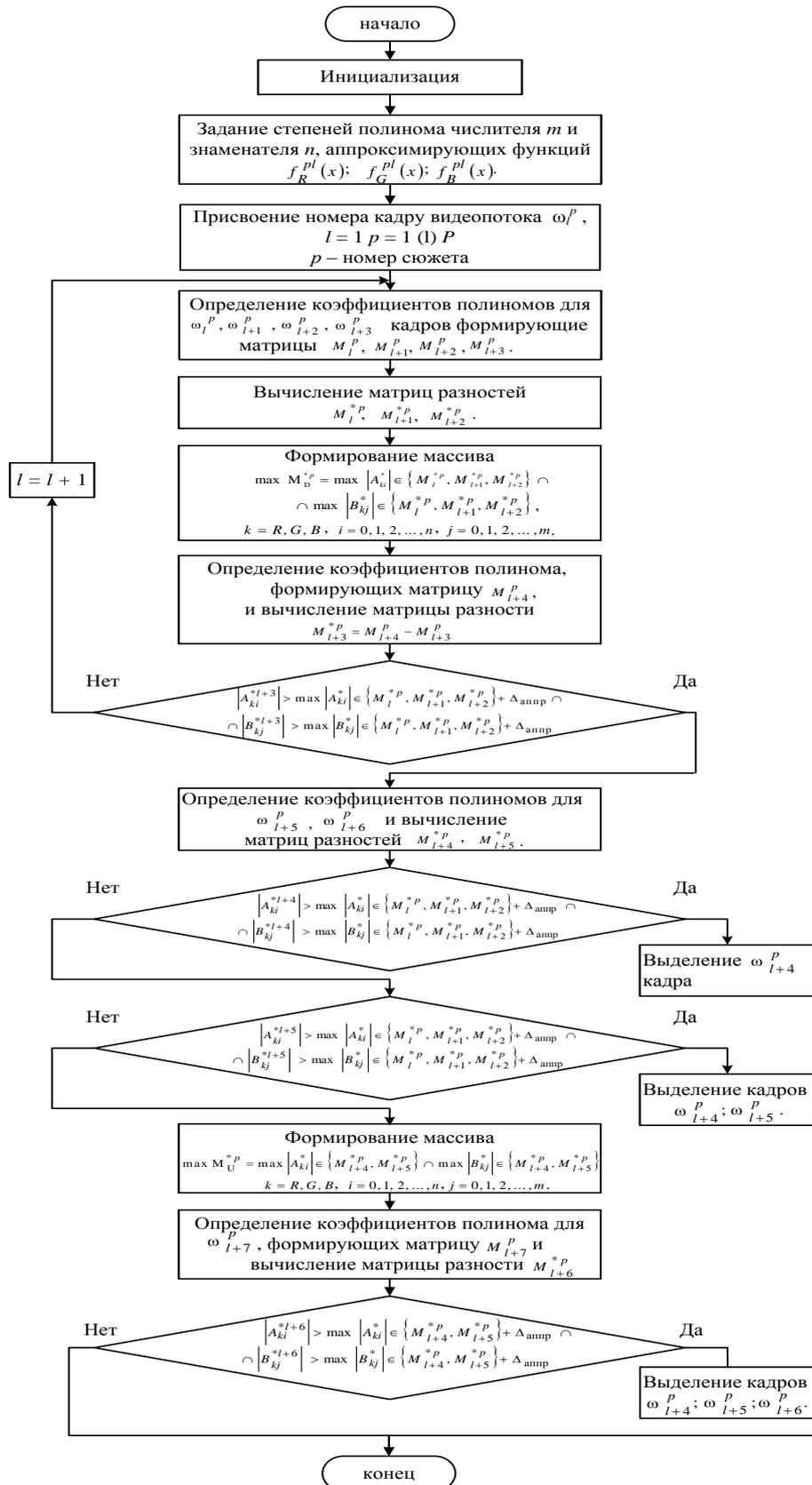


Рисунок 3 – Алгоритм выделения кадров видеопотока методом сравнения значений коэффициентов полиномов аппроксимирующих гистограмм

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Гонсалес Р., Вудс Р. Мир цифровой обработки. Цифровая обработка изображений; перевод с англ. под ред. П.А. Чочиа. – М.: Техносфера, 2006. – 1072 с.
2. Ерёмченко В.Т. Моделирование процессов информационного обмена в распределенных управляющих системах: монография. – М: Машиностроение – 1, 2004. – 224 с.
3. Визильтер Ю. Обработка и анализ цифровых изображений с примерами на LabVIEW и IMAQ Vision / Ю. Визильтер, С. Желтов, В. Князь, А. Ходарев, А. Моржин. – М.: ДМК Пресс, 2008. – 464 с.
4. Ерёмченко В.Т., Тютякин А.В., Семашко Е.А. Выбор операционных моделей обработки, архивирования и защиты изображений в распределенных системах технической диагностики // «Информационные системы и технологии», 2011. – № 3. – С. 115-119.
5. Вентцель Е.С. Теория Вероятностей. Учебник для студентов ВУЗов. – Изд. 7-е, стер. – М.: Высшая школа, 2001. – 575 с.
6. Ерёмченко В.Т. Компьютерная графика: методы, модели и средства преобразования графической информации: монография / В.Т. Ерёмченко, А.П. Фисун, И.С. Константинов, Д.В. Агарков, Е.А. Семашко. – Орел: ОрелГТУ, 2010. – Т. 1. – 364 с.

### **Иван Юрьевич Лысанов**

Академия ФСО России, г. Орел  
Сотрудник  
Тел.: 8 920 283 83 42

### **Андрей Николаевич Орешин**

Академия ФСО России, г. Орел  
Кандидат технических наук, доцент  
Тел.: 8 910 304 00 01

---

I.Yu. LY'SANOV (*Employee*)

A.N. OREShIN (*Candidate of Engineering Science, Associate Professor*)  
*Academy of Federal Agency of Protection of the Russian Federation, Orel*

### **INSERT FRAME IN MULTIMEDIA STREAM IDENTIFICATION BASED ON THE COMPARISON OF POLYNOMIALS COEFFICIENTS, APPROXIMATED HISTOGRAM IMAGES AND DYNAMIC DECISION THRESHOLD**

*In the article the method of identifying frame-insertion into the video stream based on the calculation coefficients of polynomials approximating the histogram image frame sequence comparison, and selection frame inserts with dynamic decision threshold is considered.*

**Keywords:** *insert frame; video flow; image histogram; polynomial coefficient; dynamic threshold.*

### **BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Gonsales R., Vuds R. Mir cifrovoy obrabotki. Cifrovaya obrabotka izobrazhenij; perevod s angl. pod red. P.A. Chochia. – М.: Texnosfera, 2006. – 1072 s.
2. Eryomenko V.T. Modelirovanie processov informacionnogo obmena v raspredelenny'x upravlyayushhix sistemax: monografiya. – М: Mashinostroenie – 1, 2004. – 224 s.
3. Vizil'ter Yu. Obrabotka i analiz cifrovyy'x izobrazhenij s primerami na LabVIEW i IMAQ Vision / Yu. Vizil'ter, S. Zheltov, V. Knyaz', A. Xodarev, A. Morzhin. – М.: ДМК Press, 2008. – 464 s.
4. Eryomenko V.T., Tyutyakin A.V., Semashko E.A. Vy'bor operacionny'x modelej obrabotki, arxivirovaniya i zashhity' izobrazhenij v raspredelenny'x sistemax texnicheskoj diagnostiki // «Informacionny'e sistemy' i texnologii», 2011. – № 3. – S. 115-119.
5. Ventcel' E.S. Teoriya veroyatnostej. Uchebnik dlya studentov VUZov. – Izd. 7-e, ster. – М.: Vy'sshaya shkola,

2001. – 575 s.
6. Eryomenko V.T. Komp'yuternaya grafika: metody, modeli i sredstva preobrazovaniya graficheskoy informacii: monografiya / V.T. Eryomenko, A.P. Fisun, I.S. Konstantinov, D.V. Agarkov, E.A. Semashko. – Orel: OrelGTU, 2010. – Т. 1. – 364 s.

УДК 004.415.53

О.В. МЕЛЬНИК

## МЕТОД АНАЛИЗА НЕОПРЕДЕЛЕННОСТИ ДАННЫХ ИСПЫТАНИЙ РЕАЛИЗАЦИИ ПРОГРАММНОГО МОДУЛЯ ИНФОРМАЦИОННО-ИЗМЕРИТЕЛЬНЫХ И УПРАВЛЯЮЩИХ СИСТЕМ

*Метод анализа неопределенности данных испытаний реализации программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем базируется на вероятностной оценке точности измерения надежности по критерию Пирсона, отличается оценкой степени представительности, полноты и стратегии испытаний и позволяет получить их нижние доверительные границы.*

**Ключевые слова:** программный модуль; информационно-измерительные и управляющие системы; неопределенность данных испытаний; критерий Пирсона.

### ВВЕДЕНИЕ

При организации испытаний информационно-измерительных и управляющих систем широко используются средства автоматизации. Надежность наряду с функциональностью, удобством использования, эффективностью, сопровождаемостью и переносимостью относится к характеристикам модели качества программного обеспечения (ПО) и определяется международным стандартом ISO/IEC 9126-1:2001 «Software engineering – Product quality – Part 1: Quality model». Уровень качества процессов разработки программного обеспечения информационно-измерительных и управляющих систем основывается на модели СММ. Она предусматривает, что организации, разрабатывающие программное обеспечение, обязаны накапливать статистические данные о процессе разработки программных средств, результатах их эксплуатации. К сожалению, общепринятой методики их сбора, обработки и анализа таких статистических данных в настоящее время не существует. В связи с возрастанием сложности программных средств большое значение имеют методы сокращения логических ошибок программного кода [1, 2].

### ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ

В условиях обнаружения и устранения семантических ошибок более эффективными оказываются методы, предусматривающие разбиение множества входных данных  $E$  на подмножества потока данных  $S_j$  и использующие выражения для дисперсии и доверительных границ результатов измерения надежности на определенном тестовом наборе, используемом при испытаниях программных модулей [3-5].

Будем исходить из того, что при каждом  $j$  из множества потока данных  $S_j$  выбирается  $n_j$  массивов данных, включающих, кроме набора входных данных, промежуточные данные, константы и выходные данные. Это дает основания предположить, что такая выборка является независимой; точнее, на выбор любой точки в потоке данных  $S_j$  не влияет, на выбор в нем другой точки – тоже, а вероятности выбора всех точек одинаковы. Особенностью произведенной выборки является то, что в ней различаются точки, принадлежащие подмножествам  $S'_j$  и  $S''_j$ . Таким образом, мы имеем дело с простыми биномиальными выборками. В выборках указанного типа вероятность формирования последовательности из  $n_j$  точек из множества потока данных  $S_j$  определяется величиной  $(P''_j)^{f_j}(P'_j)^{n_j-f_j}/P_j^{n_j}$ , где  $f_j$  представляет собой число точек в сделанной выборке, принадлежащих  $S''_j$  (т.е. точек, с которыми связаны семантические ошибки в реализациях программных модулей).

**МЕТОД АНАЛИЗА НЕОПРЕДЕЛЕННОСТИ ДАННЫХ ИСПЫТАНИЙ  
РЕАЛИЗАЦИИ ПРОГРАММНОГО МОДУЛЯ**

**Оценка величины надежности программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем  $R_1$ .** Необходимо отметить, что выборка может затрагивать не все подмножества  $S_j$ . В этом случае определенная ниже оценка  $R$  является смещенной. Обозначим через  $T$  совокупность индексов подмножеств потоков данных  $S_j$  заданного разбиения множества входных данных  $E$ , которые присутствуют в выборках, а  $\bar{T}$  – совокупность индексов  $j$ , не вошедших в ранее рассмотренное множество  $T$ .

В этом случае

$$\hat{R} = 1 - \sum_T (f_j / n_j) P_j.$$

**Оценка точности измерения надежности программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем  $R$ .** В качестве одного из показателей точности измерения случайной величины наиболее часто используется ее дисперсия  $V(f_j)$ . Поскольку  $V(f_j) = n_j P_j' P_j'' / P_j^2$ , то:

$$V_T(\hat{R}) = \sum_T P_j' P_j'' / n_j. \tag{1}$$

Оценка надежности программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем  $\hat{R}$  в случае оценки неполной выборки оказывается смещенной, поэтому более подходящей оценкой точности измерения надежности является среднеквадратичная ошибка, определяемая как  $M[(\hat{R} - R)^2]$ .

Получены грубые границы изменения для значений  $P_j'' (j \in \hat{T})$  совокупности приближенных численных оценок (снизу и сверху) величины среднеквадратичной ошибки, имеющие вид:

$$\sum_T \frac{f_j(n_j - f_j)}{n_j^2(n_j - 1)} P_j^2 \leq \langle M[(\hat{R} - R)^2] \rangle \leq \sum_T \frac{f_j(n_j - f_j)}{n_j^2(n_j - 1)} P_j^2 + \left( \sum_T P_j \right)^2. \tag{2}$$

Установлено, что для существования выписанной выше несмещенной оценки величины  $V_T(R)$  очевидно необходимо, чтобы при каждом  $j$  было  $n_j \geq 2$ .

**Оценка минимальной величины дисперсии.** Дисперсия величины

$$\hat{R} = 1 - \sum_j (f_j / n_j) P_j$$

для полной выборки данных испытаний программного модуля информационно-измерительной и управляющей системы определяется соотношением

$$V(\hat{R}) = \sum_j \frac{P_j' P_j''}{n_j}.$$

**Оценка представительности выборки.** Используем меру представительности выборки, представленной в работе [2]:

$$\chi^2 = \sum \frac{(n_j - n P_j)^2}{n P_j}. \tag{3}$$

Исходя из предположения, что выборка она является неполной (т.е. для  $j \in \bar{T}$   $n_j=0$ ), и положив для объединения  $T$  и  $\bar{T}$  множество всех индексов  $j$ , получим

$$\sum_{j \in T} n_j = n.$$

Для нахождения значения параметра  $n_j$ , минимизирующего величину  $\chi^2$ , используем функцию вида:

$$W = \sum_j \frac{(n_j - nP_j)^2}{nP_j} - 2\lambda \left( \sum_{j \in T} n_j - n \right) = \sum_j \frac{(n_j - nP_j)^2}{nP_j} + n \sum_{j \in \bar{T}} P_j - 2\lambda \left( \sum_{j \in T} n_j - n \right).$$

Нетрудно видеть, что

$$\frac{\partial W}{\partial n_k} = \frac{2(n_k - nP_k)}{nP_k} - 2\lambda = 0.$$

Из этого следует:

$$\lambda = \frac{1}{\sum_{k \in T} P_k} - 1,$$

что приводит к приближенному значению параметра:

$$n_j \approx \frac{nP_j}{\sum_{k \in T} P_k}. \quad (4)$$

Окончательно выражение примет следующий вид:

$$\chi^2_{\min} = n \frac{\sum_{j \in \bar{T}} P_j}{\sum_{j \in T} P_j}. \quad (5)$$

Это позволяет утверждать, что минимально возможное значение критерия Пирсона (критерия согласия)  $\chi^2$  подтверждает гипотезу о принадлежности наблюдаемой выборки соответствующего объема некоторому теоретическому закону распределения и пропорционально отношению суммы вероятностей, связанных с подмножествами потока данных  $S_j$ , которые затрагивались выборкой, и сумме вероятностей, относящихся к подмножествам потока данных  $S_j$ , которые не затрагивались выборкой.

**Оценка доверительных границы значений надежности программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем R.** Теория выборочного метода предлагает различные метрики для оценок надежности реализаций программных модулей информационно-измерительных и управляющих систем. При этом термин «доверительность» применительно к надежности информационно-измерительных и управляющих систем может трактоваться, как мера близости к истинному значению величины надежности, величина которой оценивается по серии испытаний на основе предложенных методов расчета. Термин «доверительность» предусматривает достижение степени представительности испытаний, полноты и стратегии тестирования программного модуля [6-9].

Если обозначить через  $V$  оценку дисперсии случайной величины надежности программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем  $\hat{R}$  и предположить, что данная величина характеризуется асимптотически нормальным поведением, то величина

$$\hat{R} \pm \lambda_{(1-\gamma)/2} \sqrt{V}$$

представляет доверительный интервал, включающий величину надежности  $R$ , с доверительным уровнем  $\gamma$ . При этом стандартное отклонение нормального распределения  $\lambda\alpha$  превышает с вероятностью  $\alpha$ . Будем исходить из предположения, что предложенное описание доверительного интервала позволяет получить точную оценку для величины надежности программного модуля информационно-измерительных и управляющих систем  $R$ , что потребует, в свою очередь, значительного количества тестов  $n_j$  для всех подмножеств потока данных  $S_j$ .

То есть, в случае, если плотность распределения величины надежности программного модуля информационно-измерительной и управляющей системы  $R$  описывается  $\beta$ -распределением с параметрами  $p, q$ , то:

$$\text{Вер}(r < R < r + dr) = \frac{\Gamma(p+q)}{\Gamma(p)\Gamma(q)} r^{p-1}(1-r)^{q-1} dr. \quad (6)$$

После несложных преобразований можно получить уравнения:

$$\frac{p}{p+q} = M(R) = \sum_{j=1}^K \frac{n_j - f_j + 1}{n_j + 2} P_j, \quad (7)$$

$$\frac{pq}{(p+q)^2(p+q+1)} = V(R) = \sum_{j=1}^K \frac{(n_j - f_j + 1)(f_j + 1)}{(n_j + 2)^2(n_j + 3)} P_j^2. \quad (8)$$

Исходя из

$$p = \frac{qM(R)}{1 - M(R)}, \quad (9)$$

$$p + q = \frac{q}{1 - M(R)} \quad (10)$$

и воспользовавшись ограничениями уравнения (8), имеем:

$$q = [1 - M(R)] \left[ \frac{M(R)[1 - M(R)]}{V(R)} - 1 \right], \quad (11)$$

а решение уравнения (9) приводит к

$$p = M(R) \left[ \frac{M(R)[1 - M(R)]}{V(R)} - 1 \right]. \quad (12)$$

Это позволяет для определения  $r$ , такого, что  $\text{Вер}(R \geq r) = \gamma$ , использовать либо таблицы  $\beta$ -распределения, либо соответствующую программу для расчета.

### ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Вычислительные процедуры получения неймановских доверительных границ надежности программного модуля информационно-измерительной и управляющей системы представляют собой достаточно сложную задачу. Достоинством метода Неймана является то, что он не предусматривает наличие предположения об априорном распределении вероятности определения семантических ошибок. Представляется перспективной полезность использования компромиссного подхода, связанного с получением доверительных границ, на основе неймановского и байесовского методов.

Выявлено, что для обеспечения управляемости процессов анализа и разработки программного модуля представляется целесообразным проведение дальнейших исследований метода Неймана с использованием ограничений на обнаружение нескольких семантических ошибок. Очень перспективным выглядит развитие дальнейших исследований в направлении сравнительного анализа двух методов. Это могло бы привести к корректировке байесовского подхода, характеризующегося несложными вычислениями, с целью использования ограничений и допущений метода Неймана и построения новой методологии получения доверительных границ надежности программного модуля информационно-измерительной и управляющей систем.

Метод оценки неопределенности данных испытаний использует интервальные оценки вероятности безотказного выполнения операций испытаний надежности. Для оценки точности измерения используется дисперсия, а ее минимизация позволяет определить стратегию испытаний. Для оценки представительности выборки используется критерий Пирсона. Надежность оценок реализаций программных модулей определяется границами значений доверительной вероятности. Термин «доверительность» применительно к реализациям программных модулей означает, что речь идет о мере близости к истинному значению величины надежности, оцененной по результатам некоторой серии испытаний с помощью определенных способов и приемов расчета.

#### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Ерёмченко В.Т. Моделирование процессов информационного обмена в распределенных управляющих системах: монография. – М.: Машиностроение – 1, 2004. – 224 с.
2. Ерёмченко В.Т. Оптимизация ресурсов и управление процессами информационного обмена в сетях АСУТП на основе полевых шин / В.Т. Ерёмченко, С.И. Афонин, С.А. Максаков, А.И. Куленич // Вестник компьютерных и информационных технологий, 2011. – № 9. – С. 46-49.
3. Ерёмченко В.Т. Методы решения задач распределения информационных потоков в сетях передачи данных предприятия на основе резервирования ресурсов / В.Т. Ерёмченко, С.И. Афонин, Л.В. Кузьмина и др. // Информационные системы и технологии, 2012. – № 1. – С. 78-84.
4. Ерёмченко В.Т., Афонин С.И. Создание теоретических основ автоматизации и построения технологической составляющей АСУ территориально распределенных предприятий // Информационные системы и технологии, 2012. – № 2. – С. 99-105.
5. Ерёмченко В.Т., Тютякин А.В. Методологические аспекты выбора профилей сбора и обработки данных в системах неразрушающего контроля и диагностики технических объектов // Контроль. Диагностика, 2013. – № 1. – С. 24-31.
6. Ерёмченко В.Т. Синтез локально-оптимальной структуры классификатора информационных ресурсов по критерию минимума средней длины процедуры поиска / В.Т. Ерёмченко, А.А. Батенков, И.С. Полянский, К.А. Батенков, М.А. Сазонов // Вестник компьютерных и информационных технологий, 2013. – № 7. – С. 3-8.
7. Ерёмченко В.Т. Распознавание функциональных объектов программного обеспечения в условиях отсутствия исходных текстов / В.Т. Ерёмченко, М.Н. Горюнов, А.Л. Ершов, А.Г. Мацкевич // Информационные системы и технологии, 2013. – № 5. – С. 112-120.
8. Ерёмченко В.Т. Направления и проблемы интеграции автоматизированных систем управления для предприятий с непрерывным технологическим циклом / В.Т. Ерёмченко, Д.С. Мишин, Т.М. Парамохина, А.В. Ерёмченко, С.В. Ерёмченко // Информационные системы и технологии, 2014. – № 3. – С. 51-58
9. Ерёмченко В.Т., Тютякин А.В., Кондрашин А.А. Выбор профилей обработки данных в системах контроля и диагностики технических объектов на основе их качественного анализа // Информационные системы и технологии, 2014. – № 5. – С. 88-97.

