

ISSN 1684–8853

ИНФОРМАЦИОННО- УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ

НАУЧНЫЙ ЖУРНАЛ

3(82)/2016

3(82)/2016

REFEREED EDITION

INFORMATSIONNO- UPRAVLIAIUSHCHIE SISTEMY (INFORMATION AND CONTROL SYSTEMS)

Founder

«Information and Control Systems», Ltd.

PublisherSaint-Petersburg State University
of Aerospace Instrumentation**Editor-in-Chief**

M. Sergeev

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

Deputy Editor-in-Chief

E. Krouk

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

Executive secretary

O. Muravtsova

Editorial Council

C. Christodoulou

PhD, Professor, Albuquerque, New Mexico, USA

L. Chubraeva

RAS Corr. Member, Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

L. Fortuna

PhD, Professor, Catania, Italy

A. Fradkov

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

V. Kozlov

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

B. Meyer

Dr. Sc., Professor, Zurich, Switzerland

A. Ovodenko

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

Y. Podoplyokin

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

Yu. Shokin

RAS Academician, Dr. Sc., Phys.-Math., Novosibirsk, Russia

V. Simakov

Dr. Sc., Tech., Professor, Moscow, Russia

V. Vasilev

RAS Corr. Member, Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

R. Yusupov

RAS Corr. Member, Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

Editorial Board

V. Anisimov

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

B. Bezruchko

Dr. Sc., Phys.-Math., Saratov, Russia

N. Blaunstein

Dr. Sc., Phys.-Math., Professor, Beer-Sheva, Israel

A. Dudin

Dr. Sc., Tech., Professor, Minsk, Belarus

I. Dumer

PhD., Professor, Riverside, USA

V. Khimenko

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

G. Maltsev

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

V. Melekhin

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

A. Shalyto

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

A. Shepeta

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

A. Smirnov

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

Z. Yuldashev

Dr. Sc., Tech., Professor, St. Petersburg, Russia

A. Zeifman

Dr. Sc., Phys.-Math., Vologda, Russia

Editor: A. Larionova**Proofreader:** T. Zvertanovskaia**Design:** N. Karavaeva, M. Chernenko**Layout and composition:** N. Karavaeva, J. Umnitsina**Contact information**

The Editorial and Publishing Center, SUAI

67, B. Morskaia, 190000, St. Petersburg, Russia

Website: <http://i-us.ru/en>, E-mail: i.us.spb@gmail.com

Tel.: +7 - 812 494 70 02

INFORMATION PROCESSING AND CONTROL

Bogachev I. V., Levenets A. V., Chye En Un. *Artificial Neural Networks in Classifying Telemetry Data for Compression Systems* 2

Tomchuk K. K. *Frequency Masking in Speech MFCC-Parameterization in Presence of Noise* 8

Saveliev A. I. *Algorithms of Data Processing in Supervised Accounts of a Videoconferencing System* 15

INFORMATION AND CONTROL SYSTEMS

Egorov I. V., Melekhin V. F. *Analysis of Processes in a Finite State Machine under Radiation. Probabilistic Assessment of Information Distortion* 24

SYSTEM AND PROCESS MODELING

Balonin N. A., Sergeev M. B., Suzdal V. S. *Finite Dynamic Models in Sports* 34

Maltsev G. N., Sklemis D. V. *Analysis of Complex Technical System Availability using Information Technologies of Lifecycle Support* 38

Lyandres Vladimir. *Heuristics of Channel Allocation in Radio Networks* 47

HARDWARE AND SOFTWARE RESOURCES

Afanasieva I. V., Novikov F. A. *Software Architecture for Optical Detector Systems* 51

INFORMATION CODING AND TRANSMISSION

Trofimov A. N., Taubin F. A. *Information Theory Analysis for Multilevel Flash Memory. Part 2. Evaluation of Code Parameters for Given Data Storage Reliability* 64

Cheprukov Yu. V., Socolov M. A. *Quasiadditional Binary Code Sequences* 72

Abramov A. Y., Vostokova E. S. *Encryption by Pairing* 79

STOCHASTIC DYNAMICS AND CHAOS

Khimenko V. I. *Probability Structure of Phase Trajectories of Random Processes* 85

INFORMATION INSTRUMENTATION AND EDUCATION

Zhirnov A. A., Titov S. S., Kudrjashova O. B. *Modification of the Turbidimetric High-Selective Method for Measurement of Fast Processes* 95

BRIEF SCIENTIFIC REPORTS

Sergeev A. M., Mishura O. V. *Convergence and Steadiness of Bit-Wise Method for Solving Systems of Linear Equations* 100

INFORMATION ABOUT THE AUTHORS

105

3(82)/2016

РЕЦЕНЗИРУЕМОЕ ИЗДАНИЕ

ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ

Учредитель
ООО «Информационно-управляющие системы»

Издатель
Санкт-Петербургский государственный университет
аэрокосмического приборостроения

Главный редактор
М. Б. Сергеев,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

Зам. главного редактора
Е. А. Крук,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

Ответственный секретарь
О. В. Муравцова

Редакционный совет:

Председатель А. А. Оводенко,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
В. Н. Васильев,
чл.-корр. РАН, д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

В. Н. Козлов,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
К. Кристоделу,
д-р наук, проф., Альбукерке, Нью-Мексико, США

Б. Мейер,
д-р наук, проф., Цюрих, Швейцария
Ю. Ф. Подоплёкин,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

В. В. Симаков,
д-р техн. наук, проф., Москва, РФ
Л. Фортуня,
д-р наук, проф., Катания, Италия

А. Л. Фрадков,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
Л. И. Чубраева,
чл.-корр. РАН, д-р техн. наук, С.-Петербург, РФ

Ю. И. Шокин,
акад. РАН, д-р физ.-мат. наук, проф., Новосибирск, РФ
Р. М. Юсупов,
чл.-корр. РАН, д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

Редакционная коллегия:
В. Г. Анисимов,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
Б. П. Безручко,
д-р физ.-мат. наук, проф., Саратов, РФ

Н. Блаунштейн,
д-р физ.-мат. наук, проф., Беэр-Шева, Израиль
А. Н. Дудин,
д-р физ.-мат. наук, проф., Минск, Беларусь

И. И. Думер,
д-р наук, проф., Риверсайд, США
А. И. Зейфман,
д-р физ.-мат. наук, проф., Вологда, РФ

Г. Н. Мальцев,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
В. Ф. Мелехин,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

А. В. Смирнов,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
В. И. Хименко,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

А. А. Шальто,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
А. П. Шепета,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ

З. М. Юлдашев,
д-р техн. наук, проф., С.-Петербург, РФ
Редактор: А. Г. Ларионова
Корректор: Т. В. Звертановская
Дизайн: Н. Н. Караваева, М. Л. Черненко
Компьютерная верстка: Н. Н. Караваева, Ю. В. Умницына

Адрес редакции: 190000, Санкт-Петербург,
Б. Морская ул., д. 67, ГУАП, РИЦ
Тел.: (812) 494-70-02, e-mail: ius.spb@gmail.com, сайт: <http://i-us.ru>
Журнал зарегистрирован в Министерстве РФ по делам печати,
телерадиовещания и средств массовых коммуникаций.
Свидетельство о регистрации ПИ № 77-12412 от 19 апреля 2002 г.
Перерегистрирован в Роскомнадзоре.
Свидетельство о регистрации ПИ № ФС77-49181 от 30 марта 2012 г.

Журнал входит в «Перечень ведущих рецензируемых научных журналов и изданий,
в которых должны быть опубликованы основные научные результаты диссертации
на соискание ученой степени доктора и кандидата наук».

© Коллектив авторов, 2016

ОБРАБОТКА ИНФОРМАЦИИ И УПРАВЛЕНИЕ

- Богачев И. В., Левенец А. В., Чье Ен Ун.** Применение искусственной нейронной сети для классификации телеметрических данных в системах сжатия 2
- Томчук К. К.** Применение частотного маскирования при MFCC-параметризации речи на фоне шумов 8
- Савельев А. И.** Алгоритмы обработки данных в контролируемых аккаунтах системы видеоконференцсвязи 15

ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ

- Егоров И. В., Мелехин В. Ф.** Анализ процессов в конечном автомате при воздействии радиации. Оценка вероятности искажения информации 24

МОДЕЛИРОВАНИЕ СИСТЕМ И ПРОЦЕССОВ

- Балонин Н. А., Сергеев М. Б., Суздаль В. С.** Финитные модели динамики в спорте 34
- Мальцев Г. Н., Склемин Д. В.** Анализ готовности сложных технических систем при использовании информационных технологий поддержки жизненного цикла 38
- Lyandres Vladimir.** Heuristics of Channel Allocation in Radio Networks 47

ПРОГРАММНЫЕ И АППАРАТНЫЕ СРЕДСТВА

- Афанасьева И. В., Новиков Ф. А.** Архитектура программного обеспечения систем оптической регистрации 51

КОДИРОВАНИЕ И ПЕРЕДАЧА ИНФОРМАЦИИ

- Трофимов А. Н., Таубин Ф. А.** Теоретико-информационный анализ многоуровневой flash-памяти. Часть 2. Оценка параметров кодов, обеспечивающих заданную надежность хранения данных 64
- Чепруков Ю. В., Соколов М. А.** Квазидополнительные бинарные кодовые последовательности 72
- Абрамов А. Ю., Востокова Е. С.** Шифрование при помощи спаривания 79