**Мельник Олег Васильевич**

ФГБОУ ВПО «Тамбовский государственный технический университет», г. Тамбов

Аспирант кафедры «Конструирование радиоэлектронных и микропроцессорных систем»

Тел.: 8 915 679 55 68

E-mail: arc-bft@ya.ru

O.V. MEL'NIK (*Post-graduate Student of the Department  
«Designing electronic and microprocessor systems»  
Tambov State Technical University, Tambov*)

**THE METHOD OF UNCERTAINTY ANALYSIS TEST DATA  
IMPLEMENTING SOFTWARE MODULE  
INFORMATION-MEASURING AND CONTROL SYSTEMS**

*The method of uncertainty analysis of the implementation test data of a software module of information-measuring and control systems is based on the probabilistic assessment of the accuracy of measurement reliability criterion of Pearson. The method differs by assessment of the degree of representativeness, completeness, and strategy testing and allows to obtain their lower confidence limits.*

**Keywords:** *software module; information-measuring and control systems; uncertainty of these tests, Pearson criterion.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Eryomenko V.T. Modelirovanie processov informacionnogo obmena v raspredelenny'x upravlyayushhix sistemax: monografiya. – M.: Mashinostroenie – 1, 2004. – 224 s.
2. Eryomenko V.T. Optimizaciya resursov i upravlenie processami informacionnogo obmena v setyax ASUTP na osnove polevy'x shin / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, S.A. Maksakov, A.I. Kulenich // Vestnik komp'yuterny'x i informacionny'x texnologij, 2011. – № 9. – S. 46-49.
3. Eryomenko V.T. Metody' resheniya zadach raspredeleniya informacionny'x potokov v setyax peredachi danny'x predpriyatiya na osnove rezervirovaniya resursov / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, L.V. Kuz'mina i dr. // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2012. – № 1. – S. 78-84.
4. Eryomenko V.T., Afonin S.I. Sozdanie teoreticheskix osnov avtomatizacii i postroeniya texnologicheskoy sostavlyayushhej ASU territorial'no raspredelenny'x predpriyatij // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2012. – № 2. – S. 99-105.
5. Eryomenko V.T., Tyutyakin A.V. Metodologicheskie aspekty' vy'bora profilej sbora i obrabotki danny'x v sistemax nerazrushayushhego kontrolya i diagnostiki texnicheskix ob'ektov // Kontrol'. Diagnostika, 2013. – № 1. – S. 24-31.
6. Eryomenko V.T. Sintez lokal'no-optimal'noj struktury' klassifikatora informacionny'x resursov po kriteriyu minimuma srednej dliny' procedury' poiska / V.T. Eryomenko, A.A. Batenkov, I.S. Polyanskij, K.A. Batenkov, M.A. Sazonov // Vestnik komp'yuterny'x i informacionny'x texnologij, 2013. – № 7. – S. 3-8.
7. Eryomenko V.T. Raspoznavanie funkcional'ny'x ob'ektov programmnoho obespecheniya v usloviyax otsutstviya ishodnyx tekstov / V.T. Eryomenko, M.N. Goryunov, A.L. Ershov, A.G. Mackevich // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2013. – № 5. – S. 112-120.
8. Eryomenko V.T. Napravleniya i problemy' integracii avtomatizirovanny'x sistem upravleniya dlya predpriyatij s neprery'vny'm texnologicheskim ciklom / V.T. Eryomenko, D.S. Mishin, T.M. Paramoxina, A.V. Eryomenko, S.V. Eryomenko // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2014. – № 3. – S. 51-58
9. Eryomenko V.T., Tyutyakin A.V., Kondrashin A.A. Vy'bor profilej obrabotki danny'x v sistemax kontrolya i diagnostiki texnicheskix ob'ektov na osnove ix kachestvennogo analiza // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2014. – № 5. – S. 88-97.

УДК 519.682.1

Ю.Д. РЯЗАНОВ

## УМЕНЬШЕНИЕ КОЛИЧЕСТВА КОМПОНЕНТ ДЕТЕРМИНИРОВАННОЙ СИНТАКСИЧЕСКОЙ ДИАГРАММЫ НА ОСНОВЕ СИЛЬНОЙ ЭКВИВАЛЕНТНОСТИ

*В статье решается задача преобразования детерминированной синтаксической диаграммы в эквивалентную, содержащую меньшее число компонент. Для этого вводится понятие отношения сильной эквивалентности на множестве компонент диаграммы. Предлагается алгоритм проверки принадлежности пары компонент отношению сильной эквивалентности и алгоритм уменьшения количества компонент с использованием этого отношения. Приводится пример, показывающий, что применение предложенных алгоритмов позволяет существенно сократить объем диаграммы.*

**Ключевые слова:** формальный язык; синтаксическая диаграмма; отношение сильной эквивалентности; уменьшение количества компонент.

### ВВЕДЕНИЕ

Одним из наглядных способов задания формального языка является синтаксическая диаграмма (СД) [1]. Две различные СД, содержащие различное число компонент, могут определять один и тот же язык. Такие СД назовем эквивалентными. В статье решается задача преобразования исходной СД в эквивалентную, содержащую меньшее число компонент, с использованием отношения сильной эквивалентности на множестве узлов, которое будет определено ниже. В известных технологиях [2-4], использующих СД в разработке программ обработки формальных языков, отсутствуют алгоритмы, направленные на сокращение объема СД.

### ОСНОВНЫЕ ПОНЯТИЯ

С целью обеспечения возможности описания алгоритма преобразования определим СД пятеркой  $D = (T, N, S, G, F)$ , где  $T$  – конечное множество терминалов;  $N$  – конечное множество нетерминалов;  $S \in N$  – начальный нетерминал;  $G = (V, E)$  – ориентированный граф, где

$$V = V_T \cup V_N \cup V_u \cup V_{\text{вход}} \cup V_{\text{выход}},$$

где  $V_{\text{вход}}$  – множество точек входа,  $|V_{\text{вход}}| = |N|$ ;  $V_T$  – множество терминальных вершин;  $V_N$  – множество нетерминальных вершин;  $V_u$  – конечное множество узлов;  $V_{\text{выход}}$  – множество точек выхода,  $|V_{\text{выход}}| = |N|$ ;

$$E = E_1 \cup E_2 \cup E_3 \cup E_4 \cup E_5,$$

где  $E_1 \subseteq \{(a, b) \mid a \in V_{\text{вход}}, b \in V_u\}$  – множество входных дуг;  $E_2 \subseteq \{(a, b) \mid a \in V_u, b \in V_{\text{выход}}\}$  – множество выходных дуг;  $E_3 \subseteq \{(a, b) \mid a \in V_u, b \in V_T \cup V_N\}$  – множество дуг, выходящих из узлов;  $E_4 \subseteq \{(a, b) \mid a \in V_T \cup V_N, b \in V_u\}$  – множество дуг, входящих в узлы;  $E_5 \subseteq \{(a, b) \mid a \in V_u, b \in V_u\}$  – множество  $\varepsilon$ -дуг, соединяющих узлы;  $F : V_T \cup V_N \rightarrow T \cup N$  – отображение множества вершин на множество терминалов и нетерминалов.

На рисунке 1 приведен пример синтаксической диаграммы.

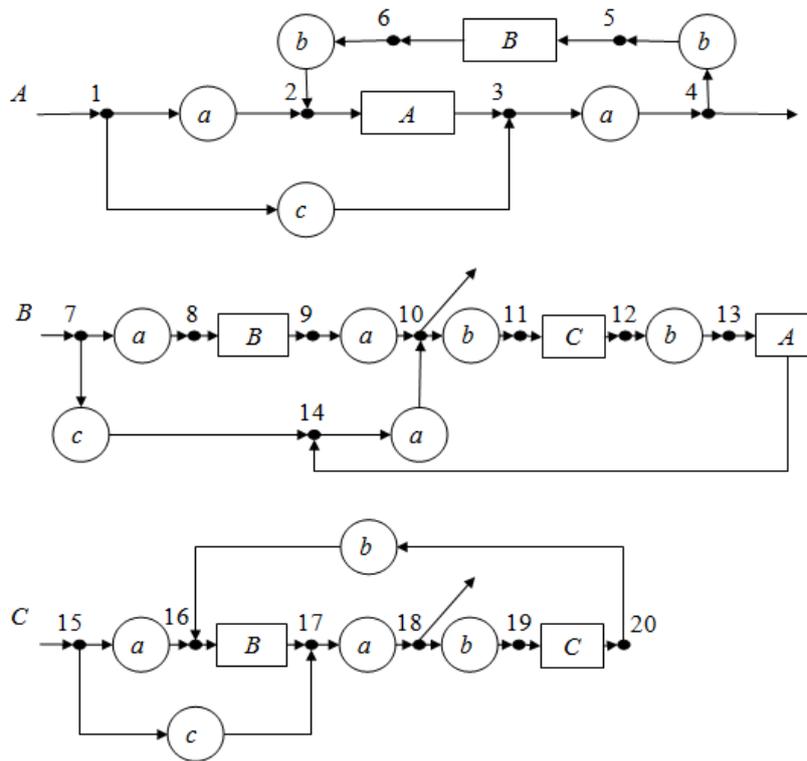


Рисунок 1 – Синтаксическая диаграмма

Цепочку языка можно получить, «двигаясь» по дугам СД от точки входа начальной компоненты к ее точке выхода. При этом, если дуга идет в терминальную вершину, то вписанный в нее символ добавляем в цепочку; если дуга идет в нетерминальную вершину, то переходим в соответствующую компоненту и движемся по ней аналогичным образом до точки выхода, после чего возвращаемся в предыдущую компоненту и продолжаем движение. После прохождения выходной дуги начальной компоненты в цепочку добавляем концевой маркер ( $\dagger$ ).

Символ  $x$ , который может быть добавлен в цепочку после прохождения выходящей из узла дуги  $e$ , принадлежит множеству выбора дуги  $e$ . Узел  $u$  называется детерминированным, если множества выбора любых двух дуг, выходящих из узла  $u$ , не пересекаются. СД является детерминированной, если в ней все узлы детерминированные. В работах [5, 6] описаны алгоритмы вычисления множеств выбора дуг, выходящих из узлов, и определения принадлежности СД классу детерминированных СД.

В статье будем рассматривать класс детерминированных СД, т. к. для этого класса известны простые алгоритмы синтеза программ-распознавателей линейной сложности [5, 7].

### ОТНОШЕНИЕ СИЛЬНОЙ ЭКВИВАЛЕНТНОСТИ НА МНОЖЕСТВЕ УЗЛОВ

Рассмотрим некоторый узел  $u$  произвольной компоненты  $A$ . Будем считать, что компонента  $A$  – начальная, а узел  $u$  – начальный в компоненте  $A$ . Тогда множество терминальных цепочек, выводимых в этой СД (с начальной компонентой  $A$  и начальным узлом  $u$ ), образует язык  $L(u)$  узла  $u$ . Два узла  $u_i$  и  $u_j$  назовем эквивалентными, если равны их языки  $L(u_i) = L(u_j)$ .

Введем более сильное отношение эквивалентности на множестве узлов СД и назовем его сильной эквивалентностью.

Рассмотрим некоторый узел  $u$  компоненты  $A$  и путь, ведущий из него в заключительный узел. Выпишем символы из терминальных и нетерминальных вершин, лежащих на этом пути, в цепочку  $\alpha$ . Будем говорить, что цепочка  $\alpha$  связывает узел  $u$  с заключительным. Множество всех цепочек, связывающих узел  $u$  с заключительными узлами, образует язык  $L'(u)$ . Дадим определения паре  $(u_i, u_j)$  сильно эквивалентных узлов и паре  $(\alpha, \beta)$  сильно эквивалентных цепочек:

1) два узла –  $u_i$  и  $u_j$  – назовем сильно эквивалентными, если для каждой цепочки языка  $L'(u_i)$  найдется сильно эквивалентная ей цепочка языка  $L'(u_j)$  и для каждой цепочки языка  $L'(u_j)$  найдется сильно эквивалентная ей цепочка языка  $L'(u_i)$ ;

2) две цепочки  $\alpha$  и  $\beta$  одинаковой длины будем называть сильно эквивалентными, если  $\alpha_i = \beta_i$ ; если  $\alpha_i \neq \beta_i$  и  $\alpha_i$  и  $\beta_i$  – нетерминалы и начальные узлы этих нетерминалов сильно эквивалентны, где  $\alpha_i$  ( $\beta_i$ ) –  $i$ -ый символ в цепочке  $\alpha$  ( $\beta$ ).

Здесь используются взаимно рекурсивные определения пар сильно эквивалентных узлов и сильно эквивалентных цепочек. Из определения следует, что для пары  $(\alpha, \beta)$  сильно эквивалентных цепочек истинны следующие условия:

1) равенство длин;

2) если  $\alpha_i$  – терминал, то  $\alpha_i = \beta_i$ ;

3) если  $\alpha_i$  – нетерминал, то  $\beta_i$  – нетерминал, необязательно равный  $\alpha_i$ , но начальные узлы нетерминалов  $\alpha_i$  и  $\beta_i$  должны быть сильно эквивалентными.

Приведем примеры, поясняющие эти понятия, используя синтаксическую диаграмму, представленную на рисунке 1:

1. Узлы 1 и 3 не являются сильно эквивалентными, потому что, например, цепочка длины три  $aAa$  принадлежит языку  $L'(1)$ , но нет цепочки длины три, принадлежащей языку  $L'(3)$ , следовательно, языку  $L'(3)$  не принадлежит цепочка, сильно эквивалентная цепочке  $aAa$ .

2. Цепочка  $\alpha = aAa$  принадлежит языку  $L'(1)$ . Цепочка  $\beta = bAa$  принадлежит языку  $L'(6)$ . Цепочки  $\alpha$  и  $\beta$  не являются сильно эквивалентными, потому что они различаются терминалами в первой позиции.

3. Цепочка  $\alpha = Ba$  принадлежит языку  $L'(8)$ . Цепочка  $\beta = ca$  принадлежит языку  $L'(7)$ . Цепочки  $\alpha$  и  $\beta$  не являются сильно эквивалентными, потому что они различаются первым символом, причем в цепочке  $\alpha$  первый символ – нетерминал, а в цепочке  $\beta$  – терминал.

4. Цепочка  $\alpha = aAabBbAa$  принадлежит языку  $L'(1)$ . Цепочка  $\beta = aBabCbAa$  принадлежит языку  $L'(7)$ . Для цепочек  $\alpha$  и  $\beta$  истинно то, что они имеют одинаковую длину, если  $\alpha_i$  – терминал, то  $\alpha_i = \beta_i$ , если  $\alpha_i$  – нетерминал, то  $\beta_i$  – нетерминал. Эти цепочки будут сильно эквивалентными, если сильно эквивалентными являются пары узлов (1, 7) – начальные узлы нетерминалов  $A$  и  $B$ , и (7, 15) – начальные узлы нетерминалов  $B$  и  $C$ . Ниже приводится алгоритм проверки сильной эквивалентности узлов и пример его применения к паре (1, 7), где определяется, что пары узлов (1, 7) и (7, 15) – сильно эквивалентные, поэтому цепочки  $\alpha$  и  $\beta$  – сильно эквивалентные.

Сильно эквивалентные узлы являются эквивалентными, но эквивалентные узлы могут не быть сильно эквивалентными.

Для сильно эквивалентных узлов  $u_i$  и  $u_j$  истинны следующие условия:

1) если  $u_i = u_j$ , то они сильно эквивалентны;

2) если  $u_i$  и  $u_j$  либо оба заключительные, либо оба незаключительные;

3) если из узла  $u_i$  идет дуга в терминальную вершину  $v_i$  с терминалом  $x$ , то и из узла  $u_j$  идет дуга в терминальную вершину  $v_j$  с терминалом  $x$ , а узлы  $u'_i$  и  $u'_j$  – сильно эквивалентные, где  $u'_i$  – узел, в который идет дуга из вершины  $v_i$ , а  $u'_j$  – узел, в который идет дуга из вершины  $v_j$ ;

4) если из узла  $u_i$  идет дуга со множеством выбора  $M$  в нетерминальную вершину  $v_i$  с нетерминалом  $A_i$ , то из узла  $u_j$  идет дуга с множеством выбора  $M$  в нетерминальную вершину  $v_j$  с нетерминалом  $A_j$ , при этом начальные узлы компонент  $A_i$  и  $A_j$  сильно эквивалентные и узлы  $u'_i$  и  $u'_j$  – сильно эквивалентные, где  $u'_i$  – узел, в который идет дуга из вершины  $v_i$ , а  $u'_j$  – узел, в который идет дуга из вершины  $v_j$ .

### ПРОВЕРКА ПРИНАДЛЕЖНОСТИ ПАРЫ УЗЛОВ ОТНОШЕНИЮ СИЛЬНОЙ ЭКВИВАЛЕНТНОСТИ

Процесс проверки сильной эквивалентности двух узлов можно представить построением проверяющего леса. В вершинах деревьев проверяющего леса записываются пары проверяемых на сильную эквивалентность узлов. Вершины строящегося дерева определяются как внутренние, граничные, дублирующие, конечные или различающие.

Граничная – это вершина, являющаяся листом и еще не обработанная алгоритмом. После обработки эта вершина станет либо внутренней, имеющей сыновей, либо дублирующей, либо конечной, либо различающей.

Дублирующая – это вершина, являющаяся листом и содержащая такую пару узлов, которая есть хотя бы в одной из внутренних вершин.

Конечная – это вершина, которая содержит два одинаковых узла.

Различающая – это вершина, которая содержит такие узлы, что один из них заключительный, а другой – нет, или если множество множеств выбора дуг, выходящих из одного узла, не равно множеству множеств выбора дуг, выходящих из другого узла.

Деревья и лес в целом строятся по следующим правилам:

1. Построить вершину – корень дерева, записать в нее пару проверяемых узлов.

Корень считать граничной вершиной и выполнить п.2.

2. Пока есть граничные вершины и нет различающей, обрабатывать граничные вершины в порядке их построения следующим образом:

2.1. Если обрабатываемая вершина дублирующая или конечная, то обработать следующую граничную вершину.

2.2. Если в обрабатываемой вершине один из узлов заключительный, а другой – нет, то вершина различающая.

2.3. В остальных случаях для пары проверяемых узлов  $u_i$  и  $u_j$ , записанных в обрабатываемой вершине, выполнить следующие действия.

Для узла  $u_i$  создать множество  $M_i = \{(v_k, x_k, M_k) \mid (u_i, v_k) \in E_3, x_k = F(v_k), M_k \text{ – множество выбора дуги } (u_i, v_k)\}$ .

Для узла  $u_j$  создать множество  $M_j = \{(v_l, x_l, M_l) \mid (u_j, v_l) \in E_3, x_l = F(v_l), M_l \text{ – множество выбора дуги } (u_j, v_l)\}$ .

Сформировать множества  $M_i^M = \{M_k \mid (v_k, x_k, M_k) \in M_i\}$  и  $M_j^M = \{M_l \mid (v_l, x_l, M_l) \in M_j\}$ .

Если  $M_i^M \neq M_j^M$ , то обрабатываемая вершина различающая.

Если  $M_i^M = M_j^M$ , то для узла  $u_i$  сформировать множества  $M_i^x = \{x_k \mid (v_k, x_k, M_k) \in M_i\}$  и  $M_i^v = \{v_k \mid (v_k, x_k, M_k) \in M_i\}$ . Сформировать аналогичные множества  $M_j^x = \{x_l \mid (v_l, x_l, M_l) \in M_j\}$  и  $M_j^v = \{v_l \mid (v_l, x_l, M_l) \in M_j\}$  для узла  $u_j$ .

Обработать все элементы  $x$  множества  $M_i^x$ .

Если  $x$  – терминал (тогда  $x \in M_i^x$  и  $x \in M_j^x$ ), то создать новую вершину в дереве проверки сильной эквивалентности и записать в нее узлы  $u_i'$  и  $u_j'$ , где  $u_i'$  ( $u_j'$ ) – узел, в который идет дуга из вершины  $v_k$  ( $v_l$ ) с символом  $x = F(v_k)$  ( $x = F(v_l)$ ). Из обрабатываемой вершины во вновь созданную провести дугу и отметить ее терминалом  $x$ .

Если  $x$  – нетерминал и нетерминал  $y \in M_j^x$ ,  $(v_k, x, M_k) \in M_i$ ,  $(v_l, y, M_l) \in M_j$ ,  $M_k = M_l$ , то создать новую вершину в дереве проверки сильной эквивалентности, записать в нее узлы  $u_i'$  и  $u_j'$ , где  $u_i'$  – узел, в который идет дуга из вершины  $v_k$ , а  $u_j'$  – узел, в который идет дуга из вершины  $v_l$ . Из обрабатываемой вершины во вновь созданную провести дугу и отметить ее нетерминалами  $x$  и  $y$  (или нетерминалом  $x$ , если  $x = y$ ). Создать корень нового дерева с начальными узлами компонент  $x$  и  $y$ , если такого еще нет.

Обработанную вершину дерева считать внутренней, вновь созданные – граничными.

3. Если во множестве вершин дерева нет различающей, то пара проверяемых узлов является сильно эквивалентной. Конец алгоритма.

Рассмотрим пример проверки эквивалентности начальных узлов 1 и 7 компонент  $A$  и  $B$  синтаксической диаграммы (рис. 1). Проверяющий лес состоит из двух деревьев с корнями (1, 7) и (7, 15) (рис. 2). Заключительные узлы в вершинах деревьев выделены жирным шрифтом. Деревья не содержат различающих вершин, следовательно, узлы 1 и 7 сильно эквивалентны. Кроме этого, сильно эквивалентными являются пары узлов, записанные во всех вершинах леса.

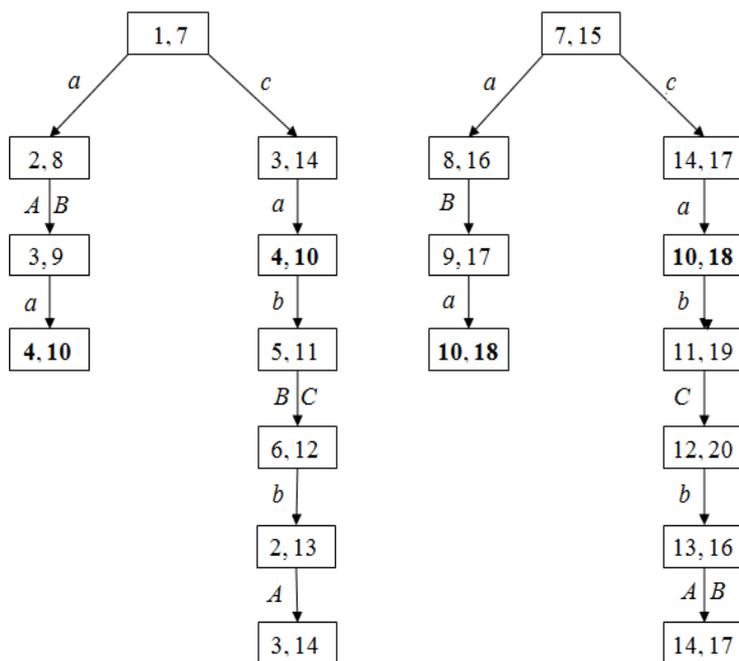


Рисунок 2 – Проверяющий лес

### УМЕНЬШЕНИЕ КОЛИЧЕСТВА КОМПОНЕНТ

Две компоненты (и соответствующие им нетерминалы) СД будем называть сильно эквивалентными, если их начальные узлы сильно эквивалентны. Отношение сильной эквивалентности компонент СД разбивает множество компонент на классы сильной эквивалентности. Для уменьшения количества компонент СД из каждого класса следует оставить в СД компоненту с наименьшим количеством вершин (самую простую), остальные – исключить из СД и, если после этого в нетерминальной вершине окажется

нетерминал, соответствующий исключенной компоненте, то его нужно заменить сильно эквивалентным нетерминалом.

В СД (рис. 1) все компоненты сильно эквивалентны (рис. 2), поэтому оставляем самую простую компоненту  $A$ , заменяем нетерминал  $B$  в нетерминальной вершине на  $A$  и получаем СД (рис. 3) с одной компонентой, эквивалентную исходной (рис. 1).

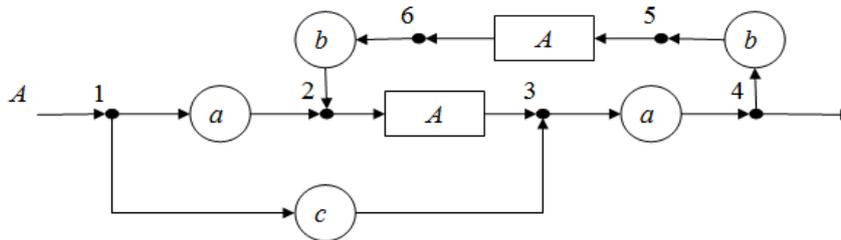


Рисунок 3 – Синтаксическая диаграмма

### ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Таким образом, определено понятие отношения эквивалентности и сильной эквивалентности на множестве узлов и на множестве компонент детерминированной СД, предложен алгоритм проверки принадлежности пары узлов этому отношению и алгоритм уменьшения количества компонент СД на основе сильной эквивалентности. Приведен пример, показывающий, что применение предложенного алгоритма позволяет существенно сократить СД. Дальнейшим развитием данной работы является поиск алгоритма проверки принадлежности пары узлов отношению эквивалентности и уменьшение количества компонент СД на основе отношения эквивалентности.

### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Йенсен К., Вирт Н. Паскаль. Руководство для пользователя и описание языка. – М.: Финансы и статистика, 1982. – 151 с.
2. Карпов Ю.Г. Теория и технология программирования. Основы построения трансляторов // СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 272 с.
3. Легалов А.И. Формальные языки и трансляторы / А.И. Легалов, Д.А. Швец, И.А. Легалов // Красноярск: Сибирский федеральный университет, 2007. – 213 с.
4. Свердлов С.З. Языки программирования и методы трансляции // СПб.: Питер, 2007. – 638 с.
5. Рязанов Ю.Д., Севальнева М.Н. Анализ синтаксических диаграмм и синтез программ-распознавателей линейной сложности // Научные ведомости БелГУ. Серия «История. Политология. Экономика. Информатика», 2013. – № 8(151). – Вып. 26/1. – С. 128-136.
6. Рязанов Ю.Д., Крамаренко П.В. Графовый способ анализа синтаксических диаграмм // Научный электронный архив [Электронный ресурс]. – URL: <http://econf.rae.ru/article/8214> (дата обращения: 04.04.2014).
7. Поляков В.М., Рязанов Ю.Д. Алгоритм построения нерекурсивных программ-распознавателей линейной сложности по детерминированным синтаксическим диаграммам // Вестник БГТУ им. В.Г. Шухова, 2013. – № 6. – С. 194-199.

#### Рязанов Юрий Дмитриевич

ФГБОУ ВПО Белгородский государственный технический университет им. В.Г. Шухова, г. Белгород  
Доцент, доцент кафедры программного обеспечения вычислительной техники и автоматизированных систем

Тел.: 8 910 325 73 75

E-mail: Ryazanov.iurij@yandex.ru

Yu.D. RYAZANOV (*Associate Professor,  
Associate Professor of the Department of Software Computer and Automated Systems*)  
*Belgorod Shukhov State Technology University, Belgorod*

**MINIMIZING THE NUMBER OF COMPONENTS DETERMINISTIC SYNTAX DIAGRAM  
BASED STRONG EQUIVALENCE**

*The problem of converting deterministic syntax diagram into an equivalent, which containing smaller number of components is solved in this paper. To do this, we introduce the notion of the relation of strong equivalence on the set of components of syntax diagram. Propose an algorithm for checking whether a pair of components belongs to the relation of strong equivalence and algorithm for reducing number of components by using this relation. The example shows that application of these algorithms can significantly reduce the size of a syntax diagram.*

**Keywords:** *formal language; syntax diagram; relation of strong equivalence; reducing number of components.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Jensen K., Virt N. Paskal'. Rukovodstvo dlya pol'zovatelya i opisaniye yazy'ka. – M.: Finansy' i statistika, 1982. – 151 s.
2. Karpov Yu.G. Teoriya i texnologiya programmirovaniya. Osnovy' postroeniya translyatorov // SPb.: BXV-Peterburg, 2005. – 272 s.
3. Legalov A.I. Formal'ny'e yazy'ki i translyatory' / A.I. Legalov, D.A. Shvec, I.A. Legalov // Krasnoyarsk: Sibirskij federal'ny'j universitet, 2007. – 213 s.
4. Sverdlov S.Z. Yazy'ki programmirovaniya i metody' translyacii // SPb.: Piter, 2007. – 638 s.
5. Ryazanov Yu.D., Seval'neva M.N. Analiz sintaksicheskix diagramm i sintez programm-raspoznavatelej linejnoy slozhnosti // Nauchny'e vedomosti BelGU. Seriya «Istoriya. Politologiya. E'konomika. Informatika», 2013. – № 8(151). – Vy'p. 26/1. – S. 128-136.
6. Ryazanov Yu.D., Kramarenko P.V. Grafovy'j sposob analiza sintaksicheskix diagramm // Nauchny'j e'lektronny'j arxiv [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://econf.rae.ru/article/8214> (data obrashheniya: 04.04.2014).
7. Polyakov V.M., Ryazanov Yu.D. Algoritm postroeniya nerekursivny'x programm-raspoznavatelej linejnoy slozhnosti po determinirovanny'm sintaksicheskim diagrammam // Vestnik BGTU im. V.G. Shuxova, 2013. – № 6. – S. 194-199.

УДК 004.724.4

О.М. БОРИСОВ, Р.А. БЕЛЕВСКИЙ

**АНАЛИЗ ТЕХНОЛОГИЙ ВИРТУАЛИЗАЦИИ АСУ  
ТЕРРИТОРИАЛЬНО РАСПРЕДЕЛЕННОГО ПРЕДПРИЯТИЯ (ТРП)**

*В статье разобрана технология виртуализации автоматизированной системы управления территориально распределенного предприятия, базирующаяся на объединении аппаратных и программных ресурсов АСУ ТРП и отличающаяся оптимальным использованием вычислительных ресурсов АСУ ТРП.*

**Ключевые слова:** виртуализация; вычислительные ресурсы; масштабируемость; отказоустойчивость.

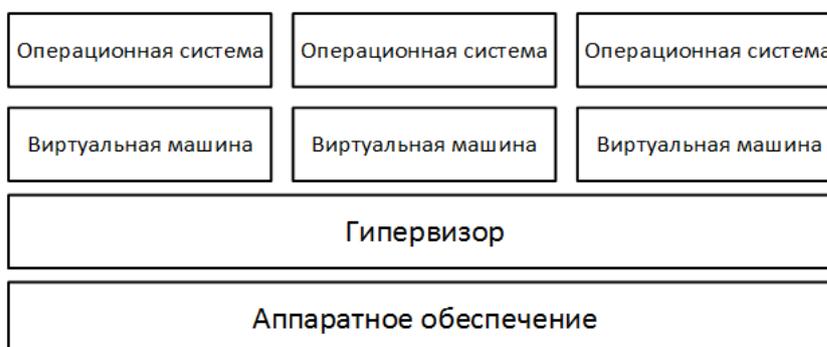
**ВВЕДЕНИЕ**

В настоящее время информационные технологии (ИТ) во всем мире развиваются ускоренными темпами. Одним из передовых и перспективных направлений развития ИТ является технология виртуализации. Под виртуализацией понимается предоставление набора вычислительных ресурсов или их логического объединения, абстрагированное от аппаратной реализации и обеспечивающее при этом логическую изоляцию вычислительных процессов, выполняемых на одном физическом ресурсе.

Виртуализация подразделяется на виртуализацию платформ и виртуализацию ресурсов. Виртуализация платформ представляет собой создание программных систем на базе реального аппаратно-программного комплекса. Виртуализация ресурсов представляет собой комбинирование или упрощение аппаратных ресурсов для пользователя и получение пользовательских абстракций оборудования [1].

Установлено, что аппаратное обеспечение содержит специальное ПО, которое называется гипервизором. Отметим, что его основной задачей является обеспечение взаимодействия виртуальной машины с аппаратными ресурсами путем предоставления виртуальной машине минимально необходимого набора аппаратных ресурсов.

Выявлено, что каждый экземпляр виртуальной машины содержит свою операционную систему и набор прикладного ПО. Необходимо упомянуть, что система, которая представляет свои аппаратные и программные ресурсы, называется хостовой. Система, которая выполняется на базе хостовой системы, называется гостевой. Структурная схема виртуализации представлена на рисунке 1.



**Рисунок 1 – Структурная схема виртуализации**

К основным типам виртуализации относятся [2]:

1. Виртуализация операционной системы представляет собой совмещение нескольких операционных систем, функционирующих на одной аппаратной основе.

2. Виртуализация серверов приложений – процесс интеллектуальной балансировки нагрузки. Отметим, что балансировщик нагрузки управляет несколькими серверами и приложениями как единой системой, при этом для пользователя система представляется единым сервером.

3. Виртуализация приложений – использование программного обеспечения в рамках изолированной виртуальной среды.

4. Виртуализация АСУ представляет собой объединение аппаратных и программных ресурсов в единую виртуальную среду.

5. Виртуализация аппаратного обеспечения – разбиение компонент аппаратного обеспечения на сегменты, управляемые отдельно друг от друга.

Технологии виртуализации позволяют: оптимизировать использование вычислительных ресурсов; повысить масштабируемость и расширяемость инфраструктуры АСУ ТРП с минимальным простоем оборудования и отсутствием за счет этого сбоев; повысить отказоустойчивость АСУ за счет быстрого перераспределения виртуального ресурса.

1. Экономия физических ресурсов – использование одного физического сервера вместо нескольких позволяет эффективно экономить электроэнергию, место в серверной, затраты на сопутствующую инфраструктуру, что ведет к сокращению расходов.

2. Повышение масштабируемости и расширяемости инфраструктуры – возможность модернизации аппаратных ресурсов с минимальным простоем оборудования и отсутствием сбоев в результате этого процесса.

3. Повышение отказоустойчивости – при отказе хостовой системы все гостевые системы быстро и без проблем переносятся на исправную систему. При этом различия в аппаратной части хостовой системы не играют никакой роли.

### **ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ**

Учитывая тот факт, что виртуализация является сводом технологий, существует множество различных типов технологий построения виртуальной среды (ВС) АСУ ТРП, при этом каждый тип имеет свои достоинства и недостатки. Поэтому возникает необходимость выбора технологии виртуализации, которая наиболее эффективно сможет использовать вычислительные ресурсы АСУ ТРП.

### **АНАЛИЗ ТЕХНОЛОГИЙ ВИРТУАЛИЗАЦИИ АСУ ТРП**

Установлено, что наиболее универсальным методом организации ВС является использование технологии туннелирования, которая применяется для передачи потока данных оперативно-диспетчерского управления (ОПД) ВС АСУ ТРП по каналам передачи данных (КПД) АСУ ТРП. Это происходит путем инкапсуляции потока данных ОПД АСУ ТРП в поток данных ОПД ВС АСУ ТРП. Образованный туннель представляет собой виртуальный сквозной канал, который имеет одну точку входа (начальная точка) и одну или несколько точек выходов (конечных точек). Этими точками является различное оборудование, имеющее специальное аппаратное и программное обеспечение, совместимое с выбранными технологиями построения туннеля ВС АСУ ТРП.

Основной задачей, решаемой туннелем, является обеспечение конфиденциальности передаваемых данных, поэтому никто, кроме адресата, не сможет расшифровать передаваемый пакет. Обычно в ВС АСУ ТРП шифрование и туннелирование организуется на

канальном и сетевом уровнях модели OSI. Поэтому различают ВС канального уровня (L2VPN) и ВС сетевого уровня (L3VPN). Выявлено, что ВС канального уровня совершенно прозрачна для технологий более высоких уровней, поэтому поток данных ОПД передается без каких-либо изменений. Недостатком ВС канального уровня является необходимость использования одного и того же протокола канального уровня всем оборудованием, что не всегда представляется возможным. ВС сетевого уровня управляет маршрутизацией потока данных ОПД, что позволяет использовать больше возможностей технологий виртуализации [2].

Анализ показал, что основными технологиями виртуализации для построения ВС являются MPLS, IPSec, L2TP, PPTP и SSL. Рассмотрим достоинства и недостатки каждого из них.

Технология MPLS представляет собой такой механизм передачи потока данных ОПД, который воспроизводит некоторые свойства ВС АСУ ТПП с коммутацией каналов поверх ВС АСУ ТПП с коммутацией пакетов, что позволяет ему при передаче потока данных ОПД добавлять к нему специальную идентифицирующую метку. Отметим, что содержимое потока данных ОПД не анализируется во внутренних узлах ВС АСУ ТПП, которые поддерживают MPLS, что позволяет использовать MPLS в качестве механизма инкапсуляции специализированного потока данных, например, между сервером сбора первичных данных и удаленной базой данных в центре обработки данных. Основным преимуществом MPLS как туннельной технологии является возможность резервирования необходимых ресурсов ВС АСУ ТПП для определенного типа потока данных [3]. Недостатком технологии MPLS является высокая стоимость оборудования.

Технология IPsec представляет собой набор механизмов, основная цель которой заключается в обеспечении безопасности. Поэтому в ней реализован полный набор инструментов для решения таких задач, как аутентификация, шифрование и защита от повторной передачи перехваченного потока данных ОПД.

IPsec основана на трех механизмах:

1. Authentication Header выполняет функцию обеспечения целостности передаваемого потока данных ОПД, предотвращение повторной передачи потока данных ОПД и аутентификацию источника информации.
2. Encapsulating Security Payload выполняет функцию шифрования передаваемого потока данных ОПД.
3. Internet Security Association and Key Management Protocol обеспечивает использование механизмами обмена ключами с помощью таких технологий, как Kerberized Internet Negotiation of Keys и Internet Key Exchange.

В работе технологии IPsec выделяют четыре этапа [4]:

1. Создание политики безопасности на каждом узле IPsec. Происходит определение используемых алгоритмов и параметров шифрования, а также определение потока данных ОПД, подлежащего шифрованию.
2. Запуск механизма, который обеспечивает первоначальную аутентификацию сторон, а также обмен общими секретными ключами.
3. После формирования безопасного КПД между сторонами механизм IKE создает IPsec-туннель.
4. Происходит передача потока данных ОПД между узлами через IPsec-туннели.

К достоинствам этой технологии относится режим передачи потока данных ОПД без предварительного соединения, что позволяет экономить вычислительные ресурсы оборудования. Отметим, что технология IPsec может использоваться в любой ВС как способ защиты передаваемой информации.

Технология L2TP представляет собой механизм туннелирования потока данных ОПД канального уровня с помощью сетевого уровня. Его главным достоинством является возможность создавать туннель в различных АСУ ТРП. Необходимо отметить, что конечными точками сформированного L2TP-туннеля служат два устройства – это концентратор доступа L2TP и сервер L2TP. Отметим, что поток данных может передаваться в обоих направлениях сформированного туннеля [2]. Технология L2TP наиболее часто используется для организации ВС канального уровня. Отметим, что описанный механизм не имеет никаких средств безопасности передаваемого потока данных ОПД, поэтому его необходимо комбинировать с другими технологиями, например, с IPsec.

Технология PPTP представляет собой туннельный механизм типа «точка-точка», который устанавливает защищенное соединение с вычислительным оборудованием за счет создания специального туннеля. Он позволяет инкапсулировать поток данных ОПД и передавать их через ВС. К достоинствам этой технологии относится широкая поддержка механизма разнообразными устройствами. В этом протоколе имеется ряд уязвимостей, поэтому использовать его при проектировании новых ВС не рекомендуется.

Технология SSL позволяет создать защищенное соединение между двумя вычислительными ресурсами, используя защиту данных с открытым ключом в качестве способа подтверждения подлинности отправителя и получателя, а также использует корректирующие коды и безопасные хэш-функции для обеспечения надежности передаваемого потока данных ОПД. Безопасность соединения обеспечивается за счет аутентификации и защиты данных. Для защиты данных используются такие алгоритмы, как RC4, MD5 и RSA. К достоинствам технологии SSL можно отнести высокую безопасность передаваемого потока данных ОПД. Существует открытая библиотека OpenSSL, на основании которой разработана технология с открытым исходным кодом – OpenVPN. Она использует механизмы SSLv3/TLSv1, а также ряд других технологий для построения высокозащищенной ВС. Основным достоинством OpenVPN является гибкость в настройке. OpenSSL имеет поддержку шифрования со множеством различных криптографических алгоритмов (например, Camelia, 3DES, AES, Blowfish, CAST-128 и другие). Технология AES является передовой технологией, использующей 128-битный размер блока, благодаря чему увеличивается скорость шифрования больших массивов данных. Скорость работы OpenVPN зависит от используемого алгоритма шифрования, но обычно она выше IPsec. К достоинствам этой технологии относятся возможность гибкой настройки, высокий уровень защиты передаваемых данных, возможность использования широкого спектра алгоритмов шифрования.

Необходимо отметить, что применение технологии виртуализации связано с рядом проблем, таких, как решение вопросов совместимости и поддержки различных механизмов аппаратным обеспечением АСУ ТРП, учет расходов мощностей на осуществление виртуализации и саму архитектуру ВС АСУ ТРП в целом. В процессе реализации ВС АСУ ТРП приходится сталкиваться с ситуациями, когда средства виртуализации не позволяют прикладному ПО или информационным системам работать с некоторыми устройствами. Выявлено, что причиной служит тот факт, что промежуточный уровень представления данных вносит определенные затруднения в работу некоторого ПО. Это означает, что использование виртуализации требует подготовки и тщательного тестирования АСУ ТРП с целью обеспечения полноценной работы и функциональности тестируемого решения.

Установлено, что основной целью виртуализации является оптимизация использования аппаратного обеспечения. Поэтому персонал должен следить за нагрузкой на виртуальные компоненты (ВК) и при необходимости перераспределять вычислительные ресурсы между ними или сами виртуальные компоненты перемещать между аппаратными

платформами. Таким образом, при настройке виртуальных компонентов необходимо применять специальные средства определения загруженности, помогающие устанавливать оптимальный баланс нагрузки.

Анализ показал, что при всех преимуществах технологии виртуализации она имеет один существенный недостаток – понижение общей живучести ВС АСУ ТРП. Это объясняется тем, что наряду с отказами, связанными с аппаратным обеспечением, добавляются отказы, связанные с программным обеспечением. Это приводит к увеличению отказов в работе ВС АСУ ТРП. Поэтому применение технологии виртуализации должно сопровождаться мерами по повышению живучести ВС АСУ ТРП.

Отметим, что решение задачи обеспечения живучести стандартным подходом – путем абсолютно полного резервирования всех вычислительных ресурсов АСУ ТРП – является малоэффективным, так как ведет к многократному увеличению затрат на построение и обслуживание АСУ ТРП.

### ЗАКЛЮЧЕНИЕ

Таким образом, можно сделать вывод о том, что применение технологий виртуализации с использованием механизмов SSL, L2TP и IPSec позволяет повысить эффективность использования вычислительных ресурсов АСУ ТРП, снизить затраты на сопровождение имеющейся инфраструктуры АСУ ТРП и повысить гибкость системы в целом.

Установлено, что использование технологии виртуализации порождает задачу повышения живучести ВС АСУ ТРП. Необходимо упомянуть, что эффективность повышения живучести ВС АСУ ТРП выше эффективности повышения живучести АСУ ТРП. Это связано с совместным использованием одного и того же вычислительного ресурса ВС для повышения живучести различных виртуальных компонентов (ВК) АСУ ТРП, что позволяет сократить дополнительную резервируемую полосу пропускания, соответственно, и затраты на обслуживание АСУ ТРП.

### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Виртуализация [Электронный ресурс]. – URL: <http://www.ixbt.com/cm/virtualization.shtml> (дата обращения: 29.10.2014).
2. VPN. Обзор технологий [Электронный ресурс]. – URL: [http://www.justadmin.ru/cisco/vpn\\_obzor\\_tekhnologii](http://www.justadmin.ru/cisco/vpn_obzor_tekhnologii) (дата обращения: 29.10.2014).
3. Базовые сервисы технологии MPLS [Электронный ресурс]. – URL: [http://www.justadmin.ru/cisco/bazovie\\_servisi\\_tekhnologii\\_mpls](http://www.justadmin.ru/cisco/bazovie_servisi_tekhnologii_mpls) (дата обращения: 29.10.2014).
4. IPSec Overview Part One: General IPSec Standards [Электронный ресурс]. – URL: <http://www.ciscopress.com/articles/article.asp?p=25470> (дата обращения: 29.10.2014).
5. Еременко В.Т. Математическое моделирование беспроводного сегмента вычислительной сети АСУ ПП / В.Т. Еременко, Д.В. Анисимов, Т.М. Парамохина, А.А. Лякишев // Информационные системы и технологии, 2013. – № 3. – С. 67-72.
6. Еременко В.Т. Идентификация моделей дискретных линейных систем с переменными, медленно изменяющимися параметрами // Радиотехника и электроника, 2010. – № 1. – Том 55. – С. 1-10.
7. Еременко В.Т. Моделирование информационных потоков в сетях передачи данных интегрированных АСУ / В.Т. Еременко, С.И. Афонин, Т.М. Парамохина, Л.В. Кузьмина, Д.А. Плащенков // Информационные системы и технологии, 2011. – № 6. – С. 35-42.
8. Еременко В.Т. Методы решения задач распределения информационных потоков в сетях передачи данных предприятия на основе резервирования ресурсов / В.Т. Еременко, С.И.