СТОХАСТИЧЕСКАЯ ДИНАМИКА И ХАОС

- Хименко В. И.** Вероятностная структура фазовых траекторий случайных процессов 85

ИНФОРМАЦИОННО-ИЗМЕРИТЕЛЬНЫЕ СИСТЕМЫ

- Жирнов А. А., Титов С. С., Кудряшова О. Б.** Модификация турбидиметрического высокоселективного метода для измерения быстропротекающих процессов 95

КРАТКИЕ СООБЩЕНИЯ

- Сергеев А. М., Мишура О. В.** О сходимости и устойчивости разрядного метода решения систем линейных алгебраических уравнений 100

СВЕДЕНИЯ ОБ АВТОРАХ

105

Сдано в набор 29.04.16. Подписано в печать 21.06.16. Формат 60×84 1/8.
Бумага офсетная. Гарнитура SchoolBookC. Печать офсетная.
Усл. печ. л. 12,8. Уч.-изд. л. 16,0. Тираж 1000 экз (1-й завод 150 экз). Заказ 259.
Оригинал-макет изготовлен в редакционно-издательском центре ГУАП.
190000, Санкт-Петербург, Б. Морская ул., 67.
Отпечатано с готовых диапозитивов в редакционно-издательском центре ГУАП.
190000, Санкт-Петербург, Б. Морская ул., 67.
Журнал распространяется по подписке. Подписку можно оформить
через редакцию, а также в любом отделении связи по каталогу «Роспечать»:
№ 48060 — годовой индекс, № 15385 — полугодовой индекс.

ПРИМЕНЕНИЕ ИСКУССТВЕННОЙ НЕЙРОННОЙ СЕТИ ДЛЯ КЛАССИФИКАЦИИ ТЕЛЕМЕТРИЧЕСКИХ ДАННЫХ В СИСТЕМАХ СЖАТИЯ

И. В. Богачев^а, ассистент

А. В. Левенец^а, канд. техн. наук, доцент

Чье Ен Ун^а, доктор техн. наук, профессор

^аТихоокеанский государственный университет, Хабаровск, РФ

Постановка проблемы: адаптивные по алгоритму системы сжатия данных включают в свой состав как неотъемлемую часть некоторый классификатор, позволяющий осуществить выбор наиболее эффективного способа сжатия поступающих данных. Традиционно выбор оценочных характеристик для классификатора основывается на экспертном мнении, что может ухудшить качество классификации при обработке достаточно сложно структурированных данных. Кроме того, для таких систем следует обеспечивать параллельность процедур обучения классификатора и сжатия данных, что увеличивает вычислительные затраты и усложняет архитектуру приемо-передающих устройств. Таким образом, вопрос о разработке эффективного классификатора для систем сжатия стоит достаточно остро. **Цель:** оценка возможности применения нейронной многослойной сети прямого распространения с заданной архитектурой в качестве классификатора телеметрических данных. **Результаты:** исследовано поведение усредненных ошибок обучения, обобщения и подтверждения в зависимости от объема обучающей выборки, полученных для ряда наборов телеметрических данных. На основе полученных данных предложены оптимальные параметры обучения нейронной сети. Проведен сравнительный анализ эффективности работы предложенного подхода и ряда специализированных численных методов: фондового, энтропийного, окрестностного и диздрического. Полученные результаты позволяют сделать вывод о том, что даже простейшая и наиболее универсальная архитектура искусственной нейронной сети существенно превосходит системы с применением численных методов оценки классифицирующего признака. Дальнейшее развитие предложенного подхода предполагает проведение более глубокого анализа архитектуры нейронной сети для формирования оптимальных конфигураций для различных объемов обучающих выборок и разработку узкоспециализированных архитектур нейронных сетей, ориентированных на заданный тип данных.

Ключевые слова — телеметрические данные, искусственная нейронная сеть, классификация данных, сжатие данных.

Введение

Вопрос о минимизации избыточности в информационных сообщениях, в частности телеметрических данных, в целях их компактного описания на настоящий момент стоит достаточно остро и вызван практическими ограничениями объемов современных носителей информации, ограниченной полосой пропускания каналов связи и т. п. Решение поставленной проблемы обычно связывают с алгоритмами сжатия данных как специализированных, так и общего назначения [1].

Необходимо отметить, что системы сжатия данных могут использовать как один, так и несколько алгоритмов сжатия, как это показано в работах [2, 3] для случая телеметрических данных. В первом случае для сжатия всех кадров данных без какого-либо исключения используется один алгоритм, что не позволяет учитывать структурные особенности данных и, как следствие, вызывает потери в эффективности сжатия. Система сжатия с несколькими алгоритмами в этом смысле более эффективна, здесь для каждого кадра вычисляется некоторый характеризующий параметр, который позволяет произвести выбор наиболее эффективного алгоритма сжатия. Для телеметрических данных коррект-

ность такого подхода может быть обоснована в том случае, если на заданном наборе алгоритмов существует связь вида «классифицирующий признак — алгоритм компрессии». С практической точки зрения это утверждение предполагает, что для объединенных в кадры данных, получаемых от фиксированного числа источников с известными параметрами, существует некоторый признак, который может быть положен в основу классификации телеметрических данных с точки зрения выбора оптимального алгоритма сжатия.

Необходимо учитывать, что у предложенного [3] подхода к построению системы сжатия есть ряд недостатков. В частности, выбор оценочных характеристик основывается на экспертном мнении, что ухудшает качество классификации в случае анализа достаточно сложно структурированных данных. Кроме того, необходимо обеспечивать параллельность выполнения процессов обучения и сжатия, что приводит к дополнительным вычислительным затратам и усложнению архитектуры передающей стороны.

В качестве решения, позволяющего устранить указанные недостатки предложенного подхода при использовании некоторого априори выбранного метода оценки, может оказаться применение искусственных нейронных сетей (ИНС). Типовыми

задачами, на решение которых ориентированы ИНС, являются прогнозирование, принятие решений, классификация, предсказание и т. д. [4–6].

Основным преимуществом использования нейронных сетей, применимым к задаче классификации телеметрических данных, является то, что оценка вырабатывается в соответствии с законами, положенными в основу работы ИНС (т. е. отсутствует экспертное влияние), а также появляется возможность настройки классификатора до начала функционирования системы сжатия и передачи данных.

Определение формата входных и выходных данных

Данные, полученные от измерительной части информационной системы, не всегда возможно напрямую подавать на вход нейронной сети, в связи с этим они должны быть особым образом приспособлены к дальнейшей обработке путем их нормализации.

В данной работе анализируются телеметрические данные, полученные от некоторого энергетического объекта и представляющие собой восьмиразрядные числа, объединенные в кадры, размер которых равен количеству датчиков, установленных на объекте. В таком случае можно предположить, что достаточно эффективным способом нормализации будет применение алгоритма дельта-кодирования, представляющего собой поэлементное вычисление операции арифметической разности между отсчетами от одного и того же датчика в текущем и предыдущем кадрах, что позволяет существенно снизить динамический диапазон данных. Если телеметрический кадр содержит отсчеты n датчиков, то разностный кадр можно представить в виде вектор-столбца x размерностью n :

$$x = (x_1, x_2, \dots, x_j, \dots, x_n)^T.$$

В этом случае, учитывая разрядность данных k , поступающий на вход нейронной сети вектор-столбец X примет следующий вид:

$$X = (x_{11}, x_{12}, \dots, x_{1k}, x_{21}, x_{22}, \dots, x_{2k}, \dots, x_{n1}, x_{n2}, \dots, x_{nk})^T.$$

На выходе ИНС будет формироваться вектор-столбец Y вида

$$Y = (y_1, y_2, \dots, y_j, \dots, y_m)^T,$$

где m — количество классифицирующих признаков.

В таком случае каждому элементу выходного вектор-столбца y_j можно поставить в однозначное соответствие некоторый алгоритм из заданного набора алгоритмов сжатия, а элемент, имеющий

максимальное значение, предлагается принимать за решение ИНС в пользу конкретного алгоритма.

Выбор архитектуры нейронной сети

В настоящее время разработано большое число различных типов нейронных сетей, поэтому решение о выборе той или иной реализации ИНС обычно принимается на основе либо экспертной оценки, либо эмпирических опытов, которые явным образом смогут указать на наиболее эффективную архитектуру. У обоих подходов есть недостатки; так, для экспертной оценки необходимо наличие экспертных знаний, что не всегда представляется возможным, особенно если решаемая задача обладает достаточно высоким уровнем новизны, а эмпирические опыты ввиду широкой номенклатуры ИНС ведут к значительным ресурсным и временным затратам, которые не всегда позволительны.