- Афонин, Л.В. Кузьмина, и др. // Информационные системы и технологии, 2012. – № 1. – С. 78-84.
9. Еременко В.Т., Афонин С.И. Создание теоретических основ автоматизации и построения технологической составляющей АСУ территориально распределенных предприятий // Информационные системы и технологии, 2012. – № 2 – С. 99-105.
10. Еременко В.Т. Рекурсивный алгоритм оценки минимальной величины канального ресурса в сети передачи данных / В.Т. Еременко, Л.В. Кузьмина, Д.А. Плащенков, Д.А. Краснов // Информационные системы и технологии, 2012. – № 4. – С. 97-102.
11. Еременко В.Т. Решение задач управления сетевыми ресурсами в условиях динамического изменения конфигурации беспроводной сети АСУП / В.Т. Еременко, Д.В. Анисимов, Д.А. Плащенков, Д.А. Краснов, С.А. Черепков, А.Е. Георгиевский // Информационные системы и технологии, 2012. – № 6. – С. 114-119.
12. Еременко В.Т. Теория информации: учебник для ВУЗов / В.Т. Еременко, В.А. Минаев, А.П. Фисун, И.С. Константинов, А.В. Коськин, В.А. Зернов, Ю.А. Белевская, С.В. Дворянкин; под общей научной редакцией В.Т. Еременко, В.А. Минаева, А.П. Фисуна, В.А. Зернова, А.В. Коськина. – Орел: ОрелГТУ, ОГУ, 2010. – 448 с.

**Борисов Олег Михайлович**

ФГБОУ ВПО «Госуниверситет – УНПК», г. Орел

Ассистент кафедры «Электроника, вычислительная техника и информационная безопасность»

Тел.: 8 (4862) 45-57-57

E-mail: atomoleg@mail.ru

**Белевский Роман Александрович**

Орловский юридический институт МВД России, г. Орел

Кандидат юридических наук, старший преподаватель гражданско-правовых и экономических дисциплин

Тел.: 8 910 747 11 00

E-mail: belevskiy@gmail.com

---

O.M. BORISOV (*Assistant Professor of the Department  
«Electronics, Computer Science and Information Security»  
State University – ESPC, Orel*)

R.A. BELEVSKIY (*Candidate of Engineering Science,  
Senior Teacher of Civil Law and Economic Disciplines  
Law Institute of the Russian Interior Ministry, Orel*)

**VIRTUALIZATION TECHNOLOGY'S REVIEW OF INDUSTRIAL CONTROL SYSTEM  
OF TERRITORIAL DISTRIBUTED ENTERPRISE**

*The article review a virtualization technology industrial control system of territorial distributed enterprise, based on the merging of hardware and software resources and characterized the optimal using of computing resources of industrial control system of territorial distributed enterprise.*

**Keywords:** *virtualization; computing resources; scalability; resiliency.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Virtualizaciya [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://www.ixbt.com/cm/virtualization.shtml> (data obrashheniya: 29.10.2014).
2. VPN. Obzor tekhnologij [E'lektronny'j resurs]. – URL: [http://www.justadmin.ru/cisco/vpn\\_obzor\\_tekhnologii](http://www.justadmin.ru/cisco/vpn_obzor_tekhnologii) (data obrashheniya: 29.10.2014).

3. Bazovy'e servisy' texnologii MPLS [E'lektronny'j resurs]. – URL: [http://www.justadmin.ru/cisco/bazovie\\_servisi\\_tekhnologii\\_mpls](http://www.justadmin.ru/cisco/bazovie_servisi_tekhnologii_mpls) (data obrashheniya: 29.10.2014).
4. IPSec Overview Part One: General IPSec Standards [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://www.ciscopress.com/articles/article.asp?p=25470> (data obrashheniya: 29.10.2014).
5. Eryomenko V.T. Matematicheskoe modelirovanie besprovodnogo segmenta vy'chislitel'noj seti ASU PP / V.T. Eryomenko, D.V. Anisimov, T.M. Paramoxina, A.A. Lyakishev // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2013. – № 3. – S. 67-72.
6. Eryomenko V.T. Identifikaciya modelej diskretny'x linejny'x sistem s peremenny'mi, medlenno izmenyayushhimisya parametrami // Radiotexnika i e'lektronika, 2010. – № 1. – Tom 55. – S. 1-10.
7. Eryomenko V.T. Modelirovanie informacionny'x potokov v setyax peredachi danny'x integrirovanny'x ASU / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, T.M. Paramoxina, L.V. Kuz'mina, D.A. Plashhenkov // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2011. – № 6. – S. 35-42.
8. Eryomenko V.T. Metody' resheniya zadach raspredeleniya informacionnyx potokov v setyax peredachi dannyx predpriyatiya na osnove rezervirovaniya resursov / V.T. Eryomenko, S.I. Afonin, L.V. Kuz'mina, i dr. // Informacionnye sistemy i texnologii, 2012. – № 1. – S. 78-84.
9. Eryomenko V.T., Afonin S.I. Sozdanie teoreticheskix osnov avtomatizacii i postroeniya texnologicheskoy sostavlyayushhej ASU territorial'no raspredelenny'x predpriyatij // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2012. – № 2 – S. 99-105.
10. Eryomenko V.T. Rekursivny'j algoritm ocenki minimal'noj velichiny 'kanal'nogo resursa v seti peredachi dannyx / V.T. Eryomenko, L.V. Kuz'mina, D.A. Plashhenkov, D.A. Krasnov // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2012. – № 4. – S. 97-102.
11. Eryomenko V.T. Reshenie zadach upravleniya setevy'mi resursami v usloviyax dinamicheskogo izmeneniya konfiguracii besprovodnoj seti ASUP / V.T. Eryomenko, D.V. Anisimov, D.A. Plashhenkov, D.A. Krasnov, S.A. Cherepkov, A.E. Georgievskij // Informacionny'e sistemy' i texnologii, 2012. – № 6. – S. 114-119.
12. Eryomenko V.T. Teoriya informacii: uchebnik dlya VUZov / V.T. Eryomenko, V.A. Minaev, A.P. Fisun, I.S. Konstantinov, A.V. Kos'kin, V.A. Zernov, Yu.A. Belevskaya, S.V. Dvoryankin; pod obshej nauchnoj redakciej V.T. Eryomenko, V.A. Minaeva, A.P. Fisuna, V.A. Zernova, A.V. Kos'kina. – Orel: OrelGTU, OGU, 2010. – 448 s.

УДК 621.391.31

Н.А. ОРЕШИН, В.С. ШУМИЛИН, О.В. ДЕДУШКИН

## МЕТОДИКА ФОРМИРОВАНИЯ СИГНАЛА С ДВУМЕРНЫМИ ОТСЧЕТАМИ НА ОСНОВЕ ЦИФРОВОЙ ОБРАБОТКИ СИГНАЛОВ

*Предложена методика формирования сигнала с двумерными отсчетами с улучшенными спектральными свойствами, которая обладает следующими достоинствами:*

- методика может быть реализована как программным, так и аппаратным способом;
- методика основывается на методах цифровой обработки сигналов;
- формируемый по данной методике сигнал с двумерными отсчетами имеет узкий спектр частот, в результате чего повышается эффективность использования аналоговых каналов при передаче по ним цифровых сигналов.

**Ключевые слова:** фазовая модуляция; фазоразностная модуляция; двукратная фазовая модуляция; двукратная фазоразностная модуляция; частотный спектр сигнала.

При передаче цифровой информации по аналоговым каналам наиболее высокая помехоустойчивость системы достигается в результате применения метода фазовой модуляции. Кроме этого, используя одновременную передачу фазоманипулированных сигналов по двум подканалам, находящимся в квадратуре, скорость передачи информации по аналоговому каналу увеличивается вдвое без заметного усложнения оборудования.

Принимая во внимание влияние помехи и фазовых искажений в аналоговом канале, следует отметить, что передача по такому каналу цифровых сигналов с использованием двукратной фазоразностной модуляции представляется весьма перспективной.

Однако, несмотря на то, что системы с двукратной фазовой, а также фазоразностной модуляцией к настоящему времени довольно хорошо изучены, пути реализации этих систем на основе цифровых методов обработки сигналов и цифровой элементной базы раскрыты в литературе очень слабо, что служит тормозом для практического внедрения этого перспективного метода.

Исследование функционирования фазовых манипуляторов, широко используемых на практике цифровых модемов, показывает, что огибающая сигнала с двумерными отсчетами (СДО) на некоторых участках имеет скачкообразный характер изменения, при этом спектр сигнала занимает широкий диапазон частот, превышающий эффективно передаваемую полосу частот аналогового канала. В результате достоверность передачи цифрового сигнала по аналоговому каналу уменьшается.

Структурная схема манипулятора СДО, показанная на рисунке 1, включает регистр сдвига (РС), кодирующее устройство (КУ) и синтезатор сигнала (СС).

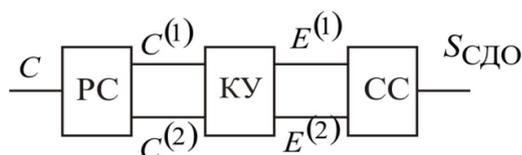


Рисунок 1 – Структурная схема манипулятора СДО

С помощью регистра сдвига формируются две последовательности двоичных символов  $C^{(1)}$  и  $C^{(2)}$  с длительностью, в два раза большей длительности символов  $C$ .

Причем последовательность символов  $C^{(1)}$  формируется из нечетных, а последовательность символов  $C^{(2)}$  – из четных символов последовательности  $C$ .

Кодирующее устройство преобразует двоичные последовательности  $C^{(1)}$  и  $C^{(2)}$  в двоичные последовательности  $E^{(1)}$  и  $E^{(2)}$  по закону (рис. 2), обеспечивающему реализацию двукратной фазоразностной манипуляции (рис. 3) на основе синтезатора сигнала, алгоритм которого соответствует двукратному фазовому манипулятору (рис. 4).

Исследование функционирования фазовых манипуляторов, широко используемых на практике цифровых модемов, показывает, что при формировании сигнала СДО в каждом квадратурном канале синтезатора сигнала анализируются только два двоичных символа –  $e_j^{(1)}$  и  $e_j^{(2)}$  ( $e_j^{(2)}$  и  $e_{j-1}^{(2)}$ ). В результате такого анализа огибающая сигнала СДО на некоторых участках имеет скачкообразный характер изменения, а спектр сигнала занимает широкий диапазон частот.

Проведенные исследования показывают, что одновременный анализ в каждом квадратурном канале трех двоичных символов  $e_j^{(1)}$ ,  $e_{j-1}^{(1)}$  и  $e_{j-2}^{(1)}$  ( $e_j^{(2)}$ ,  $e_{j-1}^{(2)}$  и  $e_{j-2}^{(2)}$ ) не позволяет устранить скачкообразный характер изменения огибающей сигнала СДО, а, следовательно, и уменьшить ширину спектра сигнала.

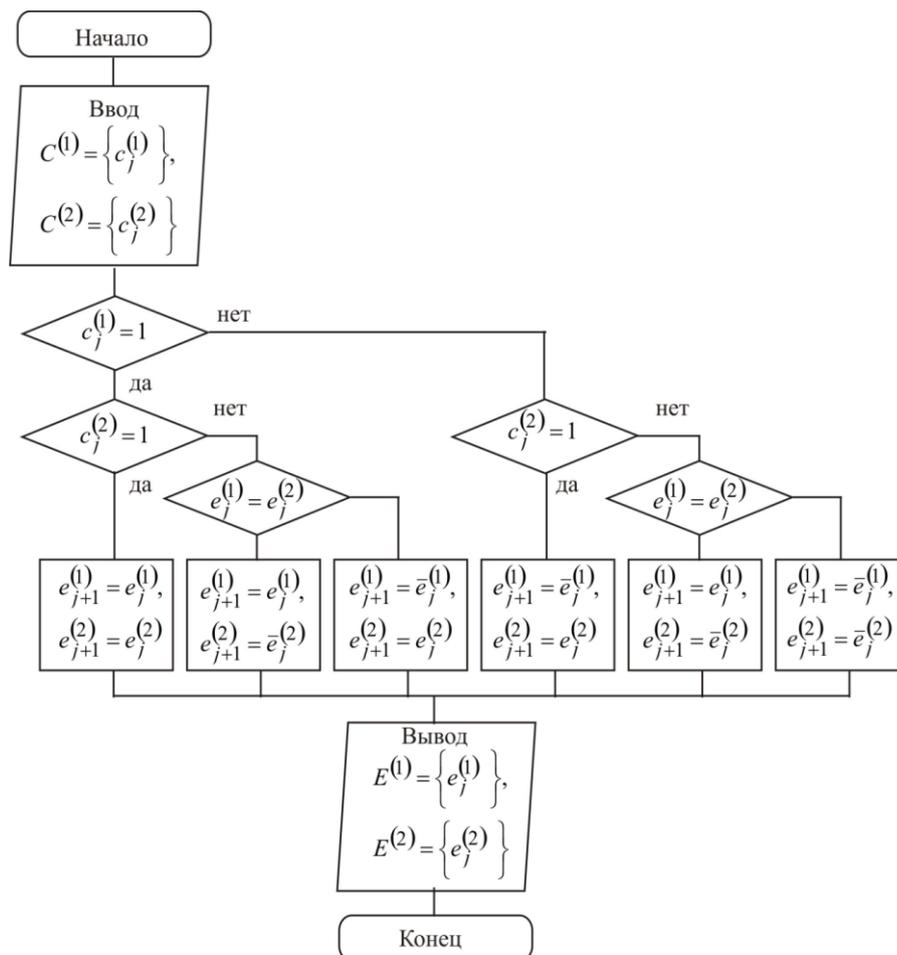


Рисунок 2 – Алгоритм работы кодирующего устройства манипулятора СДО

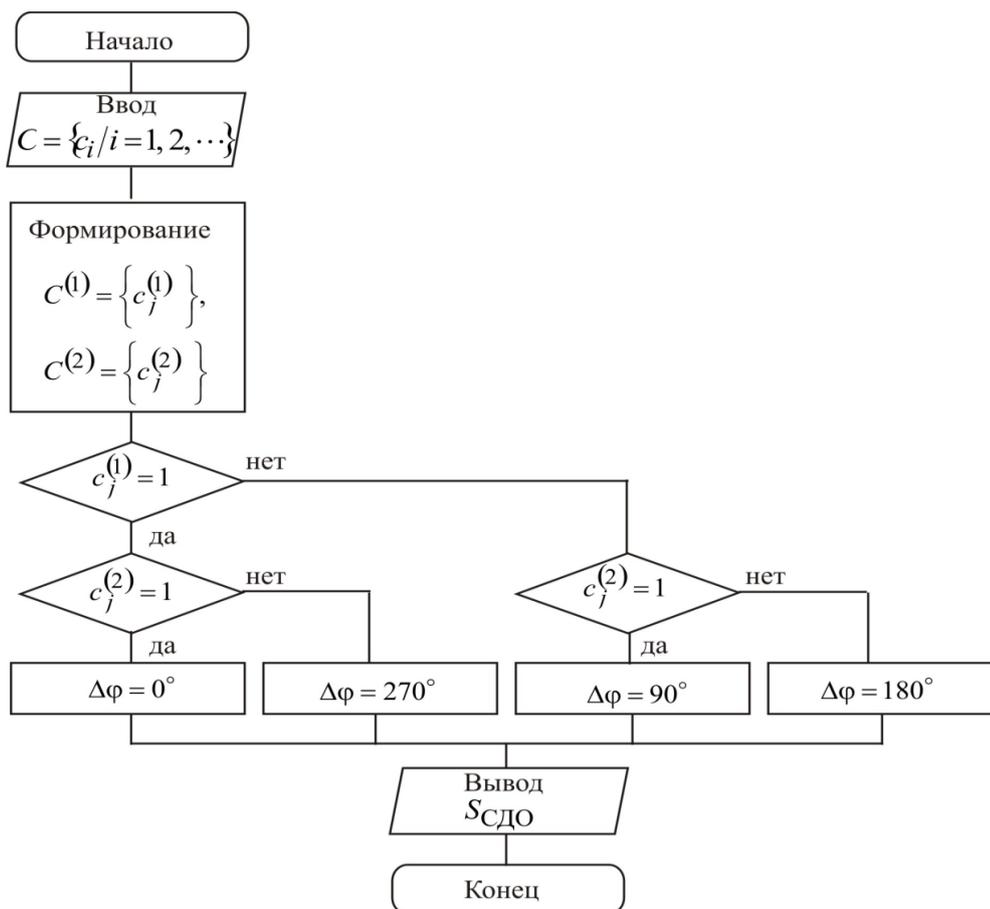


Рисунок 3 – Алгоритм работы манипулятора СДО

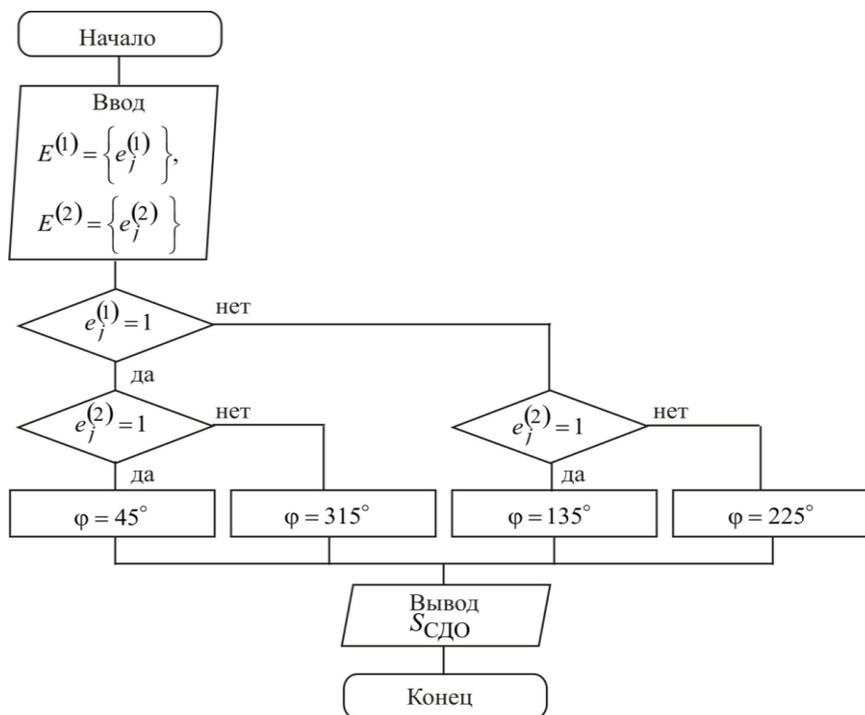


Рисунок 4 – Алгоритм работы синтезатора сигнала манипулятора СДО

Плавный характер изменения огибающей сигнала СДО по результатам проведенного анализа можно получить лишь при одновременном анализе четырех символов  $e_j^{(1)}$ ,  $e_{j-1}^{(1)}$ ,  $e_{j-2}^{(1)}$  и  $e_{j-3}^{(1)}$ , ( $e_j^{(2)}$ ,  $e_{j-1}^{(2)}$ ,  $e_{j-2}^{(2)}$  и  $e_{j-3}^{(2)}$ ). Огибающая и спектр сигнала СДО при этом примут колоколообразный вид.

Учитывая необходимость одновременного анализа четырех символов для формирования сигнала СДО с ограниченным спектром, алгоритм программной реализации квадратурного канала синтезатора сигнала примет вид, показанный на рисунке 5.

Для аппаратурной реализации синтезатора сигнала СДО предлагается использовать фазовые манипуляторы (ФМ), реализованные на основе схем сложения по модулю 2 и реагирующие на двоичные символы 0, 1 и комбинации 00-11, 01-10.

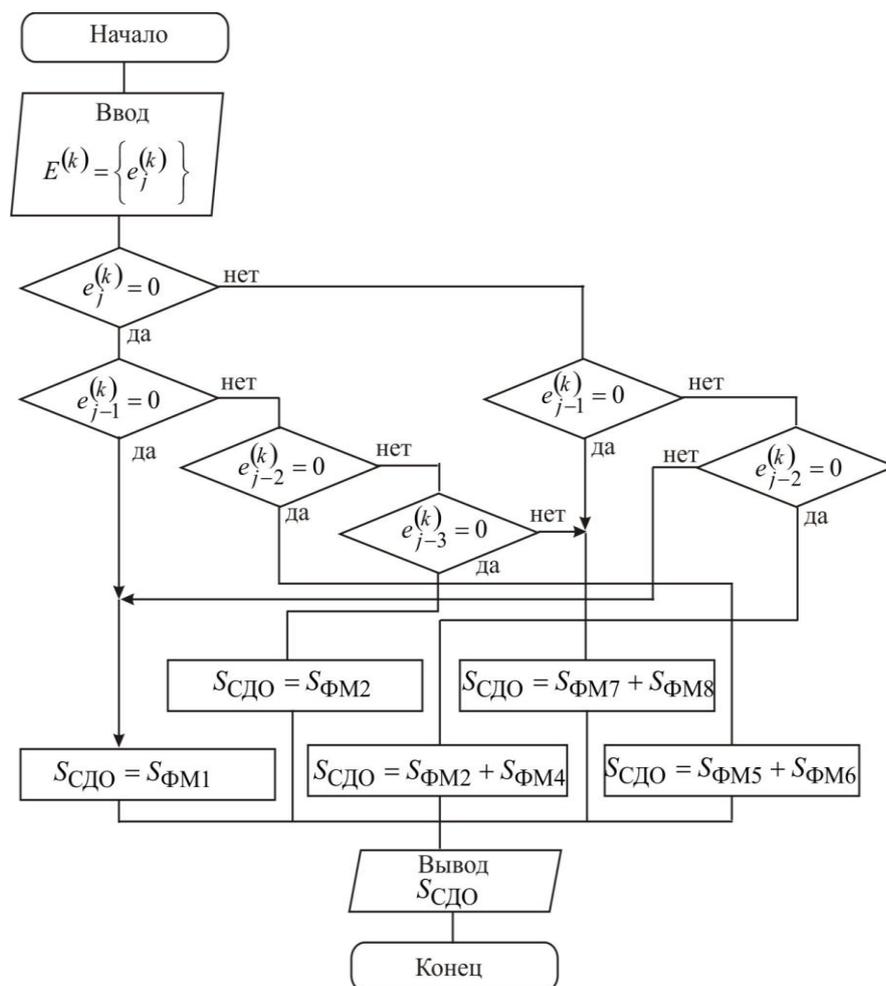


Рисунок 5 – Блок-схема программной реализации одного канала синтезатора сигнала СДО

Алгоритм работы фазового манипулятора, реагирующего на двоичные символы 0, 1, следующий:

- символу 0 соответствует нулевая фаза сигнала СДО;
- символу 1 соответствует фаза сигнала СДО, равная 180°.

Алгоритм работы фазового манипулятора, реагирующего на комбинации 00-11, следующий:

- комбинации 00 соответствует нулевая фаза сигнала СДО;

- комбинации 11 соответствует фаза сигнала СДО, равная  $180^\circ$ ;
- сигнал СДО принимает значение, равное 0, при входных комбинациях 01 и 10.

Алгоритм работы фазового манипулятора, реагирующего на комбинации 01-10, следующий:

- комбинации 01 соответствует фаза сигнала СДО, равная  $180^\circ$ ;
- комбинации 10 соответствует фаза сигнала СДО, равная 0;
- сигнал СДО принимает значение, равное 0, при входных комбинациях 00 и 11.

### **ЗАКЛЮЧЕНИЕ**

Реализация предложенной методики позволит аппаратными и программными способами синтезировать сигнал СДО с узким спектром частоты, в результате чего повышается эффективность использования аналоговых каналов при передаче по ним цифровых сигналов.

Предлагаемая методика формирования сигнала с двумерными отчетами (СДО) с улучшенными спектральными свойствами основывается на цифровых методах обработки сигналов и классическом принципе реализации манипуляторов СДО.

### **СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ**

1. Ерёменко В.Т. Основы построения информационно-телекоммуникационных систем: учебное пособие. – Орел: ОрЮИ МВД России, 1999. – Ч. 2. – 129 с.
2. Ерёменко В.Т. Теория информации и информационных процессов: монография / В.Т. Ерёменко, И.С. Константинов, А.В. Коськин, В.А. Лобанова и др.; под ред. д.т.н. В.Т. Ерёменко, д.т.н. А.П. Фисуна. – Орел: ОГУ, ОрелГТУ, 2008. – 478 с.
3. Оппенгейм А., Шафер Р. Цифровая обработка сигналов. – М.: Техносфера, 2006. – 856 с.
4. Айфичер Э.С., Джервис Б.У. Цифровая обработка сигналов: практический подход. – 2-е издание: пер. с англ. – М.: Издательский дом «Вильямс», 2004. – 992 с.: ил.
5. Сергиенко А.Б. Цифровая обработка сигналов: учебное пособие. – 2-е издание. – СПб.: Питер, 2006. – 752 с.
6. Солонина А.И., Улахович Д.А. и др. Основы цифровой обработки сигналов: курс лекций. – СПб.: БХВ-Петербург, 2005. – 594 с.

#### **Орешин Николай Алексеевич**

Академия ФСО России, г. Орел  
Кандидат технических наук, профессор  
Тел.: 8 910 262 17 08

#### **Шумилин Вячеслав Сергеевич**

Академия ФСО России, г. Орел  
Сотрудник  
Тел.: 8 980 367 38 69

#### **Дедушкин Олег Витальевич**

Академия ФСО России, г. Орел  
Сотрудник  
Тел.: 8 953 422 17 35

---

N.A. OREShIN (*Candidate of Engineering Science, Professor*)

V.S. ShUMILIN (*Employee*)

O.V. DEDUSHKIN (*Employee*)

*Academy of Federal Agency of Protection of the Russian Federation, Orel*

**METHOD OF SIGNAL WITH TWO-DIMENSIONAL FRAME  
OF REFERENCE BASED ON DIGITAL SIGNAL PROCESSING**

*The technique of the signal with a two-dimensional frame of reference to improved spectral properties is considered, which has the following advantages:*

- the technique can be implemented as software and hardware means;*
- the method is based on digital signal processing techniques;*
- the signal with a two-dimensional frame of reference formed by this method has a narrow range of frequencies, resulting in more efficient use of analog channels with the transmission of digital signals thereon.*

**Keywords:** *phase modulation; phase difference modulation; phase modulation doubly; doubly phase difference modulation; signal frequency spectrum.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Eryomenko V.T. Osnovy' postroeniya informacionno-telekommunikacionny'x sistem: uchebnoe posobie. – Orel: OrYuI MVD Rossii, 1999. – Ch. 2. – 129 s.
2. Eryomenko V.T. Teoriya informacii i informacionny'x processov: monografiya / V.T. Eryomenko, I.S. Konstantinov, A.V. Kos'kin, V.A. Lobanova i dr.; pod red. d.t.n. V.T. Eryomenko, d.t.n. A.P. Fisuna. – Orel: OGU, OrelGTU, 2008. – 478 s.
3. Oppengejm A., Shafer R. Cifrovaya obrabotka signalov. – M.: Texnosfera, 2006. – 856 s.
4. Ajficher E'.S., Dzhervis B.U. Cifrovaya obrabotka signalov: prakticheskiy podxod. – 2-e izdanie: per. s angl. – M.: Izdatel'skiy dom «Vil'yams», 2004. – 992 s.: il.
5. Sergienko A.B. Cifrovaya obrabotka signalov: uchebnoe posobie. – 2-e izdanie. – SPb.: Piter, 2006. – 752 s.
6. Solonina A.I., Ulaxovich D.A. i dr. Osnovy' cifrovoj obrabotki signalov: kurs lekcij. – SPb.: BXV-Peterburg, 2005. – 594 s.

УДК: 621.396.42

В.А. ШПЕНСТ, А.Н. СЕКРЕТЕВ

## РАЗРАБОТКА МЕТОДА МАРШРУТИЗАЦИИ ДЛЯ БЕСПРОВОДНЫХ ДЕЦЕНТРАЛИЗОВАННЫХ СЕТЕЙ С ЦЕЛЬЮ СНИЖЕНИЯ ЗАГРУЖЕННОСТИ ОСНОВНЫХ КАНАЛОВ ПЕРЕДАЧИ ТРАФИКА

*Представлены методы маршрутизации для беспроводных децентрализованных сетей, позволяющие учитывать перегруженные участки сети и перенаправлять трафик в обход. Показано, что при маршрутизации с использованием предлагаемых методов гораздо более значительно сокращается количество перегруженных участков в сети в целом, нежели при использовании метода маршрутизации с минимальным воздействием (MIR – Minimum Impact Routing) и метода по определению кратчайшего пути (SH – Shortest Hops).*

**Ключевые слова:** маршрутизация; пропускная способность; интенсивность трафика; беспроводные децентрализованные сети; перегруженные участки сети.

### ВВЕДЕНИЕ

Данная статья посвящена описанию проведенных нами исследований, направленных на разработку методов маршрутизации во избежание перегруженных зон в беспроводных специализированных сетях. Предложенный метод маршрутизации осуществляется с учетом помех/шумов (DIR – Disturbance/Inconvenience Based Routing), он основан на методе маршрутизации с минимальным воздействием (MIR – Minimum Impact Routing), который стремится снизить количество поврежденных узлов связи при передаче трафика между узлами и, следовательно, повысить общую производительность сети [1]. В отличие от метода маршрутизации с минимальным воздействием, который учитывает только внешние помехи, метод маршрутизации на основе помех/шумов учитывает как внешние, так и внутренние помехи. Метод маршрутизации на основе помех/шумов опирается на выбор маршрута, который основан не только на индивидуальном принципе перспективы отдельных узлов/линий связи, но и учитывает сквозную цель. Препятствующие факторы можно разделять на два типа: помехи и шумы. Следовательно, возникает необходимость разработки соответствующих подходов к реализации маршрутизации с учетом помех/шумов:  $DIR_k$  (метод маршрутизации на основе помех/шумов с коэффициентом пропускной способности  $k$ ) и  $DIR_{th}$  (метод на основе помех/шумов с пороговым значением).

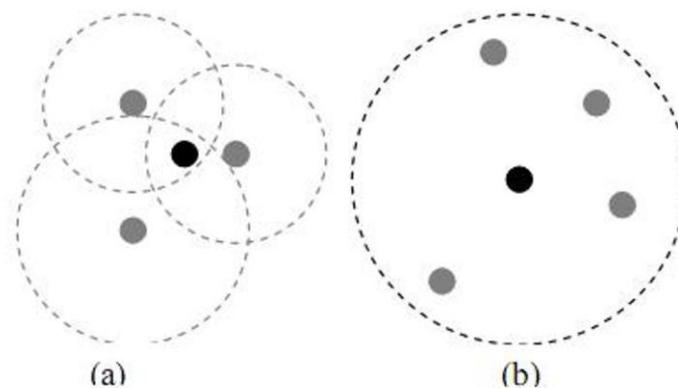
### ПРЕПЯТСТВУЮЩИЕ ФАКТОРЫ: ПОМЕХИ И ШУМЫ

В беспроводных специализированных сетях можно выделить препятствующие факторы двух типов: «помехи» и «шумы», которые являются внутренними и внешними препятствиями соответственно. Мы определяем уровень шума как «количество узлов связи, которые нарушают работу интересующего узла связи». Уровень помех определяется как «количество узлов связи в пределах диапазона препятствий интересующего узла связи». Это первая модель препятствий, которая создана на основе количества перегруженных узлов связи (DN) для исследования того, как метод маршрутизации взаимодействует с окружением при регулировке веса узлов/линий связи.

На рисунке 1(а) продемонстрирован случай, где на интересующий узел связи влияют помехи трех других узлов связи, следовательно, его уровень шума  $I=3$ . Помехи представляют собой внешнее воздействие, которое узел связи оказывает на окружение и на другие узлы. На

рисунке 1(b) показано, как целевой узел связи воздействует на четыре узла связи в пределах своего диапазона препятствий; уровень помех  $D=4$ .

Следует свести к минимуму шумы в приемнике, чтобы достичь максимальной средней мощности. Маршрут с меньшими внешними препятствиями (помехами) является предпочтительным, так как он учитывает другие узлы связи и, следовательно, повышает общую пропускную мощность системы. Если нет необходимости в компромиссе с другими аспектами, альтруистическое поведение такого типа всегда приветствуется.



**Рисунок 1 – Препятствия двух разных типов связаны с интересующим узлом связи (черного цвета): (a) – помехи, (b) – шумы**

Диапазон помех/шумов (IR) обозначает радиус области, в которой передающий узел связи создает помехи/шумы в других узлах связи. Так как нашей основной целью является исследование методов маршрутизации, мы решили удвоить размер диапазона передачи (TR) и пренебречь последствиями экранирования. Несмотря на то, что данное исследование не берет во внимание вопрос о том, как отличить перегруженные узлы связи от проекции узла связи, есть один способ получить номера перегруженных узлов связи в пределах диапазона помех интересующего нас узла, который описан далее. Местоположение узлов связи можно определить напрямую при подключении к спутнику, если узлы связи оснащены приемником GPS. В полностью подключенной сети каждый узел связи подключен ко всем другим узлам напрямую или с помощью другого узла. Местоположение каждого узла можно передать другим узлам с помощью распространения в сети сообщений с его координатами. Следовательно, каждый узел сможет рассчитать расстояние к другим узлам. Также каждый узел связи может определить номер перегруженных узлов связи в пределах своего диапазона помех. Цель использования номера перегруженного узла связи как метрической системы маршрутизации на основе помех/шумов заключается в изучении поведения маршрута, учитывая вес линии связи; при этом данный метод маршрутизации не внедряется в практическую модель помех.

На рисунке 2 показан пример диапазонов TR, IR и перегруженных узлов связи DN. В этом случае имеется 12 перегруженных узлов связи в пределах диапазона помех целевого узла связи.

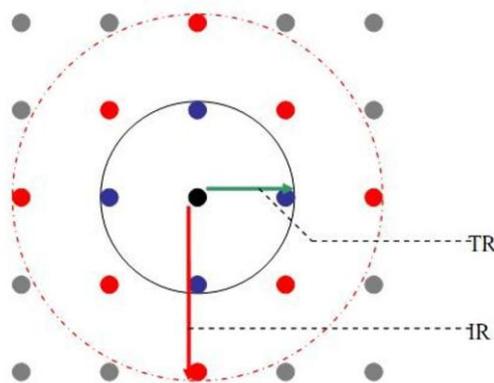


Рисунок 2 – Пример перегруженных узлов связи (DN), диапазон передачи (TR) и диапазон помех (IR)

### МЕТОДЫ МАРШРУТИЗАЦИИ НА ОСНОВЕ ПОМЕХ/ШУМОВ

Хотя маршрутизация с минимальным воздействием MIR превосходит алгоритм кратчайшего пути в аспекте снижения препятствий, так как она уменьшает помехи по ходу движения, в узких местах системы нет заметного повышения пропускной способности из-за выбора постоянного маршрута в определенных парах «источник/место назначения». В случайной топологии сети трафик может задерживаться в определенном узле связи, занимающем важное местоположение. В метрическом методе MIR нельзя решить проблему узких мест узла связи путем сдвига трафика к краям (в данном случае «край» рассматривается как место с менее напряженным трафиком). Это происходит потому, что MIR только уменьшает количество перегруженных узлов связи на протяжении всего пути, несмотря на узел связи, выбранный для доставки трафика. Таким образом, необходимо представить набор методов маршрутизации (DIR) на основе помех/шумов, чтобы свести к минимуму уровень препятствий не только на всем пути релейной передачи трафика, но также использовать меньшее количество узлов связи для трансляции, вследствие чего снизятся помехи. Это приведет к улучшению пропускной способности динамических беспроводных сетей. Кроме того, в отличие от проектирования методов маршрутизации MIR, принимающих во внимание внешние препятствия, предложенные методы маршрутизации на основе помех/шумов учитывают как внешние, так и внутренние помехи.

Вес линии связи определяем следующим образом:

$$w_{ij} = \alpha I_j + (1 - \alpha) D_j, \forall i, j \in V, 0 \leq \alpha \leq 1, \quad (1)$$

где  $I_j$  и  $D_j$  – это уровни помех и шумов по отношению к узлу связи;  $\alpha$  – это фактор приоритета помех.

При значении  $\alpha$ , близком к 1, препятствия в виде шумов будут составлять основную часть веса линии связи (более эгоистичный метод). Если фактор приоритета помех близок к 0, в весе линии связи преобладают препятствия в виде помех, следовательно, этот метод считается более альтруистическим. В случае, где  $\alpha$  равно 0,5, метод маршрутизации уравнивает шумы и помехи. Различия между помехами и шумами представлены на рисунке 3, где (a) и (b) показывают уровень помех и шумов на выбранном пути соответственно. В указанном примере у узлов связи 3, 8, 13, 18 и 23 диапазоны передачи и помех больше, чем у других узлов связи, как показано на рисунке 3. На рисунке 3 у узлов связи в третьем ряду (узлы связи 3, 8, 13, 18 и 23) такой же диапазон передачи и диапазон помех, как на рисунке (a); у других узлов диапазон передачи и диапазон помех меньше, чем у узлов связи в третьем ряду. Это становится очевидным при сравнении диапазона передачи

или помех у узлов связи в третьем ряду на рисунке (а) с диапазонами передачи или помех других узлов связи на рисунке (b). Как уже было отмечено, шум измеряется с учетом внешних помех интересующего нас узла связи (перспектива передатчика). Уровень возмущения определяется как количество узлов связи в пределах диапазона помех интересующего нас узла связи. Следовательно, общий уровень шумов выбранного пути – это сумма шумов каждого передающего узла связи на пути движения. На рисунке 3(а) в пределах диапазона помех узлы связи 3 и 23 имеют 7 узлов связи; в пределах диапазона помех узлы связи 8, 13 и 18 имеют 10 узлов связи. Таким образом, общий уровень помех данного пути равен 33, так как 6 узлов возмущены узлом связи 3, а 9 узлов возмущены узлами связи 8, 13 и 18. С другой стороны, шумы измеряются с учетом внутренних помех интересующего нас узла связи. Уровень шума определяется как количество узлов связи, создающих помехи интересующему нас узлу связи (перспектива приемника). Так, уровень шума определяется как количество узлов связи, создающих помехи на выбранном пути. Он равен сумме уровня шума каждого принимающего узла связи по ходу движения. На рисунке 3(б) показано, что узлы связи в первом и в последнем рядах не создают препятствия узлам связи в третьем ряду, так как их диапазон препятствий меньше. Узел связи 3 имеет уровень шума 2, так как в нем есть 3 узла связи (узлы связи 2, 4 и 8); он создаст препятствия узлу связи 3, но один из них – передатчик. Узел связи 8 имеет уровень шума 3 (узлы связи 3, 7, 9 и 13 создадут препятствия узлу связи 8). Узел связи 13 имеет уровень шума 3 (только узлы связи 8, 12, 14 и 18 создадут препятствия узлу связи 13), а узел связи 23 имеет уровень шума 2 (только узлы связи 18, 22 и 24 создадут препятствия узлу связи 23). Следовательно, общий уровень шума выбранного пути равен 11, так как узел связи 8 имеет уровень шума 3, узел связи 13 имеет уровень шума 3, узел связи 18 имеет уровень шума 3, узел связи 23 имеет уровень шума 2.

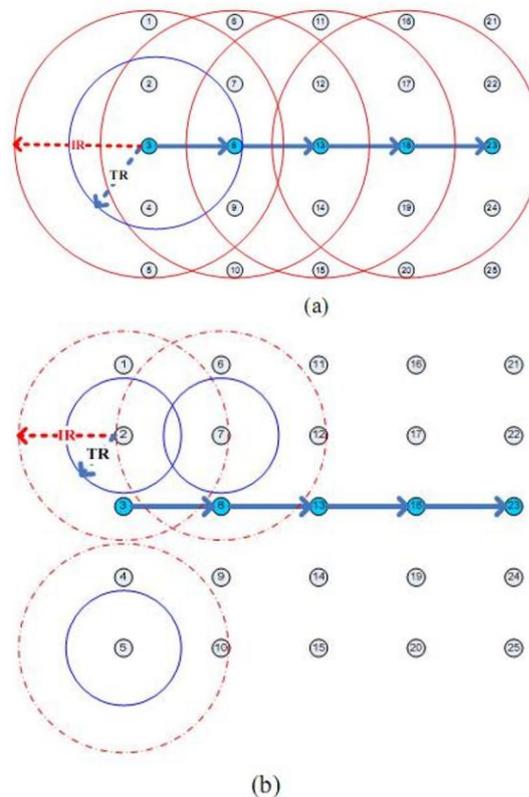


Рисунок 3 – Помехи и шумы: (а) – уровень помех выбранного пути; (б) – уровень шума выбранного пути

Метод маршрутизации, в котором меняется значение уровня пропускной способности  $k$  ( $DIR^k$ ), показывает, что трафик «обходит» перегруженные области, реже используя узлы связи на крае сети. В целом, эти два метода маршрутизации принимают во внимание не только уменьшение количества узлов сети на всем пути, но и отдельных узлов связи.

Основываясь на методе DIR, схема маршрутизации на основе помех по отношению к коэффициенту пропускной способности  $k$  ( $DIR^k$ ) изменяет вес линии связи, т.е. количество перегруженных узлов связи по отношению к коэффициенту пропускной способности  $k$  ( $k = 2, 3, 4...$  и т.д.). Формула для определения веса линии связи метода  $DIR^k$  выглядит следующим образом:

$$w_{ij} = ad_j^k + (1 - a)D_j^k, \forall i, j \in V, 0 \leq a \leq 1, k \in N \geq 2. \quad (2)$$

Благодаря особенности  $DIR^k$ , заключающейся в том, что вес линии связи увеличивается в геометрической прогрессии с увеличением степени  $k$ , на первый план выходит уменьшение помех в системе из расчета на узел связи. Следовательно, предпочтительнее направлять трафик через те узлы связи, вокруг которых меньше перегруженных узлов. Другими словами,  $DIR^k$  выбирает узлы связи с меньшим воздействием на соседние узлы.

Значение  $k$  варьируется от 1 до 6,  $DIR^4$  ( $k=4$ ), превосходит другие значения  $k$  с учетом релейного характера передачи данных в сети. Это обусловлено тем, что для  $k=4$  индивидуальная производительность важнее, чем для  $k=2$  и 3 ввиду условий сети. Иными словами, каждый узел связи  $DIR^4$  достаточно увеличивает свое весовое значение, чтобы влиять на маршрут таким образом, чтобы он выбирал узлы связи с меньшим значением перегруженных узлов, несмотря на большое количество релейных участков.  $DIR^4$  показывает лучшую производительность в выборе маршрута на краях сети по сравнению с  $DIR$ ,  $DIR^2$  и  $DIR^3$ . Количество перегруженных узлов с уровнями пропускной способности  $k=2$  и 3 недостаточно, чтобы отвести маршрут к краю сети. А также увеличение  $k$  выше значения 4 не приводит к дальнейшему улучшению выбора узлов связи с меньшими перегруженными узлами из-за размеров сети и диапазона передачи узлов связи.

Маршрутизация на основе помех/отклонений с пороговым значением ( $DIR_{th}$ ) работает с увеличением весового значения линии связи  $\delta$  для тех узлов связи, чей уровень помех превышает пороговое значение ( $T$ ). Формула для определения веса линии связи  $DIR_{th}$  выглядит следующим образом:

$$w_{ij} = \begin{cases} al_j + (1 - a)D_j, & al_j + (1 - a)D_j \leq T \\ \delta + al_j + (1 - a)D_j, & al_j + (1 - a)D_j > T \end{cases}, \forall i, j \in V, 0 \leq a \leq 1, \quad (3)$$

где  $\delta \gg al_j + (1 - a)D_j$ .

Метод  $DIR_{th}$  делит узлы связи на две группы: в первой группе ( $\Gamma_1$ ) содержатся узлы связи с уровнем помех, меньшим или равным пороговому значению; во второй группе ( $\Gamma_2$ ) – узлы связи с уровнем помех, превышающим пороговое значение. Важный аспект данного метода заключается в том, что вес линии связи подбирается на основе определения порогового значения. Если оно слишком высокое и в первой группе значительно больше узлов связи, чем во второй, группа  $\Gamma_1$  доминирует и метод работает аналогично методу DIR; если пороговое значение очень низкое, то узлы связи в  $\Gamma_2$  доминируют; тогда метод работает аналогично методу DIR, но вес линии связи изменяется согласно  $\delta + al_j + (1 - a)D_j$ , а узлы связи во второй группе по-прежнему находятся в приоритете из-за своего начального уровня помех.