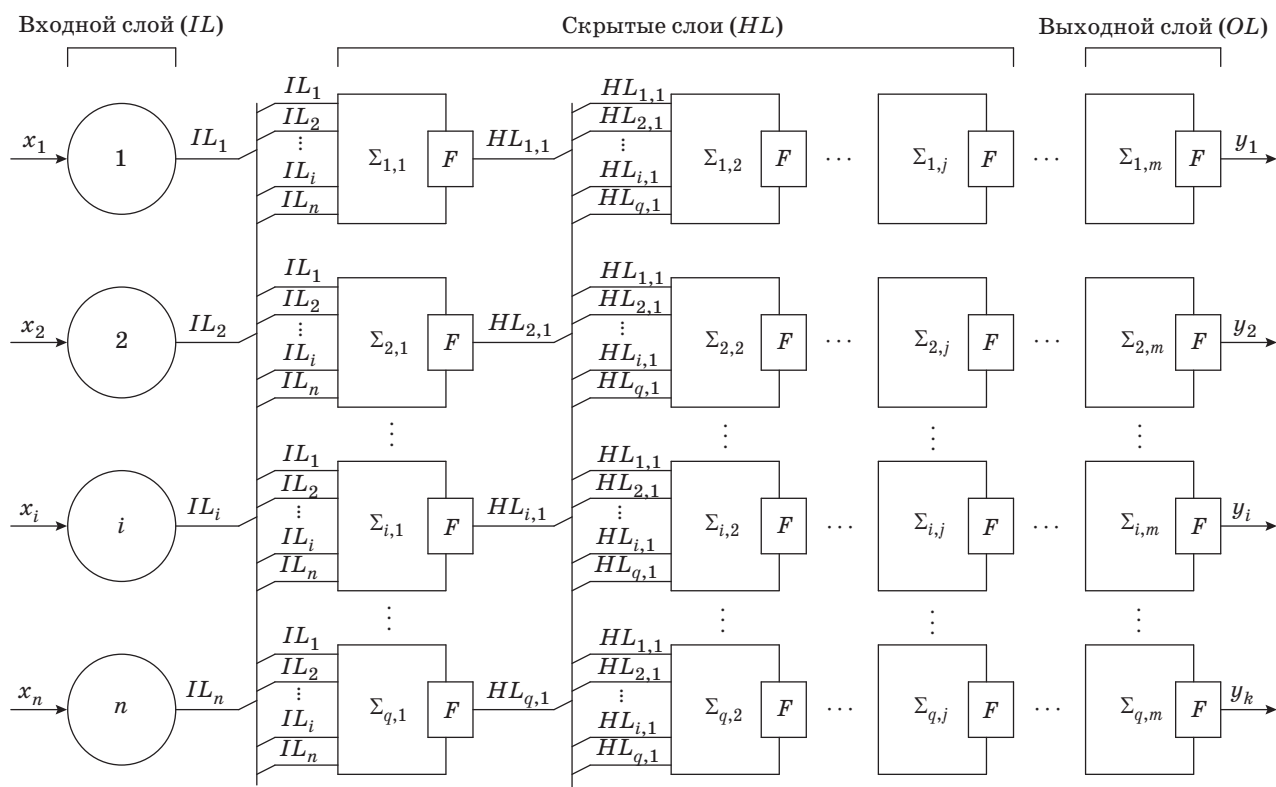
Компромиссным решением может стать применение простой в реализации и одновременно хорошо изученной архитектуры нейронной сети. Согласно теории нейронной сети, формально для решения любой поставленной задачи достаточно использовать двухслойную полносвязную сеть [4, 7]. Исходя из вышесказанного, было принято решение применить для поставленной задачи нейронную многослойную сеть прямого распространения (многослойный перцептрон), состоящую из некоторого количества входных узлов, образующих входной слой; одного или нескольких скрытых слоев вычислительных нейронов и одного выходного слоя нейронов. В общем виде архитектура нейронной сети представлена на рис. 1, где приняты следующие обозначения: x_i — i -й элемент входного вектора X ; F — функция активации; $\sum_{i,j}$ — i -й сумматор j -го слоя ИНС; y_i — i -й элемент выходного вектора Y ; IL_i — i -й весовой коэффициент входного слоя; $HL_{i,j}$ — i -й весовой коэффициент j -го скрытого слоя.

В качестве функции активации нейронов было принято решение использовать сигмоидальную функцию вида

$$F(x) = (1 + e^{-x})^{-1}.$$

Выбор такой функции был обусловлен тем, что она позволяет как усиливать слабые сигналы, так и не насыщаться от сильных.

Нейронная сеть обучалась при помощи метода масштабирования сопряженных градиентов. Использованный алгоритм наиболее эффективен среди стандартных алгоритмов обучения ИНС, а также не содержит настраиваемых параметров, что позволяет упростить процедуру исследования [8].



■ Рис. 1. Общий вид нейронной сети

Определение параметров обучения нейронной сети

Важно отметить, что в теории нейронных сетей не существует четкого определения понятия «обученная сеть». В данной работе под этим термином будет пониматься такая сеть, в процессе обучения которой ошибка обучения не превышает некоторое заданное значение, при этом под ошибкой ИНС понимается ошибка классификации, которая условно определялась как отношение количества некорректно классифицированных кадров к их общему числу. В процессе исследования определялись ошибка обучения, получаемая на наборе обучающих данных; ошибка обобщения, получаемая на наборе данных, не содержащих одинаковых с обучающим набором кадров, но при этом равным ему по размеру, и ошибка подтверждения, получаемая на наборе, из которого были сделаны обучающая и обобщающая выборки и многократно превосходящем их по размеру.

При неудачной инициализации весовых коэффициентов процесс обучения нейронной сети может занять неприемлемо большое время, поэтому процесс обучения принудительно останавливался либо при достижении заданного количества итераций обучения, либо когда приращение ошибки обучения становилось меньше заданной величины.

При проведении исследований были произвольно выбраны следующие предельные значения указанных параметров: ошибка обучения ИНС ограничивалась величиной 2,5 %, приращение ошибки обучения ИНС составляло 10^{-5} , а максимальное количество итераций обучения ИНС принималось равным 350.

Перед обучением нейронной сети необходимо определить количество классифицирующих признаков и установить однозначную связь между ними и структурой кадров данных и, следовательно, алгоритмами сжатия. При проведении исследования использовались три алгоритма сжатия, основные: 1) на учете корреляции между нулевыми битами [9]; 2) на учете корреляции между единичными битами [9]; 3) на гамма-коде Элиаса. Выбор алгоритма сжатия (определение класса данных) осуществлялся по эффективности сжатия.

Одной из основных задач при проведении исследований, связанных с нейронными сетями, является задача определения параметров обучающей выборки, к которой обычно предъявляются два основных требования: состоять из минимального количества элементов и при этом обладать максимальной обобщающей способностью.

Для определения оптимального размера обучающей выборки было проведено исследование, в ходе которого объем обучающей выборки N_B увеличивался с некоторым равномерным шагом,

после чего на каждом шаге вычислялись ошибки обучения и обобщения. Оптимальным считался размер выборки, при котором фиксировался локальный минимум как ошибки обучения, так и ошибки обобщения.

Каждый опыт проводился столько раз, сколько было необходимо для получения 10 реализаций обученной нейронной сети, что позволило исключить влияние случайно задаваемых весов нейронов на начальном этапе. При этом параметры нейронной сети принимали следующие значения: количество скрытых слоев равно трем, количество нейронов во входном слое определялось объемом анализируемого кадра данных и порядностью его элементов, а количество нейронов в каждом скрытом слое равно половине количества элементов во входном слое.

Исследование проводилось на нескольких наборах исходных данных (НД), отличающихся друг от друга числом кадров в наборе. Так, набор НД1 содержит 18 846 кадров, НД2 — 14 272 кадра, а НД3 — 35 562 кадра. Результаты проведенного исследования для нескольких наборов исходных данных показаны на рис. 2.

Следует отметить, что максимальный размер обучающей выборки был ограничен величиной, не превышающей 25 % от общего числа кадров в наборах.

Анализ полученных данных показывает, что в целом зависимость ошибок обобщения и под-

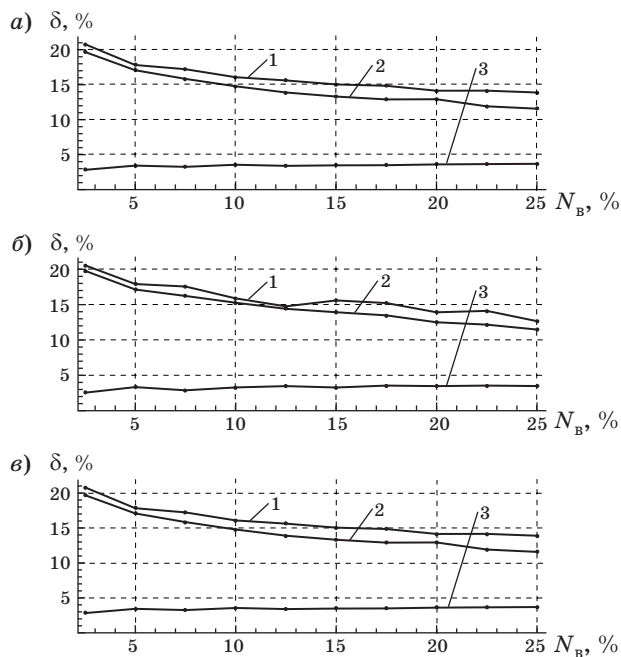
тверждения от размера выборки имеет нелинейный характер, но несмотря на это тривиальный выбор максимального объема выборки приводит к минимальному значению погрешности. Таким образом, по результатам проведенного исследования в качестве оптимального объема выборки рекомендуется принять число кадров равным 25 % от общего числа кадров в наборе, так как при этом значении достигаются наименьшие ошибки для всех наборов.