В [2] показано, что если  $n$  узлов связи одинаково случайным образом расположены в интервале  $[0, x_m]$ , то вероятность, что  $n_0$  узлов связи из этих  $n$  узлов окажутся в интервале  $[x_1, x_2]$  (где  $0 \leq x_1 \leq x_2 \leq x_m$ ), составит:

$$P(d^* = n_0) = \binom{n}{n_0} p^{n_0} (1-p)^{n-n_0}, \quad (4)$$

где случайная переменная  $d^*$  обозначает количество узлов связи в данном интервале  $[x_j, x_2]$ , а  $p$  – это вероятность того, что узел связи находится внутри этого интервала, определяемая как  $p = \frac{x_2 - x_1}{x_m}$ .

Если  $n \gg 1$  и  $x_2 - x_1 \ll x_m$ , тогда решение вероятности можно приближенно выразить с помощью распределения Пуассона:

$$P(d^* = n_0) = \frac{(np)^{n_0}}{n_0!} \cdot e^{-np}. \quad (5)$$

Примем большие величины  $n$  и  $x_m$ , но коэффициент  $\rho = n/x_m$  оставим без изменений. Следовательно, плотность  $\rho$  – это ожидаемое количество узлов связи на единицу длины. При данной плотности ( $\rho$ ) вероятность  $n_0$  узлов связи в длине интервала  $x_0 = x_2 - x_1$  составит для  $n_0$  в порядке  $\frac{x_2 - x_1}{x_m} \cdot n$ :

$$p(d^* = n_0) = \frac{(\rho x_0)^{n_0}}{n_0!} e^{-\rho x_0}. \quad (6)$$

Вышеупомянутый процесс является одномерной задачей. В двумерном случае системный интервал  $([0, x_m])$  можно заменить на системную область  $A$ , а субинтервал  $x_0$  – на подынтервал  $A_0$ . Ожидаемое количество узлов связи на единицу области  $\rho$  становится  $n/A$ . Следовательно, вероятность нахождения  $n_0$  узлов связи в области  $A$  можно определить следующим образом:

$$p(d^* = n_0) = \frac{(A_0 n / A)^{n_0}}{n_0!} \cdot e^{-\frac{A_0 n}{A}} = \frac{(\rho A_0)^{n_0}}{n_0!} \cdot e^{-\rho A_0}. \quad (7)$$

При радиодиапазоне  $r_0$  область покрытия  $A_0$  равна  $\pi r_0^2$ . Таким образом, вероятность того, что у случайно выбранного узла связи будет  $n_0$  соседей [2], составит:

$$p_1 = \frac{(\rho \pi r_0^2)^{n_0}}{n_0!} \cdot e^{-\rho \pi r_0^2}. \quad (8)$$

Как следует из приведенного выше уравнения, ожидаемое количество узлов связи внутри подобласти  $(\pi r_0^2)$  можно определить при известной плотности узла связи  $\rho$ . Пороговое значение  $DIR_{th}$  определяется количеством узлов связи ( $n_0$ ) в зоне действия помех ( $A_0 = \pi I_0^2$ ), которое обеспечивает максимальную вероятность из всех выборов в уравнении (8).

При работе метода маршрутизации  $DIR_{th}$ , если помехи узла связи меньше порогового значения  $T$ , весовое значение линии связи остается неизменным. С другой стороны, если помехи больше  $T$ , устанавливается вес линии связи, который равен  $\delta$  плюс начальное значение помех. Причиной установки расчета линии связи, исходя из  $\delta$  плюс начальное значение помех, является определение приоритета для тех транзитных узлов связи, значение помех у которых превышает  $T$ , если они являются единственными, через которые можно достичь места назначения. Настраивая  $T$  в  $DIR_{th}$ , этот метод помогает избежать выбора узлов связи с помехами, превышающими пороговые значения, кроме тех узлов связи, которые являются единственными на пути к месту назначения. Преимущество данного метода маршрутизации состоит в возможности контролировать трафик, проходящий через определенные узлы связи с помощью настройки пороговых значений.

## ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТЬ

Проанализируем эффективность различных механизмов маршрутизации, предложенных в данной статье. Примеры сценариев представлены для демонстрации основных концепций методов маршрутизации DIR, которые сравниваются с маршрутизацией

по кратчайшему пути по участкам с одинаковой топологией. Для изучения сравнительной производительности DIR-маршрутизации и методов кратчайшего пути (по расстоянию/по релейным участкам) воспользуемся методом моделирования Монте-Карло [3]. В данном разделе фактор приоритета помех равен 0,5.

Результаты сравниваем не только по количеству перегруженных узлов связи, но также по уровню перегрузки, который может отражать более практические уровни помех из-за потоков трафика. Уровень перегрузки узла связи определяется следующим образом [4]:

$$CL_j = \sum_{k_j=0}^{N_j} R_{k_j}, \forall j \in V, \quad (9)$$

где  $N_j$  – это количество узлов связи, создающих помехи узлу связи  $j$ ,  $R_{k_j}$  – это количество маршрутов, проходящих через узел связи  $k_j$ , который является одним из узлов, создающих помехи и использующих канал  $k$ , а  $R_0$ , в частности, он обозначает количество маршрутов, проходящих через интересующий нас узел связи. Для начала используем модель совмещенного канала, так как это самый неэффективный сценарий для оценки пропускной способности специализированных сетей. Следовательно, уровень перегрузки узла связи – это сумма количества активированных линий связи в пределах его диапазона помех. На рисунке 4 уровень перегрузки  $N_0$  равен 8, так как в пределах его диапазона помех находятся 8 одновременно действующих линий связи.

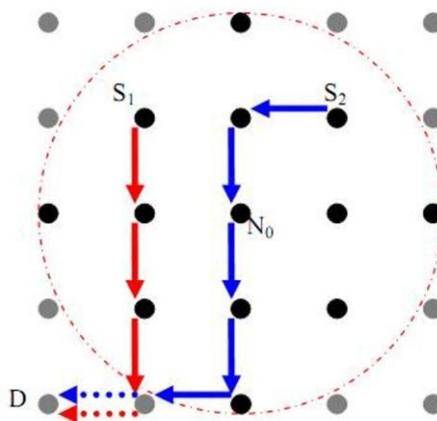


Рисунок 4 – Пример уровня перегрузки

На пропускную способность линии связи влияет ряд факторов, включая уровень мощности передатчика, расстояние между узлами связи, сетку частот, доступных для передачи, уровень шума, межпоточковые помехи и помехи внутри потока. Так как в данной статье рассматривается схема совмещенного канала, виртуальная пропускная способность определяется только с учетом помех внутри потока и между потоками и шириной полосы узла связи и рассчитывается следующим образом:

$$C_j = \frac{B_j}{CL_{j+1}}, \forall j \in V, \quad (9)$$

где  $B_j$  – это ширина полосы, которую может использовать узел связи  $j$ , а  $CL_j$  – это уровень перегрузки узла связи  $j$ .

В данном исследовании однородное географическое распределение трафика предполагается генерировать одновременно с узлами связи в системе. Следует отметить, что данный сценарий считается худшим из всех, так как система работает с максимальной общей пропускной способностью и наивысшим уровнем помех, вызванным одноканальной средой [5]. В данной статье рассматриваем методы маршрутизации, основанные на расчете

помех/шумов, затем данные методы будут сравнены с методами MIR и релейной маршрутизацией стандартного кратчайшего пути (SH). Рисунок 6 демонстрирует результаты с высокой интенсивностью трафика, где все узлы связи в сети рассматриваются как источники узлов связи.

На рисунке 5 представлена производительность данного метода маршрутизации относительно среднего количества транзитных участков, среднего количества перегруженных узлов и количества перегруженных узлов на транзитный участок для различных фиксированных диапазонов передач узлов связи соответственно. Производительность данного метода маршрутизации почти такая же, когда устанавливается диапазон передачи в значении менее 5 км, что является неподключенной сетью, так как у методов маршрутизации меньше вариантов выбора узлов связи для распределения трафика. Таким образом, мы проводим сравнение только между диапазонами передачи 5 км и 10 км для каждого метода маршрутизации, представленного на рисунке 5. По рисунку 5(a) видно, что по методам  $DIR^4$  и  $DIR_{th}$  трафик проходит большее количество транзитных участков, нежели другие методы маршрутизации. По методу  $DIR_k$  с уровнем мощности  $k$  ( $k \geq 2$ ) трафик предпочитает использовать для переключения меньшее количество узлов с помехами, поэтому обычно он выбирает не прямые пути, а более длинные по случайной топологии. Например, рассмотрим два альтернативных маршрута: один с релейной трансляцией узлов связи с 4 перегруженными узлами связи, а другой – с двумя релейными трансляциями узлов связи с 3 перегруженными узлами связи на каждой.  $DIR^4$  выберет более длинный маршрут ( $3^4+3^4 < 4^4$ ), а MIR – более короткий маршрут ( $3+3 > 4$ ). Чем выше значение  $k$  для  $DIR_k$ , тем больше будет выбрано транзитных участков для переключения пакетов. По методу  $DIR_{th}$  трафик вынужден проходить через узлы связи с перегруженными узлами ниже определенного им порогового значения. Рисунок 5(b) показывает, что  $DIR^4$  и  $DIR_{th}$  в аспекте перегруженных узлов связи выгодно отличаются по сравнению с MIR и SH. Это связано с тем, что методы  $DIR^4$  и  $DIR_{th}$  распределяют трафик по краю сети, чтобы использовать большее количество транзитных участков. Следовательно, это вызывает увеличение общего количества перегруженных узлов связи по ходу движения от источника к месту назначения узла связи. MIR вызывает минимальное среднее ожидаемое количество перегруженных узлов связи на рисунке 5(b), так как это является назначением данного метода маршрутизации. На рисунке 5(c)  $DIR^k$  и  $DIR_{th}$  показывают себя лучше, чем MIR,  $SH_d$  и  $SH_h$  в аспекте минимизации числа перегруженных узлов связи на транзитный участок. Это означает, что маршрутизация по методам  $DIR^k$  и  $DIR_{th}$  предпочитает производительность отдельных узлов связи сквозной производительности.

На рисунок 5(b) видно, что чем больше диапазон передачи, тем больше узлов связи будут перегружены. Таким образом, в выборе диапазона передачи существует альтернатива. В соответствии с результатом, представленным на рисунке 5(a), во всех методах маршрутизации максимальное значение числа транзитных участков находится в диапазоне передачи 6 км.

Хотя MIR выгодно отличается от других методов маршрутизации по среднему количеству перегруженных узлов, среднее количество перегруженных узлов на транзитный участок может показать, насколько хорошо методы маршрутизации могут справляться с производительностью отдельных узлов/линий связи в отличие от сквозной производительности. Например, в когнитивных радиосетях данный тип методов маршрутизации можно применять со вторичными пользователями, так как они вынуждены направлять трафик через край сети, чтобы не создавать помех первичным пользователям. Это можно сделать, изменив данную метрику так, чтобы она вместо количества перегруженных узлов учитывала количество основных пользователей. Следовательно, из

расчета на транзитный участок это предполагает меньшее число основных пользователей и меньшую вероятность выбора узла связи, который создает помехи другим пользователям. Метод маршрутизации считается более совершенным, если он может вычислять производительность узла/линии связи. Рисунок 5(с) демонстрирует сравнительную характеристику данных методов, вычислив сокращение числа перегруженных узлов связи на транзитный участок (DNHR – Disturbed Node per Hop Reduction) в диапазоне передачи 6 км. Уравнение DNHR показано ниже [1]:

$$DNHR = \frac{(Mean A_{DNH} - Mean B_{DNH})}{Mean A_{DNH}} \times 100, \quad (10)$$

где  $A_{DNH}, B_{DNH} \in \{SP_d, SP_h, MIR, DR_{th}, DR^k\}, A_{DNH} \neq B_{DNH}$ .

Полученные результаты, представленные на рисунке 5(с), показывают, что в диапазоне передачи 6 км  $DR^k$  характеризуется средним значением снижения перегруженных узлов связи до отметки 20% на транзитный участок по сравнению с  $SH_h$ , где  $DR_{th}$  также получает среднее значение снижения до отметки 16,5%. Это указывает на то, что метод  $DR^k$  ориентирован в первую очередь на снижении помех и шумов в самом узле связи, нежели по ходу всего движения.

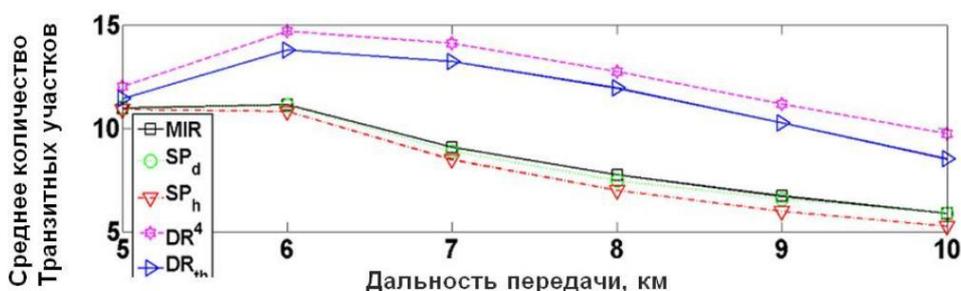


Рисунок 5(а) – Среднее количество транзитных участков и диапазон передачи

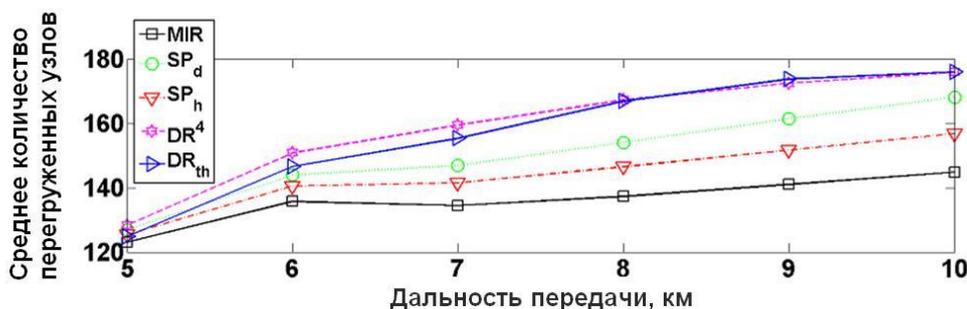


Рисунок 5(б) – Среднее количество перегруженных участков и диапазон передачи

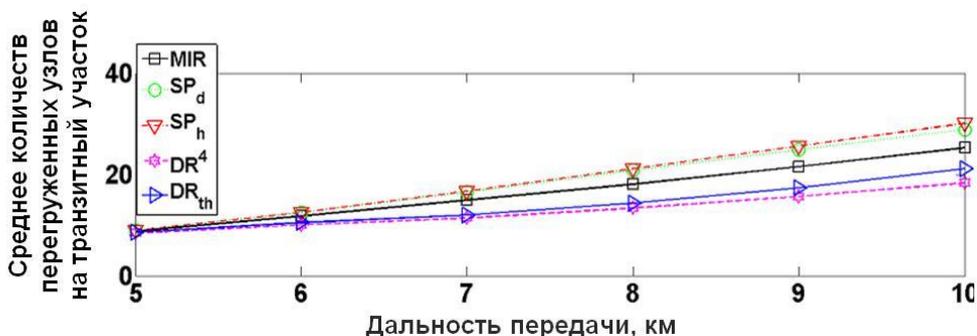


Рисунок 5(с) – Среднее количество перегруженных узлов на транзитный участок и диапазон передачи

Таким образом,  $DIR^k$  – более предпочтительный метод маршрутизации по параметру количества перегруженных узлов на транзитный участок, потому что он создан для выбора узлов связи релейной трансляции с минимально возможным количеством перегруженных узлов. Чем выше значение  $k$ , тем меньше количество перегруженных узлов связи на транзитный участок.  $DIR_{th}$  разделяет узлы связи на две группы, устанавливая корректное пороговое значение. Таким образом, он является более надежным, чем другие методы маршрутизации, упомянутые в данной статье. Более того, используя различные методы для определения порогового значения, данный метод может разделить узлы связи на большее количество групп, проводя дифференциацию по дополнительным сервисам.

## ВЫВОДЫ

В данной статье мы рассмотрели методы маршрутизации, позволяющие избежать перегруженных областей сети. Метод маршрутизации, основанный на данных о помехах/шумах ( $DIR$ ), принимает во внимание как внешние, так и внутренние помехи при выборе маршрута. Разновидности метода  $DIR$  ( $DIR^k$  и  $DIR_{th}$ ) могут настраивать вес линий связи, чтобы учитывать состояние отдельных узлов и сквозную перспективу.  $DIR^k$  может по-разному работать с помехами на одном и том же узле/линии связи, подгоняя вес узла/линии связи под пропускную способность  $k$ . Меняя значение  $k$ ,  $DIR^k$  может принять решение по выбору промежуточных узлов связи с наименьшими помехами в канале или в отдельно взятом узле из-за экспоненциального воздействия на вес линии/узла связи.  $DIR_{th}$  делит линии/узлы связи на две группы в соответствии с пороговым значением помех.

Однако в методе маршрутизации  $DIR$  существует много ограничений. Например, данный метод маршрутизации не может хорошо адаптироваться к изменениям окружающей среды, так как он учитывает только номер перегруженного узла связи, но не учитывает трафик, труднопроходимые узлы связи, распределение каналов и т.д. Кроме того,  $DIR$  выбирает маршруты, проходящие по узлам связи с меньшим количеством перегруженных узлов. Эта его особенность приводит к появлению ненужных транзитных участков, вызывающих дополнительную релейную нагрузку на всю сеть. Поэтому метод маршрутизации  $DIR$  следует применять в сетевых сценариях, где нагрузка трафика относительно низкая или есть необходимый радиочастотный спектр для удовлетворения потребности трафика. Таким образом, трафик сможет проходить по транзитным участкам без ограничения возможностей сети.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Lu Y., Grace D., Mitchell P.D., Pearce D.A.J. «Performance Evaluation Of Minimum Impact Routing for Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network». Presented at Wireless Personal Multimedia Communications Conference, Padova, Italy, 2004.
2. Bettstetter C. «On the Minimum Node Degree and Connectivity of a Wireless Multihop Network». Presented at Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing, Lausanne, Switzerland, 2002.
3. Михайлов Г.А., Войтишек А.В. Численное статистическое моделирование. Методы Монте-Карло. – М.: «Академия», 2006.
4. Liu Y., Grace D. «Improving Capacity for Wireless Ad Hoc Communications Using Cognitive Routing». Presented at CrownCom 2008. 3rd International Conference Singapore, 2008.
5. Маковеева М.М. Принципы построения и расчета цифровых радиорелейных систем. – М.: МТУСИ, 2000. – 167 с.

**Шпенст Вадим Анатольевич**

Национальный минерально-сырьевой университет «Горный», г. Санкт-Петербург

Доктор технических наук, профессор, проректор по развитию образовательной деятельности  
Тел.: 8 (812) 328-81-43  
E-mail: shpenst@spmi.ru

**Секретев Антон Николаевич**

Национальный минерально-сырьевой университет «Горный», г. Санкт-Петербург  
Аспирант  
Тел.: 8 911 937 43 86  
E-mail: SekretevAN@gmail.com

---

V.A. ShPENST (*Doctor of Engineering Science, Professor,  
Pro-rector for Development of Educational Activities*)

A.N. SEKRETEV (*Post-graduate Student  
National Mineral Resources University (University of  
Mines), St. Petersburg*)

**DEVELOPMENT OF A ROUTING METHOD FOR DECENTRALIZED WIRELESS NETWORKS  
WITH THE GOAL OF REDUCING CONGESTION  
ON MAJOR TRANSMISSION CHANNELS OF TRAFFIC**

*In the article methods for wireless decentralized networks routing are presented, allowing to consider the congested parts of the network and route traffic around. It is shown that when routing with the using of the proposed methods substantially reduces the number of overloaded sites in the network as a whole than using a routing method with minimal impact (MIR – Minimum Impact Routing) and the method by definition shortest route (SH – shortest hops).*

**Keywords:** *routing; capacity; traffic load; wireless ad hoc networks; overload parts of the network.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Lu Y., Grace D., Mitchell P.D., Pearce D.A.J. «Performance Evaluation Of Minimum Impact Routing for Multi-Hop Wireless Ad Hoc Network». Presented at Wireless Personal Multimedia Communications Conference, Padova, Italy, 2004.
2. Bettstetter C. «On the Minimum Node Degree and Connectivity of a Wireless Multihop Network». Presented at Proceedings of the 3rd ACM International Symposium on Mobile Ad Hoc Networking & Computing, Lausanne, Switzerland, 2002.
3. Mixajlov G.A., Vojtishek A.V. Chislennoe statisticheskoe modelirovanie. Metody' Monte-Karlo. – M.: «Akademiya», 2006.
4. Liu Y., Grace D. «Improving Capacity for Wireless Ad Hoc Communications Using Cognitive Routing». Presented at CrownCom 2008. 3rd International Conference Singapore, 2008.
5. Makoveeva M.M. Principy' postroeniya i raschyota cifrovyy'x radiorelejny'x sistem. – M.: MTUSI, 2000. – 167 s.

## ИНФОРМАЦИОННАЯ БЕЗОПАСНОСТЬ И ЗАЩИТА ИНФОРМАЦИИ

УДК 004.056.5

В.С. АТКИНА, А.Е. ВОРОБЬЁВ

**ПОДХОД К ОЦЕНКЕ РИСКОВ НАРУШЕНИЯ  
ИНФОРМАЦИОННОЙ БЕЗОПАСНОСТИ  
С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ ИЕРАРХИЧЕСКОГО ПОДХОДА  
К РАНЖИРОВАНИЮ РЕСУРСОВ ПРЕДПРИЯТИЯ**

Обоснована актуальность оценки рисков нарушения информационной безопасности на предприятии. Проанализирована типовая структура информационной системы предприятия, выделены субъекты и объекты информационного взаимодействия. Проанализированы и классифицированы основные ресурсы информационной системы предприятия, предложен подход к их ранжированию. Проанализирована статистика нарушений информационной безопасности на предприятии, выделены наиболее распространенные каналы утечки информации и ее виды. Предложена и формально описана процедура оценки риска нарушения информационной безопасности, построенная на основе иерархического подхода и ранжирования ресурсов предприятия.

**Ключевые слова:** информационная система; риск; угроза; ущерб; информационная безопасность; ресурсы.

**ВВЕДЕНИЕ**

В настоящее время деятельность любой организации или предприятия невозможно представить без использования ИС, которые играют значительную роль в жизненном цикле производства продукции или оказании услуг и выполнении бизнес-процессов. При этом на само предприятие и ее ресурсы на протяжении всего процесса функционирования постоянно оказывается внешнее и внутреннее влияние ряда дестабилизирующих факторов и угроз, которые в случае своей реализации могут привести к потере активов, а в худшем случае – к прекращению всей деятельности предприятия. Следовательно, практически для любого предприятия актуальной является проблема оценки рисков, позволяющей спрогнозировать возможные потери и выработать упреждающие действия и механизмы защиты, направленные на противодействие наиболее опасным угрозам. При этом в зависимости от стоимости активов предприятия, ее типа и требований нормативно-методической документации эта проблема может быть более или менее острой.

Как показывает анализ статистики утечек информации за 2012-2013 годы [1], почти половина всех утечек (41%) произошла на коммерческих предприятиях (рис. 1).

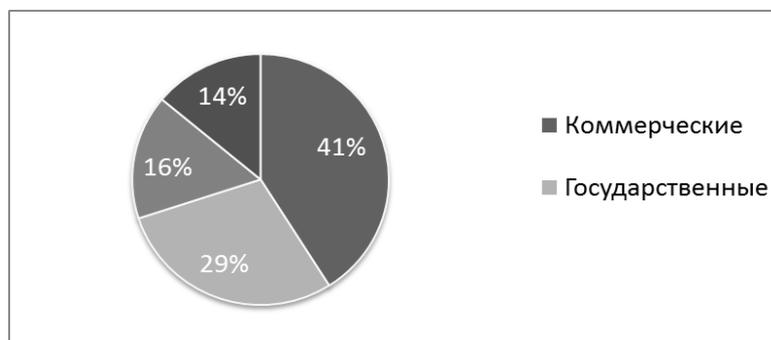


Рисунок 1 – Статистика утечек информации на предприятиях различного типа

Таким образом, для коммерческих организаций жизненно необходимо для полноценного функционирования проводить анализ рисков, чтобы оценить целесообразность мер по защите информации и их финансовую обоснованность. Таким образом, на первый план выходят те методики оценки рисков, которые могут охватить большинство ресурсов предприятия. Является актуальной задача разработки алгоритмов оценки рисков нарушения информационной безопасности, ценности и иерархии отношений ресурсов предприятия.

### **РАНЖИРОВАНИЕ РЕСУРСОВ ИНФОРМАЦИОННОЙ СИСТЕМЫ ПРЕДПРИЯТИЯ**

Информационная система (ИС) является основой для реализации бизнес-процессов предприятия. Она участвует в информационном обмене, хранит и обрабатывает гигабайты информации. Анализ [2-4] показывает, что структура типовой ИС включает в себя следующие элементы:

- объекты ИС;
- субъекты ИС.

К объектам относятся:

- технические средства;
- программные средства;
- информация.

Технические средства определяют физическую структуру ИС. К ним относятся:

- сервера;
- автоматизированные рабочие места пользователей;
- периферийные устройства;
- вспомогательные средства.

Технические средства в процессе работы управляются программными средствами и компонентами. Программные средства можно разделить на следующие группы:

- операционные системы серверов;
- операционные системы АРМ;
- прикладное и инструментальное ПО;
- системы управления базами данных (СУБД);
- клиентские приложения для работы с БД.

Программные и технические средства работают с различными видами информации. Учитывая [4-7], в ИС предприятия можно выделить следующие категории информации:

1) Секретная:

1.1) Информация, содержащая сведения, составляющие государственную тайну согласно закону РФ от 21 июля 1993 г. N 5485-1 «О государственной тайне»;

1.2) Финансовая информация о деятельности компании, разглашение которой приведет к непоправимому материальному ущербу организации;

1.3) Особо важная техническая информация.

2) Конфиденциальная:

2.1) Информация, составляющая коммерческую тайну в соответствии с Федеральным законом Российской Федерации от 29 июля 2004 г. N 98-ФЗ «О коммерческой тайне»;

2.2) Информация, содержащая персональные данные клиентов и сотрудников, согласно Федеральному закону Российской Федерации от 27 июля 2006 г. N 152-ФЗ «О персональных данных»;

3) Для служебного пользования:

3.1) Информация, составляющая служебную тайну.

4) Общедоступная:

4.1) Информация, которая находится в средствах массовой информации.

Все объекты ИС используются и управляются субъектами в процессе их профессиональной деятельности. Среди субъектов информационных отношений можно выделить следующие наиболее распространенные группы:

- руководство отделов, руководство подразделений;
- IT-специалисты;
- администраторы безопасности;
- управляющие, менеджеры;
- персонал.

Все субъекты и объекты в ИС предприятия иерархически связаны, объект одного уровня иерархии может включать в себя объект другого уровня иерархии, хранить, обрабатывать и передавать его в процессе функционирования ИС. Таким образом, можно сделать вывод о том, что каждый из объектов ИС тесно взаимодействует с другими объектами и оказывает на них непосредственное влияние (рис. 2). Формально данную связь можно представить в виде матрицы бинарных отношений  $N = |N_{ij}|$ , где каждый элемент описывается следующим образом:

$$N_{i,j} = \begin{cases} 0, & \text{если } i \text{ и } j \text{ ресурсы находятся в отношении} \\ 1, & \text{если } i \text{ и } j \text{ ресурсы находятся в отношении} \end{cases} \quad (1)$$

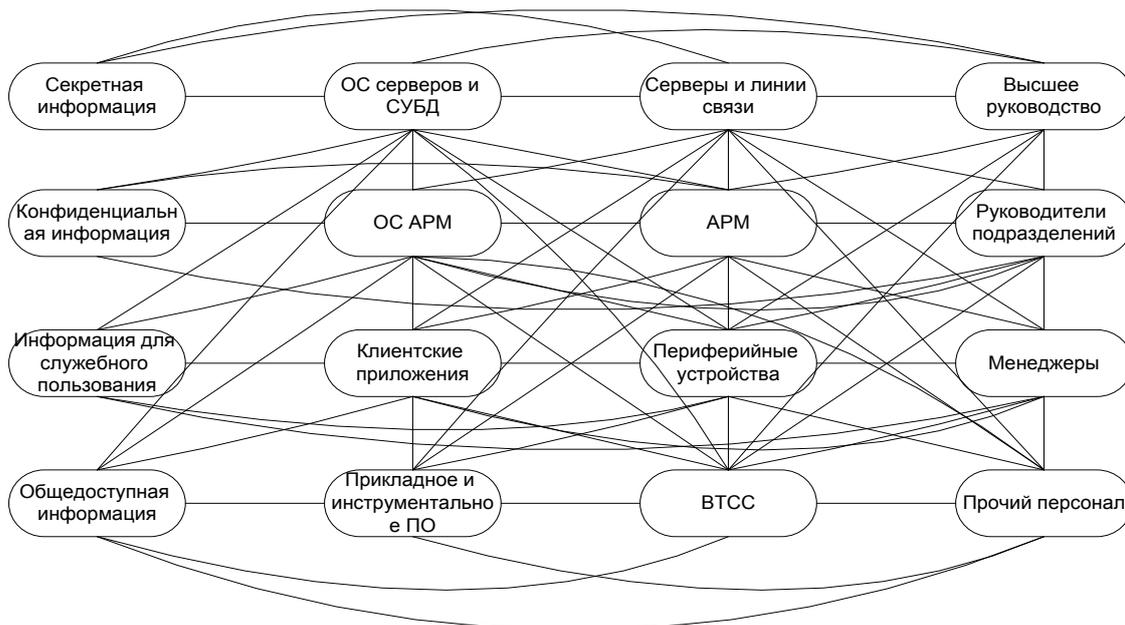


Рисунок 2 – Граф связи между ресурсами ИС предприятия

Выход из строя или нарушение безопасности одного из объектов может привести к нарушению безопасности или отказу других связанных с ним объектов. При этом степень влияния объекта на другие объекты и на систему в целом будет зависеть от степени его критичности – чем выше критичность, тем больше влияние и риск потери контроля над этим объектом.

## УГРОЗЫ БЕЗОПАСНОСТИ ИНФОРМАЦИИ И РЕСУРСОВ НА ПРЕДПРИЯТИИ

Анализ данных статистики по утечкам информации на предприятиях за 2012-2013 годы, опубликованных информационно-аналитическим центром InfoWatch, показывает, что:

1. Наиболее распространенными каналами утечки информации являются персональные компьютеры, ноутбуки и смартфоны пользователей – на их долю приходится более 24%, бумажные документы – 22%, носители резервных копий – 8% (рис. 3).

2. Наиболее часто утечке подвергаются персональные данные и коммерческая тайна, на долю которых приходится 89,4% и 6% соответственно.

3. Большинство из угроз нарушения информационной безопасности на предприятии – 46% – носит умышленный характер.

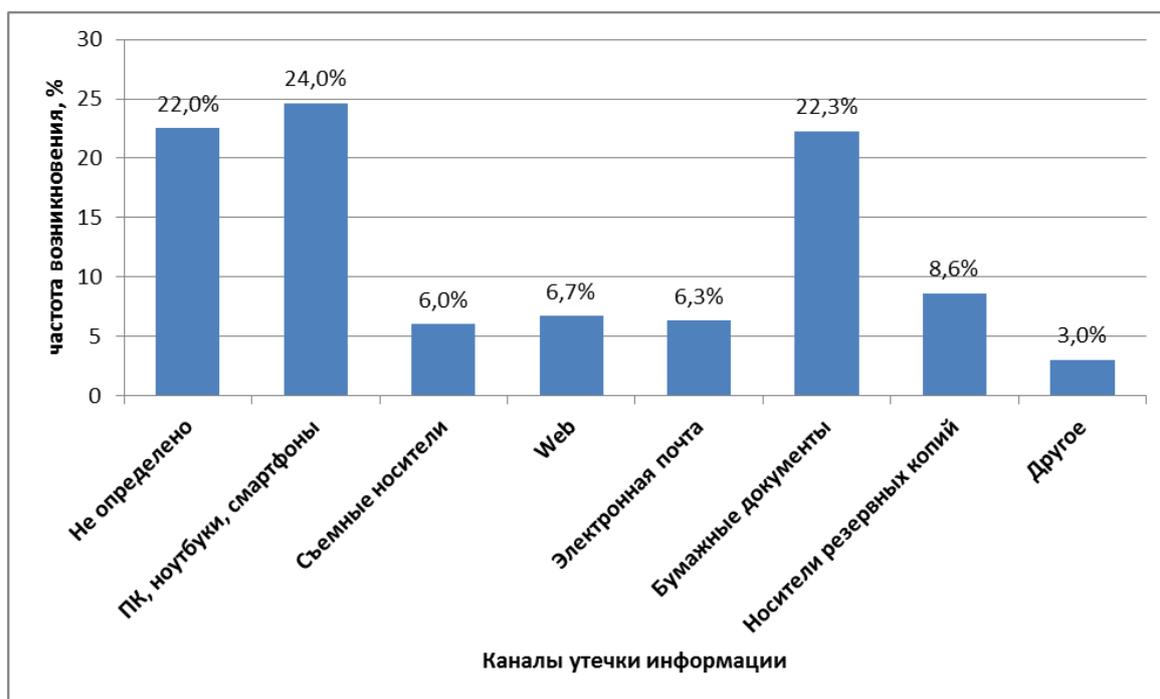


Рисунок 3 – Статистика распространенности каналов утечки информации по данным за 2012-2013 годы

## ФОРМАЛИЗАЦИЯ ПРОЦЕДУРЫ ОЦЕНКИ РИСКОВ НА ОСНОВЕ ИЕРАРХИЧЕСКОГО ПОДХОДА

Для оценки критичности каждого объекта с целью дальнейшего ранжирования авторами предлагается использовать четыре категории критичности, описываемые следующим множеством базовых значений  $KRITcategory = \{ \langle \text{категория 1} \rangle, \langle \text{категория 2} \rangle, \langle \text{категория 3} \rangle, \langle \text{категория 4} \rangle \} = \{ krit_1, krit_2, krit_3, krit_4 \}$ . Для получения категории критичности для каждого вида ресурсов необходимо провести его критериальную оценку по обобщенному показателю важности и проранжировать полученные значения.

Показатель важности каждого ресурса рассчитывается по формуле (2).

$$Pimp_i^{TR} = \sum_{j=1}^m CP_j, \quad (2)$$

где  $Pimp_i^{TR}$  – обобщенный показатель важности  $i$  ресурса типа TR; TR – тип ресурса предприятия: программное обеспечение, технические средства, информация, субъект;  $CP_j$  –

частный показатель оценки, определяется экспертно по пятибальной количественной шкале оценки  $CP_j \in [1,5]$ ;  $m$  – количество частных показателей.

Затем полученные оценки каждого  $i$  ресурса ранжируются по возрастанию и им присваивается категория критичности в соответствии с правилом, описанным формулой 3.

$$KRITcategory_i = \begin{cases} krit_1, \text{ если } Pipm_i^{TR} \geq 15 \\ krit_2, \text{ если } 15 > Pipm_i^{TR} \geq 10 \\ krit_3, \text{ если } 10 > Pipm_i^{TR} \geq 5 \\ krit_4, \text{ если } Pipm_i^{TR} < 5 \end{cases} \quad (3)$$

Таким образом, с учетом формул (1-3) общий риск нарушения информационной безопасности с учетом иерархического подхода вычисляется по формуле 4.

$$Risk = \prod_{i=1}^{level} \sum_{i=1}^n (KRITcategory_i \sum_{j=1}^n N_{ij}), \quad (4)$$

где  $level$  – количество уровней иерархии, на которые разбивается ИС и ресурсы предприятия;  $n$  – число ресурсов на каждом  $l$ -м уровне;  $N_{ij}$  – количество связанных ресурсов (объектов и субъектов ИС) на каждом  $l$ -м уровне иерархии.

В работе авторами предлагается при построении иерархии ресурсов ИС предприятия использовать 4 уровня. Описание соответствия между уровнями иерархии и ресурсами предприятия представлено в таблице 1.

Таблица 1 – Связь между уровнями иерархии и видами ресурсов предприятия

	Информация	Программные средства	Технические средства	Субъекты
1-й уровень	Секретная	Операционные системы серверов, СУБД	Серверы и линии связи	Высшее руководство
2-й уровень	Конфиденциальная	Операционные системы АРМ	АРМ	Руководители отделов/подразделений, специалисты по безопасности
3-й уровень	Для служебного пользования (ДСП)	Клиентские приложения	Периферийные устройства	Менеджеры, IT-специалисты
4-й уровень	Общедоступная	Прикладное и инструментальное ПО	Вспомогательные технические средства	Прочий персонал

## ВЫВОДЫ

Предложенный подход к оценке рисков на основе иерархического подхода был автоматизирован и представлен в виде программного комплекса. Практическая значимость программного комплекса заключается в том, что он может использоваться при проведении внутреннего аудита информационной безопасности на предприятии в качестве системы поддержки принятия решений.

## СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Глобальное исследование утечек конфиденциальной информации в I полугодии 2013 года // Аналитический Центр InfoWatch [Электронный ресурс]. – URL: [www.infowatch.ru/analytics](http://www.infowatch.ru/analytics) (дата обращения 24.01.2014).

2. Жаринова С.С., Бабенко А.А. Оптимизация инвестиций в информационную безопасность предприятия // Информационные системы и технологии, 2014. – № 3(83). – С. 114-123.
3. Аткина В.С. Применение карты рисков для оценки деструктивного воздействия существенной среды на информационную систему // Безопасность информационных технологий, 2013. – № 4. – С. 23-26.
4. Кутузов Д.В., Белозеров В.Н., Ларченко Р.О. Методы оценки рисков, связанных с нарушением информационной безопасности предприятия // Прикаспийский журнал: управление и высокие технологии, 2010. – № 1(9). – С. 55-61.
5. Федеральный закон №149-ФЗ «Об информации, информационных технологиях и защите информации» от 27 июля 2006 года.
6. ГОСТ Р 53114-2008 Защита информации. Обеспечение информационной безопасности в организации. Основные термины и определения// StandartGOST.ru – открытая база ГОСТов. [Электронный ресурс]. – URL: <http://standartgost.ru/%D0%93%D0%9E%D0%A1%D0%A2%20%D0%A0%2053114-2008> (дата обращения 04.06.2014).
7. ГОСТ Р ИСО/МЭК 13335-1-2006 Информационная технология. Методы и средства обеспечения безопасности. Часть 1. Концепция и модели менеджмента безопасности информационных и телекоммуникационных технологий // ГОСТ эксперт [Электронный ресурс]. – URL: <http://gostexpert.ru/gost/gost-13335-1-2006> (дата обращения 04.06.2014).

**Аткина Владлена Сергеевна**

Волгоградский государственный университет, г. Волгоград  
Кандидат технических наук, старший преподаватель кафедры информационной безопасности  
E-mail: atkina.vladlena@yandex.ru

**Воробьев Александр Евгеньевич**

Волгоградский государственный университет, г. Волгоград  
Студент

---

V.S. ATKINA (*Candidate of Engineering Science, Senior Teacher of the Department of Information Security*)

A.E. VOROB'YOV (*Student*)  
*Volgograd State University, Volgograd*

**APPROACH TO INFORMATION SECURITY RISK ASSESSMENT BASED  
ON A HIERARCHICAL APPROACH TO ENTERPRISE RESOURCE RANKING**

*The urgency of the risk assessment of information security violations at the plant. The typical structure of the enterprise information system is analyzed. Subjects and objects of information interaction were identified. The main resources of enterprise information system, an approach to their ranking are analyzed and classified. Statistics of violations of information security in the enterprise are analyzed, the most common channels of information leakage and its types are highlighted. Procedure information security risk assessment was proposed and formally described. Procedure is based on the approach that built on the construction of a tree hierarchy and ranking of enterprise resources.*

**Keywords:** *information system; risk; threat; damage; information security; resources.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Global'noe issledovanie utechek konfidencial'noj informacii v I polugodii 2013 goda // Analiticheskij Centr InfoWatch [E'lektronny'j resurs]. – URL: [www.infowatch.ru/analytics](http://www.infowatch.ru/analytics) (data obrashheniya 24.01.2014).

2. Zharinova S.S., Babenko A.A. Optimizaciya investicij v informacionnuyu bezopasnost' predpriyatiya // *Informacionny'e sistemy' i tehnologii*, 2014. – № 3(83). – S. 114-123.
3. Atkina V.S. Primenenie karty' riskov dlya ocenki destruktivnogo vozdejstviya sushhestvennoj sredy' na informacionnuyu sistemu // *Bezopasnost' informacionny'x tehnologij*, 2013. – № 4. – S. 23-26.
4. Kutuzov D.V., Belozarov V.N., Larchenko R.O. Metody' ocenki riskov, svyazanny'x s narusheniem informacionnoj bezopasnosti predpriyatiya» // *Prikaspijskij zhurnal: upravlenie i vy'sokie tehnologii*, 2010. – № 1(9). – S. 55-61.
5. Federal'ny'j zakon №149-FZ «Ob informacii, informacionny'x tehnologiyax i zashhite informacii» ot 27 iyulya 2006 goda.
6. GOST R 53114-2008 Zashhita informacii. Obespechenie informacionnoj bezopasnosti v organizacii. Osnovny'e terminy' i opredeleniya// StandartGOST.ru – otkry'taya baza GOSTov. [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://standartgost.ru/%D0%93%D0%9E%D0%A1%D0%A2%20%D0%A0%2053114-2008> (data obrashheniya 04.06.2014).
7. GOST R ISO/ME'K 13335-1-2006 Informacionnaya tehnologiya. Metody' i sredstva obespecheniya bezopasnosti. Chast' 1. Konceptiya i modeli menedzhmenta bezopasnosti informacionny'x i telekommunikacionny'x tehnologij // GOST e'kspert [E'lektronny'j resurs]. – URL: <http://gostexpert.ru/gost/gost-13335-1-2006> (data obrashheniya 04.06.2014).

УДК 338.2

Е.А. ЖИДКО

## НАУЧНО-ОБОСНОВАННЫЙ ПОДХОД К КЛАССИФИКАЦИИ УГРОЗ ИНФОРМАЦИОННОЙ БЕЗОПАСНОСТИ

*Рассматривается возможность формирования классификатора угроз нарушения информационной безопасности объектов защиты, заданных отечественной доктриной. За основу приняты известные виды и способы ведения информационной войны, их сущность и отношения между ними. Цель такой классификации – обеспечение реализации логико-вероятностно-информационного подхода при разработке универсального алгоритма оптимизации адекватной реакцией с негативными последствиями для личности, общества, государства.*

**Ключевые слова:** *информационная война; идеологическая война; информационно-психологическая война; хищение информации; разрушение информации; модификация информации; адекватная реакция; классификатор.*

На современном этапе государственная политика национальной безопасности Российской Федерации строится в интересах ее безопасного и устойчивого (антикризисного) развития [2]. Проблема состоит в том, что его необходимо обеспечить в условиях информационной войны между странами, их интеграционными блоками и хозяйствующими субъектами, договаривающимися о коллективной безопасности и взаимовыгодном сотрудничестве. Противоречие выражается в том, что каждая из сторон отдает приоритеты собственным интересам, стремится превзойти остальных в конкурентоспособности на политической арене, в социально-эколого-экономической и информационной сферах деятельности. В результате происходит острая борьба между сторонниками однополярного (например, США) и многополярного мира (например, интеграционные блоки стран с участием РФ). Она находит свое отражение в видах, способах и средствах ведения информационной войны между ними и противодействия ей.

В этих условиях, согласно доктрине [1], информационная безопасность (ИБ) России рассматривается как один из главных аргументов ее национальной безопасности. В ней отмечаются основные недостатки современного состояния противодействия развязыванию информационной войны, которыми являются:

- противоречивость и неразвитость правового регулирования общественных отношений в информационной сфере;
- отставание отечественных информационных технологий.

В интересах их устранения будем исходить из следующих положений доктрины. Под ИБ Российской Федерации понимается состояние защищенности ее национальных интересов в информационной сфере, определяющихся совокупностью сбалансированных интересов личности, общества и государств (ЛОГ). Под сбалансированностью интересов понимается такое соотношение их информированности о результатах принимаемых решений и политик, проводимых в различных сферах деятельности, которое гарантирует формирование гражданского общества в России, ее безопасное и устойчивое (антикризисное) развитие в реально складывающейся и прогнозируемой обстановке XXI века. По определению гражданское общество формируется тогда, когда до 80% населения страны находятся на разумно достаточном уровне, качестве и безопасности жизни.

С этих позиций устранение названных выше недостатков необходимо осуществить [3] с позиций ER-концепции (сущность, отношения, атрибутика), логико-вероятностно-

информационного подхода, информационной и интеллектуальной поддержки управления циклами ИБ приоритетных объектов защиты по ситуации и результатам в статике и динамике условий XXI века. На этой основе требуется разработать научно-методическое обеспечение программы исследований ИБ объекта, базирующейся [1, 6] на едином алгоритме и единой шкале оценки состояния защищенности от угроз нарушения его ИБ с критическими и/или неприемлемыми последствиями для ЛОГ. По результатам таких исследований должны приниматься адекватные решения по противодействию информационной войне на основе предупреждения причин ее возникновения и ведения, ликвидации негативных последствий, создания конкурентных преимуществ в обеспечении ИБ объекта защиты (ОЗ) с целью его устойчивого развития в условиях XXI века.