Применение нейронной сети к задаче классификации телеметрических кадров

Очевидно, что нейронная сеть позволяет получить наиболее низкое значение ошибки подтверждения на том наборе данных, на котором она обучалась. Однако в реальных условиях возможны ситуации, когда при сохранении параметров телеметрической системы (общего числа датчиков, числа датчиков каждого типа и т. д.) изменяется коэффициент стационарности кадров. Такую ситуацию можно смоделировать путем обучения нейронной сети на данных, полученных из одного набора, и фиксации ошибки подтверждения на данных из другого набора. Здесь необходимо учесть, что в данном случае объем обобщающей и обучающей выборок должен обеспечивать минимальное значение ошибок. Результаты проведенного исследования приведены в табл. 1.

Анализ данных, представленных в табл. 1, показывает, что нейронная сеть с достаточно высокой эффективностью способна классифицировать телеметрические кадры из наборов, на которых она не была обучена, что на практике может позволить не переобучать ИНС при изменении коэффициента стационарности кадров.

При проведении исследования результаты метода классификации данных с помощью нейронной сети (МК5) сравнивались с аналогичными результатами, полученными с помощью нескольких методов численной оценки кадров данных, в основе которых лежали различные способы расчета некоторой численной характеристики.



■ **Рис. 2.** Поведение ошибок обучения, обобщения и подтверждения на наборах НД1 (а), НД2 (б) и НД3 (в): 1 — ошибка обобщения; 2 — ошибка подтверждения; 3 — ошибка обучения

■ **Таблица 1.** Ошибка подтверждения на сторонних наборах

Обучающий набор	Ошибка подтверждения на наборе данных, %		
	НД1	НД2	НД3
НД1	11,22	14,17	12,35
НД2	13,51	11,48	12,24
НД3	16,59	17,14	11,57

В качестве таких методов были предложены методы на основе:

— вычисления количества бит, отличных от «фона» кадра, под которым понимается значение бит, численность которых является наибольшей (МК1);

— вычисления энтропии кадра (МК2);

— вычисления для каждого бита кадра некоторой «окрестности», под которой понимается сумма текущего бита и среднего арифметического суммы бит, его окружающих в пределах окрестности, описанной квадратом с заданной длиной стороны (МК3);

— определения диэдрической группы кадра, под которой понимается группа симметрии правильного многоугольника (МК4).

Полученные результаты исследования пяти предложенных методов на трех группах исходных данных приведены в табл. 2.

Из анализа полученных данных видно, что среди численных методов для разных наборов данных наиболее высокие результаты показывают разные методы. Так, наилучший результат для наборов данных НД1 и НД3 дает метод МК3, а для набора данных НД2 — методы МК1 и МК2. Интересным фактом являются почти одинаковые значения погрешностей, полученных при использовании методов МК1 и МК2. Также необходимо отметить, что эффективность предложенных численных методов для набора данных НД3 находится практически на одном уровне, в то время как для других наборов погрешности заметно различаются. При этом в среднем наиболее эффективным является метод МК3, который дает незначительное снижение ошибки классификации по сравнению с другими методами на наборе данных НД2, но обеспечивает существенное снижение погрешности для набора НД1.

Несмотря на достаточно хорошие показатели эффективности численных методов, качество классификации на всех исследованных наборах данных при помощи искусственной нейронной сети заметно (примерно в 1,5–2,3 раза) превышает лучшие показатели среди численных методов оценки, что говорит о перспективности предложенного решения. Следует также отметить, что

значения погрешностей, полученных для решения с нейронной сетью, в отличие от численных методов, не так существенно отличаются для разных наборов данных.

Такой результат в первую очередь связан с более сложной (или, точнее, более громоздкой) в вычислительном отношении структурой ИНС. Так, если для наиболее ресурсоемкой операции вычисления оценки по МК3 для кадра данных с объемом n k -разрядных отсчетов требуется $16nk$ операций умножения и $10nk$ операций сложения, а для наименее ресурсоемкой операции вычисления оценки по МК1 — только nk операций сложения, то аналогичные показатели для нейронной сети с N слоями составляют примерно $Nnk(nk + 2)$ и Nn^2k^2 операций умножения и сложения соответственно. Здесь следует подчеркнуть, что с точки зрения производительности ИНС могут выигрывать только в том случае, если для их реализации будут использоваться вычислительные системы, обеспечивающие полную параллельность работы составляющих ИНС нейронов, в результате чего эквивалентное число операций будет составлять примерно $(nk + 2)$ операций умножения и nk операций сложения.

Заключение

Таким образом, результаты, полученные в ходе проведенных исследований, позволяют сделать вывод о том, что даже простейшая и наиболее универсальная архитектура ИНС существенно превосходит системы с применением численных методов оценки классифицирующего признака. Дальнейшее развитие предложенного подхода предполагает несколько направлений: во-первых, проведение более глубокого анализа архитектуры ИНС для формирования оптимальных конфигураций для различных объемов обрабатываемых выборок; во-вторых, разработку узкоспециализированной архитектуры ИНС, ориентированной на заданный тип данных. Как можно предположить, оба направления развития могут привести к улучшению уже полученных результатов и открывают широкое поле для проведения исследований.

■ Таблица 2. Сравнение классифицирующей способности

Набор данных	Ошибка классификации набора, %				
	МК1	МК2	МК3	МК4	МК5
НД1	31,10	31,10	21,81	25,20	11,22
НД2	15,69	15,69	17,46	18,63	11,48
НД3	29,75	29,75	28,47	29,44	11,57

Литература

1. Ватолин Д., Ратушняк А., Смирнов М., Юкин В. Методы сжатия данных. — М.: ДИАЛОГ-МИФИ, 2003. — 384 с.
2. Богачев И. В., Левенец А. В., Чье Ен Ун. Геометрический подход к сжатию данных телеметрических систем // Информатика и системы управления. 2015. № 4(46). С. 16–22.

3. Богачев И. В., Левенец А. В. Алгоритм сжатия данных телеметрических систем // Материалы секционных заседаний 55-й студ. науч.-техн. конф. ТОГУ, Хабаровск, 27 апреля 2015 г., 2015. С. 166–171.
4. Круг П. Г. Нейронные сети и нейрокомпьютеры. — М.: Изд-во МЭИ, 2002. — 176 с.
5. Слепнев Е. С. Применение искусственных нейронных сетей для анализа предаварийных ситуаций турбоагрегатов электростанций // Интернет-журнал «Наукovedenie». 2014. № 3(22). <http://naukovedenie.ru/PDF/46TVN314.pdf> (дата обращения: 29.04.2016).
6. Гареев А. Ф. Применение вероятностной нейронной сети для задачи классификации текстов // Наука и образование: Электронное научное издание. 2004. № 11. <http://technomag.bmstu.ru/doc/46810.html> (дата обращения: 29.04.2016).
7. Haykin S. *Neural Networks: A Comprehensive Foundation*. — Prentice-Hall, 1999. — 823 p.
8. Moller M. F. A Scaled Conjugate Gradient Algorithm for Fast Supervised Learning // *Neural Networks*. 1993. N 6. P. 525–533.
9. Богачев И. В., Левенец А. В. Алгоритмы сжатия телеметрических данных // Теория и практика современной науки: материалы XVIII Междунар. науч.-практ. конф., Москва, 24–25 июня 2015 г. М., 2015. С. 53–59.

UDC 004.627

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.2

Artificial Neural Networks in Classifying Telemetry Data for Compression SystemsBogachev I. V.^a, Assistant Professor, ilya.bogachev@yahoo.comLevenets A. V.^a, PhD, Tech., Associate Professor, levalvi@bk.ruChye En Un^a, Dr. Sc., Tech., Professor, chye@ais.khstu.ru^aPacific National University, 136, Tikhookeanskaia St., 680035, Khabarovsk, Russian Federation

Introduction: Data compression systems with algorithmic adaptation always contain a certain classifier which chooses the most efficient way to compress the input data. Traditionally, the choice of estimation characteristics for the classifier is based on expert opinion, and this can lead to a worse quality of classification when processing data with complex structure. Furthermore, for such systems you have to provide parallelism of the procedures which train the classifier and compress the data. This increases the computational cost and complicates the architecture of the transceivers. Thus, the problem of developing an efficient classifier for compression systems is a pressing issue. **Purpose:** The aim of the research is to estimate the possibility of using a neural multilayer direct-propagation network with a given architecture as a telemetry data classifier. **Results:** We studied the behavior of averaged errors in training, generalization and acknowledgement depending on the size of the learning sample obtained for several sets of telemetry data. On the base of the obtained data, optimal parameters of neural network training have been offered. The proposed approach has been compared in terms of efficiency to some specialized numerical methods, namely: background, entropy, neighborhood and dihedral methods. The results lead to the conclusion that even the simplest and most versatile architecture of an artificial neural network significantly exceeds the systems with numerical methods of estimating the classifying attribute. Further development of this approach involves a more in-depth analysis of neural network architecture in order to generate optimal configurations for various amounts of training samples and develop specialized neural network architectures for specified data types.