В интересах создания единого алгоритма таких исследований следует построить классификатор угроз развязывания информационной войны между договаривающимися сторонами по следующим основаниям:

- виды информационных войн по их целевому и функциональному назначению;
- способы и средства их ведения по цели, месту времени, диапазону условий и полю проблемных ситуаций.

Анализ действующих нормативно-правовых документов по проблеме ИБ [1, 7-9] показал, что:

- на современном этапе различают идеологические, информационно-психологические и кибернетические войны;
- основными способами их ведения являются хищение, разрушение и модификация информации, необходимой и достаточной для адекватной реакции на угрозы нарушения ИБ объекта защиты с негативными последствиями.

Следуя ER-концепции, приведем сущность различных видов информационных войн согласно действующим нормативно-правовым и другим документам [1, 3-9].

Идеологическая война предназначена для деструктивного воздействия на ЛОГ. С этой целью преднамеренно или непреднамеренно на них осуществляется информационное воздействие, противоречащее нравственным и этическим нормам. Оно носит негласный (т.е. нечувствительный, неосознанный) характер и проявляется:

- в нарушении прав и свобод человека и гражданина в области создания, потребления и распространения информации, пользования информационной инфраструктурой и ресурсами;
- во внедрении в общественное сознание антисоциальных ценностных установок, ориентаций, определенной социальной программы.

В этих условиях недостаточно защитить ЛОГ от вредоносного информационного воздействия. Необходимо еще и задать определенные нравственные ориентиры, систему ценностей, сформировать национальную идею, иначе защита теряет смысл. Согласно смыслу ст. 13 Конституции РФ, комплекс внедрения идеологии должен состоять только из одних диспозитивных норм. Принципы обеспечения идеологической безопасности делятся на общие, особые и специальные.

Общие принципы перечислены в Законе РФ «О безопасности». Это законность, соблюдение баланса жизненно важных интересов ЛОГ, их взаимная ответственность по обеспечению безопасности и интеграция с международными системами безопасности.

Особые принципы:

- плюрализм мнений, гласность, многопартийность и многоукладность хозяйства;
- приоритет стратегических (долгосрочных) рациональных целей экономического и духовного развития общества, диспозитивного регулирования;

– сочетание идеологического стимулирования экономики и экономического стимулирования идеологии.

Специальные принципы делятся на две группы:

– защитные функции. Это закрепление императивных норм только в федеральном законе, а их применение – только судом;

– идеологическое влияние государства, построение его инфраструктуры и структуры властно-распорядительных отношений.

Согласно Государственной информационной политике (ГИП) Российской Федерации [1, 7], информационно-психологическая война с позиций системно-функциональной гипотезы рассматривается как часть системы политического регулирования (механизмы и санкции), инструмент информационной политики. Основная функция ГИП – защита общества от негативного информационно-психологического воздействия адекватно принятой концепции. Установлены признаки, социальные функции (деструктивные и регулирующие), научные подходы к исследованию, в том числе конфликтологическая гипотеза, адекватные ей цели и задачи разрешения противоречий в интересах агрессора и жертвы по поводу власти и управления. Раскрыты новые существенные черты ГИП тенденции и закономерности ее реализации в условиях информационно-психологической войны. Приведена концепция противодействия информационно-психологической войне и управления ею (формы, принципы и направления реализации).

Сущность кибернетических войн хорошо известна [9]. Ее рассмотрение не входит в рамки данной статьи.

На современном этапе в качестве основных способов ведения информационной войны любого вида рассматриваются хищение, разрушение и модификация информационных потоков [4], которые хранятся в банках и автоматизированных базах данных [11], циркулируют в открытых и закрытых каналах связи во внешней и внутренней среде приоритетных объектов защиты. Примем их в качестве родовых. Учитывая, что одни и те же способы могут реализовываться различными средствами, рассмотрим возможность их классификации в контексте «способы – средства» с позиций ER-концепции. Приведем основные существенные черты названных способов [10].

Хищения направлены на нарушение полноты информации, необходимой и достаточной для адекватной реакции на угрозы защищенности объекта от последствий информационной войны в статике и динамике условий XXI века. Требуется время и ресурсы для распознавания ситуации, оценки приемлемости последствий от реализации таких угроз, восстановления недостающих данных и принятия решений на адекватную реакцию по сохранению требуемого уровня защищенности в реально складывающейся и прогнозируемой обстановке. При ограниченном ресурсе возникает проблема его распределения и перераспределения на эффективное решение задач ОЗ по целевому назначению и обеспечению требуемого уровня его ИБ по ситуации и результатам.

Разрушению подлежат причинно-следственные связи между охраняемыми сведениями об объекте защиты и их демаскирующими признаками. В этом случае фактически снижается качество информации (т.е. ее полнота, достоверность, точность и полезность, своевременность получения), необходимой и достаточной для адекватной реакции на угрозы нарушения ИБ объекта. Это неизбежно влечет за собой промахи и ошибки, такие, как упущенная выгода или причиненный ущерб. Выход из такой ситуации аналогичен предыдущему с той лишь разницей, что в интересах адекватной реакции на такие угрозы внимание акцентируется на способах и средствах повышения достоверности, точности и полезности получаемой информации. В этом случае организация комплекса мер по противодействию угрозам разрушения информации неизбежно связано с распознаванием

ситуации, диагностикой состояния защищенности объекта и его экспертизой на соответствие требуемому, принятием решений на адекватную реакцию при ограниченном ресурсе, допустимом уровне информационного риска и приемлемости его последствий по ситуации и результатам.

Модификация информации, как правило, направлена на дезинформацию лиц, принимающих решения (ЛПР), в интересах рефлексивного управления их действиями в нужном для злоумышленника направлении. Угрозы таких нарушений носят интегральный характер, т.е. они воздействуют и на своевременность получения ЛПР необходимой информации и на ее качество. Очевидно, что противодействие таким угрозам может базироваться как на комплексировании способов и средств, предложенных выше, так и на применении специфичных мер по повышению информационной защищенности объекта.

В результате представляется возможным построить универсальный классификатор угроз нарушения ИБ объекта защиты в форме матрицы по основаниям: виды информационных войн, способы и средства их ведения требуемого целевого и функционального назначения. В элементах матрицы приводятся количественные и качественные характеристики области определения таких способов и средств в логико-вероятностно-информационном контексте «имя состояния устойчивости развития объекта – уровень его защищенности от угроз нарушения ИБ». Подведение итогов по строкам и столбцам матрицы позволяют:

- выявить универсальные способы, средства и системы ведения различных видов информационной войны, интегральную область определения их характеристик;
- определить состав специальных способов и средств (их комплексов) защиты информации, область определения их специфичных характеристик;
- сформировать альтернативные варианты комплексов и систем противодействия информационной войне, построить их приоритетные ряды с комментариями об их эффективности по ситуации и результатам в статике и динамике условий XXI века.

С этой целью и следует применить логико-вероятностно-информационный подход, сущность которого в нашем случае состоит в следующем. Проблема обеспечения ИБ объекта защиты заключается в том, что в интересах достижения интегральной цели объекта (т.е. устойчивости его развития) в условиях информационной войны необходимо обеспечить его защищенность от угроз нарушения ИБ в контексте: безопасное и устойчивое развитие как функция его информационного обеспечения, аргументом которого является ИБ объекта защиты в условиях информационного конфликта между договаривающимися сторонами, т.е. БУР(ИО(ИБ(ИК) [7].

Главный критерий разрешения проблемы

1. На этапе анализа степени опасности угроз:

- необходимо обеспечить состояние (требуемое имя) ::= (т.е. по определению есть его количественно-качественные характеристики ) по форме: область определения,  $\Omega_{ГЦ}^{(H)}$ , вероятности достижения генеральной цели объекта  $P_{ГЦ}^{(H)}$ , аргументом которой является область определения необходимой и достаточной меры исходной информации,  $M(I_{ГЦ}^{(H)})$ :

$$\text{Имя состояния} ::= P_{ГЦ}^{(H)} ( M(I_{ГЦ}^{(H)}) \in \Omega_{ГЦ}^{(H)} ); \quad (1)$$

- «И» потенциально возможно при накопленной в мире базе знаний и ресурсов по проблеме:

$$\text{Имя состояния} =: P_{ГЦ}^{(ПВ)} ( M(I_{ГЦ}^{(ПВ)}) \in \Omega_{ГЦ}^{(ПВ)} ); \quad (2)$$

– «И» реально достижимо при имеющейся у объекта базе знаний и ресурса по проблеме ::= функция принадлежности способов и средств достижения цели  $\mu_{ГЦ}^{(РД)}$  к функции их полезности в рассматриваемых контексте и аспектах:

$$\text{Имя состояния} ::= \mu_{ГЦ}^{(РД)} \in P_{ГЦ}^{(РД)}(M(I_{ГЦ}^{(РД)})) \in \Omega_{ГЦ}^{(РД)}. \quad (3)$$

2. На этапе синтеза адекватной реакции на угрозы:

– экспертиза (1-3) на соответствие требуемым нормам ::= диспропорции с допустимыми, критическими И/ИЛИ неприемлемыми последствиями как движущими силами дальнейшего совершенствования и развития нормативно-правовых документов по проблеме образования, науки, техники и технологий обеспечения ИБ ОЗ, создания конкурентных преимуществ и наращивания ресурса по проблеме;

– ветвление (1-3) по основаниям: частные цели, место, время, диапазон условий, поле проблемных ситуаций; природа и масштабы объекта; сложность структуры его внешних и внутренних связей; детерминированность и цикличность процессов роста, развития и защиты объектов от угроз нарушения ИБ, информационная обеспеченность БУР(ИО(ИБ(ИК)));

– фильтрация ветвей, близких к оптимальным, адаптивных к изменениям ситуации и результатов в реально складывающейся и прогнозируемой геополитической, др. обстановке XXI века;

– построение приоритетного ряда способов и средств достижения интегральной и частных целей ОЗ, комментарии к ним.

Наличие классификатора угроз нарушения ИБ объекта позволяет построить адекватный ему классификатор информационных рисков и их последствий, как показано в таблице 1.

Таблица 1 – Классификатор информационных рисков и их последствий

Виды рисков	Имя их пределов и содержание последствий			Итог
	Допустимый	Критический	Неприемлемый	
<b>Теоретический</b>	Устанавливает потенциальные возможности (П) обеспечения необходимого (Н)	Соответствует границам смены состояний ОЗ, его системы информационной безопасности (СИБ)	Несет потенциальные угрозы БУР(ИО(ИБ(ИК)ОЗ, его СИБ	Соответствие необходимого и потенциально-возможного (Н-П)
<b>Эффективный</b>	Устанавливает реальные возможности (Р) обеспечения Н с учетом влияния человеческого, природного и др. факторов (Н-Р)	Соответствует возможностям появления нестандартных и чрезвычайных ситуаций, форс мажорных обстоятельств	Несет угрозы предкризисных ситуаций, банкротства, кризиса и ликвидации объекта	Соответствие необходимого и реально достижимого по ситуации (Н-Р)
<b>Эвентологический</b>	Устанавливает диспропорции между необходимым и реально возможным по ситуации	Соответствует появлению нечетких границ смены состояний объекта	Появляется поле проблемных ситуаций (ППС) во внешней и внутренней среде ОЗ, его СИБ	Устанавливаются <b>требования</b> по предупреждению ППС, ликвидации их негативных последствий
	Устанавливаются	Формируются	Применяется	Возникает задача

<b>Итог</b>	диспропорции: (Н-П); (П-Р);(Н-Р)	обучающие выборки для задания градаций возможных состояний объекта	базисная нечеткая логика по Колмогорову для выявления ППС	оптимизации проектного управления БУР(ИО(ИБ(ИК) ОЗ, его СИБ
-------------	--	--	--	---

Наличие таких данных позволяет сформировать классификаторы в контексте «состояние устойчивости развития объекта как функция его ИБ» адекватной рассматриваемому виду информационной войны и способу ее видению, т.е. по ситуации (рис. 1, 2).

Параметры предприятия, его СИБ	Характеристики ситуации по					Область их определения, $\Omega_Z$
	цели	месту	времени	условиям	проблемам	
Природа, А:	$a_1$	$a_2$	...	...	$a_5$	$\Omega_A$
Масштаб, В:	$b_1$	$b_2$	...	...	$b_5$	$\Omega_B$
Структура Связей, С:	$c_1$	$c_2$	...	...	$c_5$	$\Omega_C$
Детерминированность, D:	$d_1$	$d_2$	...	...	$d_5$	$\Omega_D$
Цикличность, E:	$e_1$	$e_2$	...	...	$e_5$	$\Omega_E$
Информационная обеспеченность, F:	$f_1$	$f_2$	...	...	$f_5$	$\Omega_F$
Область их определения, $\Omega_V$	$\Omega_{V1}$	$\Omega_{V2}$	...	...	$\Omega_{V5}$	$\Omega_{VZ}$

Рисунок 1 – Основания для построения классификатора возможных состояний ОЗ, его СИБ

Параметры ситуации	Характеристики объекта, его СИБ					Область их определения, $\Omega_Z$
	Природа	Масштаб	...	...	Информационная обеспеченность	
ППС, А:	$a_1$	$a_2$	...	...	$a_5$	$\Omega_A$
ДС, В:	$b_1$	$b_2$	...	...	$b_5$	$\Omega_B$
ГЦ, С:	$c_1$	$c_2$	...	...	$c_5$	$\Omega_C$
Законы, D:	$d_1$	$d_2$	...	...	$d_5$	$\Omega_D$
Закономерности, E:	$e_1$	$e_2$	...	...	$e_5$	$\Omega_E$
Проблемы, F:	$f_1$	$f_2$	...	...	$f_5$	$\Omega_F$
Область их определения, $\Omega_V$	$\Omega_{V1}$	$\Omega_{V2}$	...	...	$\Omega_{V5}$	$\Omega_{VZ}$

Рисунок 2 – Основания для построения классификатора возможных ситуаций

### СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Доктрина информационной безопасности Российской Федерации.
2. Жидко Е.А. Интегрированный менеджмент XXI века: парадигма безопасного и устойчивого (антикризисного) развития: монография / С.В. Барковская, Е.А. Жидко, В.И. Морозов, Л.Г. Попова; Воронеж. гос. арх-строит. ун-т. – Воронеж, 2011. – 168 с.

3. Жидко Е.А. Интегрированный менеджмент XXI века: проектное управление устойчивостью развития: учебное пособие / С.В. Барковская, Е.А. Жидко, В.И. Морозов, Л.Г. Попова; Воронеж. гос. арх-строит. ун-т. – Воронеж, 2011. – 168 с.
4. Жидко Е.А., Попова Л.Г. Информационная безопасность: концепция, принципы, методология исследования: монография / Е.А. Жидко, Л.Г. Попова; Воронеж. гос. арх-строит. ун-т. – Воронеж, 2013. – 175 с.
5. Жидко Е.А., Попова Л.Г. Информационная безопасность: концепция, принципы, методология исследования: монография / Е.А. Жидко, Л.Г. Попова; Воронеж. гос. арх-строит. ун-т. – Воронеж, 2013. – 175 с.
6. Жидко Е.А., Попова Л.Г. Формализация программы исследований информационной безопасности компании на основе инноваций // Информация и безопасность, 2012. – Т. 15. – № 4. – С. 471-478.
7. Информационно-психологическая война: научные подходы, социальные функции, гипотезы, цели и задачи (Яндекс).
8. Информационно-идеологическая безопасность (Яндекс).
9. Ляпин П.И. Киберпреступность. Information Security // Информационная безопасность, 2013. – № 5.
10. Майоров С.И. Информационный бизнес: коммерческое распространение и маркетинг. – М.: Финансы и статистика, 1993. – 128 с.
11. Паспорт специальностей научных работников 05.13.19. Методы и системы защиты информации, информационная безопасность.

**Жидко Елена Александровна**

ФГБОУ ВПО «Воронежский государственный архитектурно-строительный университет», г. Воронеж  
Кандидат технических наук, доцент, профессор кафедры пожарной и промышленной безопасности  
Тел.: 8 (4732) 71-30-00  
E-mail: lenag66@mail.ru

---

E.A. ZhIDKO (*Candidate of Engineering Science, Associate Professor,  
Professor of the Department of Fire and Industrial Safety*)  
*Voronezh State University of Architecture and Civil Engineering Russia,  
Voronezh*

**EVIDENCE-BASED APPROACH TO THE CLASSIFICATION  
OF THREATS INFORMATION SECURITY**

*The possibility of forming the classifier of information security of objects protection threats, which are determined by the domestic doctrine, is given. The priority was given to the known forms and methods of information war, their essence and the relationships between them. The purpose of this classification is to ensure the implementation of logical-probabilistic information approach to the elaboration of a universal algorithm of optimization of adequate reaction to negative consequences for the individual, society, state.*

**Keywords:** *informational warfare; ideological warfare; information warfare; psychological warfare; theft of information; destruction of information; modification of information; adequate response; the classifier.*

**BIBLIOGRAPHY (TRANSLITERATED)**

1. Doktrina informacionnoj bezopasnosti Rossijskoj Federacii.
2. Zhidko E.A. Integrirovanny'j menedzhment XXI veka: paradigma bezopasnogo i ustojchivogo (antikrizisnogo) razvitiya: monografiya / S.V. Barkovskaya, E.A. Zhidko, V.I. Morozov, L.G. Popova; Voronezh. gos. arx-stroit. un-t. – Voronezh, 2011. – 168 s.
3. Zhidko E.A. Integrirovanny'j menedzhment XXI veka: proektnoe upravlenie ustojchivost'yu razvitiya: uchebnoe posobie / S.V. Barkovskaya, E.A. Zhidko, V.I. Morozov, L.G. Popova; Voronezh. gos. arx-stroit. un-t. – Voronezh, 2011. – 168 s.

4. Zhidko E.A., Popova L.G. Informacionnaya bezopasnost': koncepciya, principy', metodologiya issledovaniya: monografiya / E.A. Zhidko, L.G. Popova; Voronezh. gos. arx.-stroit. un-t. – Voronezh, 2013. – 175 s.
5. Zhidko E.A., Popova L.G. Informacionnaya bezopasnost': koncepciya, principy', metodologiya issledovaniya: monografiya / E.A. Zhidko, L.G. Popova; Voronezh. gos. arx.-stroit. un-t. – Voronezh, 2013. – 175 s.
6. Zhidko E.A., Popova L.G. Formalizaciya programmy' issledovaniy informacionnoj bezopasnosti kompanii na osnove innovacij // Informaciya i bezopasnost', 2012. – T. 15. – № 4. – S. 471-478.
7. Informacionno-psixologicheskaya vojna: nauchny'e podxody', social'ny'e funkcii, gipotezy', celi i zadachi (Yandeks).
8. Informacionno-ideologicheskaya bezopasnost' (Yandeks).
9. Lyapin P.I. Kiberprestupnost'. Information Security // Informacionnaya bezopasnost', 2013. – № 5.
10. Majorov S.I. Informacionny'j biznes: kommercheskoe rasprostranenie i marketing. – M.: Finansy' i statistika, 1993. – 128 s.
11. Pasport special'nostej nauchny'x rabotnikov 05.13.19. Metody' i sistemy' zashhity' informacii, informacionnaya bezopasnost'.

**ТРЕБОВАНИЯ**  
**к оформлению статьи для опубликования в журнале**  
**«Информационные системы и технологии»**

**ОБЩИЕ ТРЕБОВАНИЯ**

Объем материала, предлагаемого к публикации, измеряется страницами текста на листах формата А4 и содержит от 4 до 9 страниц; все страницы рукописи должны иметь сплошную нумерацию.

В одном сборнике может быть опубликована только одна статья одного автора, включая соавторство.

Плата с аспирантов за публикацию рукописей не взимается.

Аннотации всех публикуемых материалов, ключевые слова, информация об авторах, списки литературы будут находиться в свободном доступе на сайте соответствующего журнала и на сайте Российской научной электронной библиотеки – РУНЭБ (Российский индекс научного цитирования).

**ТРЕБОВАНИЯ К СОДЕРЖАНИЮ НАУЧНОЙ СТАТЬИ**

Научная статья, предоставляемая в журналы, должна иметь следующие **обязательные** элементы:

- постановка проблемы или задачи в общем виде;
- анализ достижений и публикаций, в которых предлагается решение данной проблемы или задачи, на которые опирается автор, выделение научной новизны;
- исследовательская часть;
- обоснование полученных результатов;
- выводы по данному исследованию и перспективы дальнейшего развития данного направления;
- библиография.

**ТРЕБОВАНИЯ К ОФОРМЛЕНИЮ НАУЧНОЙ СТАТЬИ**

Статья должна быть набрана шрифтом Times New Roman, размер 12 pt с одинарным интервалом, текст выравнивается по ширине; абзацный отступ – 1,25 см, правое поле – 2 см, левое поле – 2 см, поля внизу и сверху – 2 см.

**Обязательные элементы:**

- **УДК**
- **заглавие (на русском и английском языках)**
- **аннотация (на русском и английском языках)**
- **ключевые слова (на русском и английском языках)**
- **список литературы**, на которую автор ссылается в тексте статьи.

**ТАБЛИЦЫ, РИСУНКИ, ФОРМУЛЫ**

Все таблицы, рисунки и основные формулы, приведенные в тексте статьи, должны быть пронумерованы.

**Формулы** следует набирать в редакторе формул Microsoft Equation 3.0 с размерами: обычный шрифт – 12 pt, крупный индекс – 10 pt, мелкий индекс – 8 pt. **Формулы, внедренные как изображение, не допускаются!** Русские и греческие буквы, а также обозначения тригонометрических функций набираются прямым шрифтом, латинские буквы – *курсивом*.

**Рисунки** и другие иллюстрации (чертежи, графики, схемы, диаграммы, фотоснимки) следует располагать непосредственно после текста, в котором они упоминаются впервые. Рисунки, число которых должно быть логически оправданным, представляются в виде отдельных файлов в формате \*.eps (Encapsulated PostScript) или TIF размером не менее 300 dpi.

**СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ**

В конце статьи приводятся набранные 10 pt сведения об авторах в такой последовательности: фамилия, имя, отчество (полужирный шрифт); учреждение или организация, ученая степень, ученое звание, должность, адрес, телефон, электронная почта (обычный шрифт). Сведения об авторах также предоставляются отдельным файлом и обязательно дублируются на английском языке.