Keywords — Telemetry Data, Artificial Neural Network, Data Classification, Data Compression.

Reference

1. Vatolin D., Ratushniak A., Smirnov M., Iukin V. *Metody szhatiia dannykh* [Data Compression Methods]. Moscow, DIALOG-MIFI Publ., 2003. 384 p. (In Russian).
2. Bogachev I. V., Levenets A. V., Chye En Un. Geometrical Approach to Data Compression of Telemetry Systems. *Informatika i sistemy upravleniia*, 2015, no. 4(46), pp. 16–22 (In Russian).
3. Bogachev I. V., Levenets A. V. Telemetry Data Compression Algorithm. *Materialy sektsionnykh zasedanii 55-i studencheskoi nauchno-tekhnicheskoi konferentsii TOGU* [Materials of Breakout Sessions of the 55th Student Scientific and Technical Conference in PNU]. Khabarovsk, 2015, pp. 166–171 (In Russian).
4. Krug P. G. *Neironnye seti i neirokomp'iutery* [Neural Networks and Neurocomputers]. Moscow, MEI Publ., 2002. 384 p. (In Russian).
5. Slepnev E. S. Application of Artificial Neural Networks for the Analysis of Pre-Emergency Situations of Turbine Power Plants. *Internet-zhurnal "Naukovedenie"*, 2014, no. 3(22). Available at: <http://naukovedenie.ru/PDF/46TVN314.pdf> (accessed 29 April 2016) (In Russian).
6. Gareev A. F. Application of Probabilistic Neural Network for Text Classification Tasks. *Nauka i obrazovanie*, 2004, no. 11. Available at: <http://technomag.bmstu.ru/doc/46810.html> (accessed 29 April 2016) (In Russian).
7. Haykin S. *Neural Networks: A Comprehensive Foundation*. Prentice-Hall, 1999. 823 p.
8. Moller M. F. A Scaled Conjugate Gradient Algorithm for Fast Supervised Learning. *Neural Networks*, 1993, no. 6, pp. 525–533.
9. Bogachev I. V., Levenets A. V. Telemetry Data Compression Algorithms. *Materialy XVIII Mezhdunarodnoi nauchno-prakticheskoi konferentsii "Teoriia i praktika sovremennoi nauki"* [Materials of XVIII Intern. Scientifically-Practical Conf. "Theory and Practice of Modern Science"], Moscow, 2015, pp. 53–59 (In Russian).

ПРИМЕНЕНИЕ ЧАСТОТНОГО МАСКИРОВАНИЯ ПРИ MFCC-ПАРАМЕТРИЗАЦИИ РЕЧИ НА ФОНЕ ШУМОВ

К. К. Томчук^{а, 1}, старший преподаватель

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, РФ

Цель: при параметризации речевых сигналов широко применяются мел-частотные кепстральные коэффициенты (MFCC), однако эффективность их использования резко падает при появлении в сигнале шумовой составляющей. Ставится задача модификации традиционного алгоритма вычисления MFCC-коэффициентов, осуществляемой путем введения дополнительных преобразований сигнала, учитывающих механизмы речеобразования и речевосприятия. **Результаты:** предложено использовать психоакустическую модель, позволяющую учитывать в расчете MFCC-коэффициентов эффект частотного маскирования при восприятии звуков человеком. Дополнительно, учитывая механизм образования в спектре речевого сигнала формантных областей, предложено воздействовать на спектральные отсчеты, соответствующие кратным гармоникам основного тона. Модифицированный алгоритм исследован на базе системы распознавания одиночных слов, адаптированной под параметризацию речевого сигнала только MFCC-коэффициентами. Показан положительный эффект от использования в алгоритме параметризации предложенных дополнительных преобразований речевого сигнала. **Практическая значимость:** представленный в работе подход к вычислению MFCC-коэффициентов сегмента речевого сигнала позволяет повысить эффективность их применения при наличии фоновых шумов в широком круге речевых приложений.

Ключевые слова — параметризация речевого сигнала, MFCC-коэффициенты, психоакустическая модель, речевая система.

Введение

Одним из распространенных способов параметризации речевого сигнала (РС) является использование вектора мел-частотных кепстральных коэффициентов (MFCC-коэффициентов). Процесс вычисления данных коэффициентов учитывает ряд особенностей слухового анализатора человека, что позволяет получать хорошие результаты при их применении в речевых приложениях. Основным недостатком MFCC-коэффициентов является низкая устойчивость к шумам, что приводит к резкому ухудшению показателей соответствующих речевых приложений. Ослабление данной зависимости является актуальной задачей, которой посвящено большое количество исследований [1].

Ряд алгоритмов, направленных на увеличение эффективности MFCC-параметризации при низких отношениях сигнал/шум (ОСШ), связан непосредственно с подавлением в РС шумовой составляющей спектра, что приводит к хорошим результатам при стационарных шумах [2–4]. Для оценки спектра шума в данные алгоритмы могут дополнительно вводиться механизмы определения речевой активности [5].

Поскольку стандартный алгоритм MFCC-параметризации учитывает ряд особенностей слухового восприятия, многие исследования направ-

лены на поиск оптимальных представлений данных особенностей.

Так, для ослабления дикторозависимости получаемых коэффициентов при их применении в системах распознавания речи может быть выполнена нормализация спектра по длине голосового тракта [6]. Для вычисления оценки спектральной плотности мощности в традиционном алгоритме используется преобразование Фурье со взвешиванием окном Хэмминга. Получаемой таким образом оценке характерна высокая дисперсия, поэтому на данном шаге в ряде работ предлагается использовать иные подходы для получения сглаженного спектра: многооконное оценивание, например на основе последовательностей Слепиана или синусоидальных окон [7, 8]; вычисление спектра с минимальной дисперсией при неискаженном отклике (MVDR-спектр) [9, 10].

В алгоритме MFCC-параметризации следующими шагами после вычисления оценки спектральной плотности мощности является ее преобразование в мел-частотную шкалу и взвешивание треугольными окнами, что также продиктовано особенностью слухового аппарата воспринимать звук неравномерными по частоте критическими полосами. В работе [11] рассмотрена замена треугольных взвешивающих окон на окна вида γ -matone, которые моделируют особенности звуковосприятия в улитке человеческого уха. Данные окна также используются в ряде MFCC-подобных признаков [3, 12–14], отличающихся, помимо оконного взвешивания, представлением нелинейности частотного восприятия (например, исполь-

¹ Научный руководитель — кандидат технических наук, старший научный сотрудник, доцент кафедры радиотехнических систем Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения Ю. А. Корнеев.

зованием ERB-частотной шкалы) и реализацией операции нелинейного преобразования мощности.

Операция нелинейного преобразования мощности направлена на моделирование зависимости между восприятием громкости человеком и реальной интенсивностью соответствующего звука. В модификациях алгоритма MFCC-параметризации функция логарифмирования может быть заменена на степенную функцию, как более устойчивую к шумам, с показателями степени $1/3$ [15], $1/10$ [3, 12] и др. [10, 14].

Наконец, в ряде работ рассмотрена возможность внедрения механизма слуховой маскировки, которая в явном виде в традиционном MFCC-алгоритме отсутствует. Эффект слуховой маскировки проявляется в изменении чувствительности слуха на частотах и в моментах времени, близких к маскирующему сигналу (маскеру). В первом случае говорят о частотном, одновременном маскировании, во втором — о временном маскировании. Учет механизма временного маскирования приводит к необходимости при вычислении MFCC-коэффициентов для текущего временного окна рассматривать также сигнал в смежных временных окнах. Так, в работах [16, 17] показано улучшение характеристик системы распознавания речи при применении к спектрально-временному представлению сигнала двумерного фильтра Габора, имитирующего механизм возбуждения слуховых нейронов. В работе [18] также рассматривается вопрос внедрения в MFCC-параметризацию психоакустических моделей частотного и временного маскирования, однако в данном случае это две независимые операции. Здесь и в [19] для реализации частотного маскирования применяется модель латерального торможения, реализуемая фильтрацией спектра мощности РС.

В данной работе в качестве альтернативы применяемым в модифицированных алгоритмах MFCC-параметризации моделям частотного маскирования рассмотрен подход, широко используемый в системах сжатия аудиосигналов и заключающийся в вычислении глобального порога маскирования. Для сравнения с полученными при данном подходе показателями системы распознавания речи приведены результаты, полученные реализацией упомянутого выше механизма латерального торможения.

Также нами предложена гипотеза о возможности воздействия на спектр сигнала на частотах высших гармоник основного тона в целях улучшения MFCC-параметризации. Появление данной гипотезы связано с тем, что по длительности

большую часть РС русской речи составляют вокализованные звуки, и в то же время важнейшую роль в восприятии звука играют резонансные частоты речевого аппарата (форманты), которые в свою очередь влияют на амплитудную модуляцию гармоник основного тона.

Слуховая маскировка и гармоники основного тона

В текущей работе рассматривается психоакустическая модель (ПАМ) вычисления глобального порога маскирования как альтернатива используемой в этих целях ПАМ, основанной на механизме латерального торможения. В качестве первой ПАМ используется алгоритм частотного маскирования, применяемый в стандарте сжатия ISO/IEC MPEG-1 Layer 1 [20]. Его работа детально описана в статьях [21, 22] и состоит из следующих основных шагов, выполняемых после вычисления оценки спектральной плотности мощности РС в текущем временном окне анализа:

- выделения тональных маскеров;
- разделения спектра на критические полосы;
- выделения шумового маскера для каждой критической полосы;
- прореживания: в каждой критической полосе остается не более одного маскера (тонального или шумового);
- расчета индивидуальных порогов маскирования по каждому маскеру;
- наконец, на основе индивидуальных порогов маскирования — расчета для каждой гармоники спектра глобального порога маскирования, определяющего ее слышимость в текущем временном окне.

Для сравнения эффективности ПАМ вычисления глобального порога маскирования и ПАМ, основанной на механизме латерального торможения, в работе также рассматривается подалгоритм LI (Lateral Inhibition — латеральное торможение), входящий в состав алгоритма LTFC — модифицированного алгоритма MFCC-параметризации [18].

Второй выдвигаемой гипотезой увеличения эффективности применения MFCC-параметризации, как было сказано выше, является воздействие на спектр сигнала на частотах гармоник основного тона для получения более выраженной картины формантных частот. Для воздействия на значения спектра мощности на частотах, кратных частоте основного тона (ЧОТ), предложено следующее преобразование спектральной плотности мощности:

$$P(k) = \begin{cases} P_x(k)(1 + (1 - 0,5|i|) \cdot K \cdot p_v), & k = \left[n \cdot N \cdot \frac{f_0}{F_S} \right] + i, n \in \mathbb{N}, n < \frac{F_S}{2f_0}, i = \overline{-1,1} \\ P_x(k) & k \neq \left[n \cdot N \cdot \frac{f_0}{F_S} \right] + i, n \in \mathbb{N}, n < \frac{F_S}{2f_0}, i = \overline{-1,1} \end{cases}, \quad (1)$$

где $P_x(k)$ — k -й отсчет спектральной плотности мощности РС для текущего временного окна; N — длина окна фурье-преобразования; F_S — частота дискретизации РС; f_0 — оценка ЧОТ в текущем временном окне, $0 \leq p_v \leq 1$ — метрика наличия вокализации РС в текущем временном окне (0 для невокализованного фрагмента, 1 для вокализованного); $K \geq 0$ — коэффициент преобразования, по результатам серии экспериментов коэффициент принят равным 1,3; квадратными скобками обозначена операция округления до ближайшего целого.

Экспериментальное исследование

Для исследования результатов модификации алгоритма вычисления MFCC-коэффициентов использована система распознавания отдельно произнесенных слов из ограниченного словаря, написанная на языке MatLab доцентом Ли-Мин Ли (Lee-Min Lee) из Da-Yeh University, Тайвань [23, 24]. В качестве материала для обучения и распознавания использована англоязычная база TIDIGITS, содержащая группу из 2072 обучающих фонограмм и 2486 тестовых фонограмм. Каждая фонограмма базы содержит одно слово из словаря, который включает в себя 11 слов: цифры от нуля до девяти (ноль при этом произносится в двух вариантах: «oh» и «zero»). При составлении базы использованы голоса 94 мужчин и 114 женщин, причем дикторы обучающей и тестовой групп не пересекаются.

Исходный код принятой системы распознавания изменен таким образом, что при параметризации фонограмм используются только MFCC-коэффициенты.

Для оценки значения ЧОТ фрагмента сигнала при исследовании гипотезы использован алгоритм REFAC [25], реализованный в тулбоксе VoiceBox вычислительной среды MatLab. Указанный алгоритм не только определяет оценку ЧОТ фрагмента РС, но также возвращает метрику p_v принадлежности фрагмента к вокализованным звукам. Тем не менее для решения данной задачи могут быть опробованы и иные алгоритмы оценки текущей ЧОТ, удовлетворяющие приведенному условию.

Для моделирования шумовой обстановки в тестовые фонограммы добавляются шумы различной природы: уличный шум, шум в поезде, шум в автомобиле, шум толпы (множественные фоновые голоса) — для ОСШ от 20 до 0 дБ с шагом 5 дБ. Обучение системы распознавания производится на исходных чистых обучающих фонограммах.

В табл. 1–4 включены результаты проведенного экспериментального исследования по эффективности распознавания при использовании модификаций алгоритма MFCC-параметризации. Представленные в таблицах значения являются усредненными по перечисленным выше типам шумов. Используются следующие обозначения алгоритмов: MFCC(13) — традиционный алгоритм вычисления тринадцати MFCC-коэффициентов; LI — внедрение алгоритма ла-

■ **Таблица 1.** Частота распознавания (%) при различных ОСШ

Алгоритм	Чистый	20 дБ	15 дБ	10 дБ	5 дБ	0 дБ	0–20 дБ (среднее)
MFCC(13)	90,7	75,7	68,4	58,4	44,6	31,2	55,7
LI	89,6	75,0	68,4	59,4	46,6	33,1	56,5
MPEG1	84,5	75,8	71,9	65,1	55,0	40,3	61,6
OT	90,4	75,8	68,9	59,0	46,0	32,5	56,4
LI+OT	89,1	75,1	68,3	59,7	47,3	34,0	56,9
MPEG1+OT	84,6	75,7	71,9	65,1	55,3	40,8	61,8

■ **Таблица 2.** Относительные улучшения (%) по сравнению с алгоритмом MFCC(13)

Алгоритм	Чистый	20 дБ	15 дБ	10 дБ	5 дБ	0 дБ	0–20 дБ (среднее)
LI	–12,6	–2,7	0,1	2,3	3,6	2,6	1,2
MPEG1	–67,8	0,3	11,2	16,0	18,9	13,2	11,9
OT	–3,9	0,3	1,8	1,3	2,6	1,9	1,6
LI+OT	–17,8	–2,4	–0,2	2,9	4,9	4,0	1,8
MPEG1+OT	–66,5	0,1	11,2	16,1	19,4	13,8	12,1

■ **Таблица 3.** Частота распознавания (%) при оценке ЧОТ на чистой фонограмме

Алгоритм	Чистый	20 дБ	15 дБ	10 дБ	5 дБ	0 дБ	0–20 дБ (среднее)
OTi	90,4	76,2	69,6	59,8	46,9	33,5	57,2
LI+OTi	89,1	75,3	68,7	60,2	47,9	34,8	57,4
MPEG1+OTi	84,6	75,8	72,1	65,4	55,5	41,4	62,0

■ **Таблица 4.** Относительные улучшения (%) при оценке ЧОТ на чистой фонограмме

Алгоритм	Чистый	20 дБ	15 дБ	10 дБ	5 дБ	0 дБ	0–20 (среднее)
OTi	-3,9	1,9	4,0	3,4	4,3	3,3	3,4
LI+OTi	-17,8	-1,8	1,1	4,3	6,0	5,1	3,0
MPEG1+OTi	-66,5	0,2	11,7	16,6	19,8	14,8	12,6

терального торможения [18]; MPEG1 — внедрение ПАМ, представленной в стандарте ISO/IEC MPEG-1 Layer 1 [20]; OT — внедрение алгоритма усиления гармоник основного тона, формула (1); LI+OT и MPEG1+OT — совместное использование алгоритма OT соответственно с алгоритмами LI и MPEG1.

В табл. 1 приведены полученные частоты распознавания различными алгоритмами, в табл. 2 — значения относительного улучшения результатов распознавания по сравнению с алгоритмом MFCC (13). Относительное улучшение RI рассчитывается по формуле

$$RI = \frac{RR_A - RR_{MFCC}}{100 - RR_{MFCC}} \times 100\%, \quad (2)$$

где RR_A — частота распознавания, полученная для рассматриваемого модифицированного алгоритма, %; RR_{MFCC} — частота распознавания, полученная алгоритмом MFCC(13) при тех же условиях, %.

Традиционный алгоритм MFCC-параметризации показывает лучшие результаты для чистого РС, данное положение подтверждается и другими исследованиями [1, 26]. Однако эффективность использования традиционного алгоритма стремительно падает при уменьшении ОСШ. В этом случае лучших результатов можно добиться, используя модифицированные алгоритмы. Как видно из табл. 1 и 2, внедрение в алгоритм ПАМ, широко применяемой в системах сжатия аудиосигналов и прописанной в стандарте ISO/IEC MPEG-1 Layer 1, позволяет достигнуть значимого улучшения работы речевого приложения в шумовом окружении.

Предложенное преобразование спектра мощности РС, заключающееся в усилении спектральных составляющих на частотах, кратных ЧОТ, также позволяет повысить результаты работы ре-

чевого приложения, и, как видно из представленных таблиц, данное преобразование при низких ОСШ может быть использовано совместно с психоакустическими модификациями LI и MPEG1: LI+OT, MPEG1+OT.

Поскольку используемый в модификации OT алгоритм оценки ЧОТ также подвержен влиянию фоновых шумов, для оценки потенциального эффекта использования модификации OT был рассмотрен идеализированный алгоритм оценки ЧОТ, обозначаемый далее OTi. В данной идеализации на вход используемого алгоритма оценки ЧОТ подается соответствующий фрагмент чистой фонограммы, а все остальные блоки по-прежнему работают с фрагментами с заданным ОСШ. Полученные результаты представлены в табл. 3 и 4.

Производительность алгоритмов оценивается по суммарному времени, затрачиваемому вычислительной машиной на параметризацию всей базы обучающих и тестовых фонограмм. Полученные значения, нормированные к значению для традиционного алгоритма MFCC(13), приведены в табл. 5.

Психоакустическая модель, описываемая стандартом ISO/IEC MPEG-1 Layer 1, требует значительно больше вычислительных затрат, нежели фильтрация спектра мощности, реализующая алгоритм LI. Тем не менее реализации данной ПАМ обладают достаточным быстродействием

■ **Таблица 5.** Относительное время работы алгоритмов MFCC-параметризации

Алгоритм	Время	Алгоритм	Время
MFCC(13)	1,0	OT	3,8
LI	1,1	LI+OT	3,9
MPEG1	7,6	MPEG1+OT	11,4

для применения в системах реального времени [27]. Быстродействие модификации ОТ, в свою очередь, непосредственно определяется быстродействием применяемого в ней алгоритма оценки ЧОТ.

Заключение

Таким образом, применение в алгоритме вычисления MFCC-коэффициентов ПАМ стандарта ISO/IEC MPEG-1 Layer 1, а также предложенного преобразования спектральной плотности мощности на частотах кратных гармоник основного тона (1) позволяет получить относительное улучшение

работы системы распознавания одиночных слов соответственно на 11,9 и 1,6 % при усреднении по шумам в диапазоне ОСШ 0–20 дБ.

Преобразование (1) при низких ОСШ может применяться совместно с рассмотренными ПАМ: на 0 дБ для ISO/IEC MPEG-1 Layer 1 получено дополнительное увеличение эффективности на 0,6 %, для механизма латерального торможения — на 1,4 %.

Недостатком предложенных модификаций является снижение быстродействия алгоритма, в результате чего процесс MFCC-параметризации требует на порядок больше вычислительных ресурсов по сравнению с традиционным вариантом.

Литература

1. Majeed S. A., Husain H., Samad S. A., Idbeaa T. F. Mel Frequency Cepstral Coefficients (MFCC) Feature Extraction Enhancement in the Application of Speech Recognition: a Comparison Study // *Journal of Theoretical and Applied Information Technology*. 2015. Vol. 79. N 1. P. 38–56.
2. Tan L. N., Alwan A. Feature Enhancement using Sparse Reference and Estimated Soft-Mask Exemplar-Pairs for Noisy Speech Recognition // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Florence, Italy*. 2014. P. 1710–1714. doi:10.1109/ICASSP.2014.6853890
3. Chang S. Y., Meyer B. T., Morgan N. Spectro-Temporal Features for Noise-Robust Speech Recognition using Power-Law Nonlinearity and Power-Bias Subtraction // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Vancouver, Canada*. 2013. P. 7063–7067. doi: 10.1109/ICASSP.2013.6639032
4. Mandel M. I., Narayanan A. Analysis by Synthesis Feature Estimation for Robust Automatic Speech Recognition using Spectral Masks // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Florence, Italy*. 2014. P. 2528–2532. doi:10.1109/ICASSP.2014.6854052
5. Alam J., Kenny P., Dumouchel P., O'Shaughnessy D. Noise Spectrum Estimation using Gaussian Mixture Model-based Speech Presence Probability for Robust Speech Recognition // *Proc. 15th Intern. Conf. INTERSPEECH, Singapore*. 2014. P. 2759–2763.
6. Arsikere H., Alwan A. Frequency Warping using Subglottal Resonances: Complementarity with VTLN and Robustness to Additive Noise // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Florence, Italy*. 2014. P. 6299–6303. doi:10.1109/ICASSP.2014.6854817
7. Alam J., Kenny P., Stafylakis T. Combining Amplitude and Phase-based Features for Speaker Verification with Short Duration Utterances // *Proc. 16th Intern. Conf. INTERSPEECH, Dresden, Germany*. 2015. P. 249–253.
8. Attabi Y., Alam J., Dumouchel P., Kenny P. Multiple Windowed Spectral Features for Emotion Recognition // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Vancouver, Canada*. 2013. P. 7527–7531. doi:10.1109/ICASSP.2013.6639126
9. Vaz C., Tsiartas A., Narayanan S. Energy-Constrained Minimum Variance Response Filter for Robust Vowel Spectral Estimation // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Florence, Italy*. 2014. P. 6275–6279. doi:10.1109/ICASSP.2014.6854811
10. Alam J., Kenny P., O'Shaughnessy D. Regularized Minimum Variance Distortionless Response-Based Cepstral Features for Robust Continuous Speech Recognition // *Speech Communication*. 2015. Vol. 73. P. 28–46.
11. Slaney M., Seltzer M. L. The Influence of Pitch and Noise on the Discriminability of Filterbank Features // *Proc. 15th Intern. Conf. INTERSPEECH, Singapore*. 2014. P. 2263–2267.
12. Chang S. Y., Wegmann S. On the Importance of Modeling and Robustness for Deep Neural Network Feature // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, South Brisbane, Australia*. 2015. P. 4530–4534. doi:10.1109/ICASSP.2015.7178828
13. Pichot O., Matsoukas S., Matejka P., Dehak N. Developing a Speaker Identification System for the DARPA RATS Project // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Vancouver, Canada*. 2013. P. 6768–6772. doi:10.1109/ICASSP.2013.6638972
14. Mitra V., McLaren M., Franco H., Graciarrena M. Modulation Features for Noise Robust Speaker Identification // *Proc. 14th Intern. Conf. INTERSPEECH, Lyon, France*. 2013. P. 3703–3707.
15. Zhao X., Wang D. Analyzing Noise Robustness of MFCC and GFCC Features in Speaker Identification // *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP, Vancouver, Canada*. 2013. P. 7204–7208. doi: 10.1109/ICASSP.2013.6639061
16. Meyer B. T., Spille C., Kollmeier B., Morgan N. Hooking up Spectro-Temporal Filters with Auditory-Inspired Representations for Robust Automatic Speech Recognition // *Proc. 13th Intern. Conf. INTERSPEECH, Portland, USA*. 2012. P. 1259–1262.
17. Kollmeier B., Schaedler M. R., Meyer A. F. Do We Need STRFs for Cocktail Parties? On the Rel-

- evance of Physiologically Motivated Features for Human Speech Perception Derived from Automatic Speech Recognition // *Advances in Experimental Medicine and Biology*. 2013. Vol. 787. P. 333–341. doi:10.1007/978-1-4614-1590-9_37
18. Dai P., Soon Y. An Improved Model of masking effects for Robust Speech Recognition System // *Speech Communication*. 2013. Vol. 55. P. 387–396. doi:10.1016/j.specom.2012.12.005
 19. Xugang L., Gang L., Lipo W. Lateral Inhibition Mechanism in Computational Auditory Model and its Application in Robust Speech Recognition // *Neural Networks for Signal Processing X, 2000: Proc. of the 2000 IEEE Signal Processing Society Workshop*. 2000. Vol. 2. P. 785–794. doi:10.1109/nnspp.2000.890158
 20. ISO/IEC International Standard 11172-3. Information Technology — Coding of Moving Pictures and Associated Audio for Digital Storage Media at up to about 1.5 Mbits/s. Part 3: Audio. — Geneva, 1993.
 21. Premananda B. S., Uma B. V. Incorporating Auditory Masking Properties for Speech Enhancement in Presence of Near-end Noise // *Intern. Journal of Computer Applications*. 2014. Vol. 106. N 15. P. 1–6.
 22. Painter T., Spanias A. Perceptual Coding of Digital Audio // *Proc. of the IEEE*. 2000. Vol. 88. N 4. P. 451–513.
 23. Lee L. M. HMM Speech Recognition in Matlab. <http://sourceforge.net/projects/hmm-asr-matlab/> (дата обращения: 20.09.2015).
 24. Lee L. M. Duration High-Order Hidden Markov Models and Training Algorithms for Speech Recognition // *Journal of Information Science and Engineering*. 2015. Vol. 31. N 3. P. 799–820.
 25. Gonzalez S., Brookes M. PEFAC — a Pitch Estimation Algorithm Robust to High Levels of Noise // *IEEE/ACM Transactions on Audio, Speech and Language Processing (TASLP)*. 2014. Vol. 22. N 2. P. 518–530. doi:10.1109/TASLP.2013.2295918
 26. Dai P., Soon Y. A Temporal Frequency Warped (TFW) 2D Psychoacoustic Filter for Robust Speech Recognition System // *Speech Communication*. 2011. Vol. 53. P. 229–241. doi:10.1016/j.specom.2011.10.004
 27. Noll P. MPEG Digital Audio Coding Standards // *The Digital Signal Processing Handbook/Ed. by V. K. Madisetti and D. B. Williams*. — IEEE Press/CRC Press, 1998. P. 40-1–40-28.

UDC 004.934.2

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.8

Frequency Masking in Speech MFCC-Parameterization in Presence of NoiseTomchuk K. K.^a, Senior Lecturer, wake@inbox.ru^aSaint-Petersburg State University of Airspace Instrumentation, 67, B. Morskaya St., 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation

Introduction: MFCCs are widely used in speech signals parameterization, however their effectiveness significantly decreases when the signal contains a noise term. The work proposes and studies a modification of the traditional MFCC calculation algorithm by introducing additional signal transformations based on the mechanisms of speech production and perception. **Results:** We propose a psychoacoustic model which allows you to take into account the frequency-masking effect in human auditory perception. In addition, considering how formant areas are formed in the voice spectrum, we propose to influence the spectral counts corresponding to multiple harmonics of the fundamental tone. The modified algorithm was tested in a single-word recognition system adapted for speech signal parameterization with only MFCCs. We demonstrated a positive effect of using the proposed additional speech signal transformations in the parameterization algorithm. **Practical relevance:** The proposed approach to MFCC calculation for the speech signal segment allows you to improve MFCC usage effectiveness in a variety of speech applications.

Keywords — Speech Signal Parameterization, MFCC, Psychoacoustic Model, Speech System.

References

1. Majeed S. A., Husain H., Samad S. A., Idbeaa T. F. Mel Frequency Cepstral Coefficients (MFCC) Feature Extraction Enhancement in the Application of Speech Recognition: a Comparison Study. *Journal of Theoretical and Applied Information Technology*, 2015, vol. 79, no. 1, pp. 38–56.
2. Tan L. N., Alwan A. Feature Enhancement using Sparse Reference and Estimated Soft-Mask Exemplar-Pairs for Noisy Speech Recognition. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Florence, Italy, 2014, pp. 1710–1714. doi:10.1109/ICASSP.2014.6853890
3. Chang S. Y., Meyer B. T., Morgan N. Spectro-Temporal Features for Noise-Robust Speech Recognition using Power-Law Nonlinearity and Power-Bias Subtraction. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Vancouver, Canada, 2013, pp. 7063–7067. doi:10.1109/ICASSP.2013.6639032
4. Mandel M. I., Narayanan A. Analysis by Synthesis Feature Estimation for Robust Automatic Speech Recognition using Spectral Masks. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Florence, Italy, 2014, pp. 2528–2532. doi:10.1109/ICASSP.2014.6854052
5. Alam J., Kenny P., Dumouchel P., O'Shaughnessy D. Noise Spectrum Estimation using Gaussian Mixture Model-based Speech Presence Probability for Robust Speech Recognition. *Proc. 15th Intern. Conf. INTERSPEECH*, Singapore, 2014, pp. 2759–2763.
6. Arsikere H., Alwan A. Frequency Warping using Subglottal Resonances: Complementarity with VTLN and Robustness to Additive Noise. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Florence, Italy, 2014, pp. 6299–6303. doi:10.1109/ICASSP.2014.6854817
7. Alam J., Kenny P., Stafylakis T. Combining Amplitude and Phase-based Features for Speaker Verification with Short Duration Utterances. *Proc. 16th Intern. Conf. INTERSPEECH*, Dresden, Germany, 2015, pp. 249–253.
8. Attabi Y., Alam J., Dumouchel P., Kenny P. Multiple Windowed Spectral Features for Emotion Recognition. *Proc.*

- IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Vancouver, Canada, 2013, pp. 7527–7531. doi:10.1109/ICASSP.2013.6639126
9. Vaz C., Tsiartas A., Narayanan S. Energy-Constrained Minimum Variance Response Filter for Robust Vowel Spectral Estimation. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Florence, Italy, 2014, pp. 6275–6279. doi:10.1109/ICASSP.2014.6854811
 10. Alam J., Kenny P., O'Shaughnessy D. Regularized Minimum Variance Distortionless Response-Based Cepstral Features for Robust Continuous Speech Recognition. *Speech Communication*, 2015, vol. 73, pp. 28–46.
 11. Slaney M., Seltzer M. L. The Influence of Pitch and Noise on the Discriminability of Filterbank Features. *Proc. 15th Intern. Conf. INTERSPEECH*, Singapore, 2014, pp. 2263–2267.
 12. Chang S. Y., Wegmann S. On the Importance of Modeling and Robustness for Deep Neural Network Feature. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, South Brisbane, Australia, 2015, pp. 4530–4534. doi:10.1109/ICASSP.2015.7178828
 13. Plchot O., Matsoukas S., Matejka P., Dehak N. Developing a Speaker Identification System for the DARPA RATS Project. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Vancouver, Canada, 2013, pp. 6768–6772. doi:10.1109/ICASSP.2013.6638972
 14. Mitra V., McLaren M., Franco H., Graciarena M. Modulation Features for Noise Robust Speaker Identification. *Proc. 14th Intern. Conf. INTERSPEECH*, Lyon, France, 2013, pp. 3703–3707.
 15. Zhao X., Wang D. Analyzing Noise Robustness of MFCC and GFCC Features in Speaker Identification. *Proc. IEEE Intern. Conf. ICASSP*, Vancouver, Canada, 2013, pp. 7204–7208. doi: 10.1109/ICASSP.2013.6639061
 16. Meyer B. T., Spille C., Kollmeier B., Morgan N. Hooking up Spectro-Temporal Filters with Auditory-Inspired Representations for Robust Automatic Speech Recognition. *Proc. 13th Intern. Conf. INTERSPEECH*, Portland, USA, 2012, pp. 1259–1262.
 17. Kollmeier B., Schaedler M. R., Meyer A. F. Do We Need STRFs for Cocktail Parties? On the Relevance of Physiologically Motivated Features for Human Speech Perception Derived from Automatic Speech Recognition. *Advances in Experimental Medicine and Biology*, 2013, vol. 787, pp. 333–341. doi:10.1007/978-1-4614-1590-9_37
 18. Dai P., Soon Y. An Improved Model of Masking Effects for Robust Speech Recognition System. *Speech Communication*, 2013, vol. 55, pp. 387–396. doi:10.1016/j.specom.2012.12.005
 19. Xugang L., Gang L., Lipo W. Lateral Inhibition Mechanism in Computational Auditory Model and its Application in Robust Speech Recognition. *Neural Networks for Signal Processing X, 2000. Proc. of the 2000 IEEE Signal Processing Society Workshop*, 2000, vol. 2, pp. 785–794. doi:10.1109/nnsf.2000.890158
 20. ISO/IEC International Standard 11172-3. *Information Technology — Coding of Moving Pictures and Associated Audio for Digital Storage Media at up to about 1.5 Mbits/s. Part 3: Audio*. Geneva, 1993.
 21. Premananda B. S., Uma B. V. Incorporating Auditory Masking Properties for Speech Enhancement in presence of Near-end Noise. *International Journal of Computer Applications*, 2014, vol. 106, no. 15, pp. 1–6.
 22. Painter T., Spanias A. Perceptual Coding of Digital Audio. *Proc. of the IEEE*, 2000, vol. 88, no. 4, pp. 451–513.
 23. Lee L. M. *HMM Speech Recognition in Matlab*. Available at: <http://sourceforge.net/projects/hmm-asr-matlab/> (accessed 20 September 2015).
 24. Lee L. M. Duration High-Order Hidden Markov Models and Training Algorithms for Speech Recognition. *Journal of Information Science and Engineering*, 2015, vol. 31, no. 3, pp. 799–820.
 25. Gonzalez S., Brookes M. PEFAC — a Pitch Estimation Algorithm Robust to High Levels of Noise. *IEEE/ACM Transactions on Audio, Speech and Language Processing (TASLP)*, 2014, vol. 22, no. 2, pp. 518–530. doi:10.1109/TASLP.2013.2295918
 26. Dai P., Soon Y. A Temporal Frequency Warped (TFW) 2D Psychoacoustic Filter for Robust Speech Recognition System. *Speech Communication*, 2011, vol. 53, pp. 229–241. doi:10.1016/j.specom.2011.10.004
 27. Noll P. *MPEG Digital Audio Coding Standards*. In: *The Digital Signal Processing Handbook*. Ed. by V. K. Madsen and D. B. Williams. IEEE Press/CRC Press, 1998, pp. 40-1–40-28.

УДК 004.773.5

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.15

АЛГОРИТМЫ ОБРАБОТКИ ДАННЫХ В КОНТРОЛИРУЕМЫХ АККАУНТАХ СИСТЕМЫ ВИДЕОКОНФЕРЕНЦСВЯЗИ

А. И. Савельев^{а, 1}, научный сотрудник^аСанкт-Петербургский институт информатики и автоматизации РАН, Санкт-Петербург, РФ

Цель: анализ алгоритмов обработки данных в контролируемых аккаунтах системы видеоконференцсвязи и их сложности. Оценка влияния внедрения нового модуля в приложение на его производительность. **Результаты:** анализ сложности алгоритмов и подсчет количества новых функций и графических интерфейсов, необходимых для внедрения дополнительного модуля в пиринговое приложение видеоконференцсвязи, показал, что новый модуль незначительно влияет на производительность приложения в целом. Высокая производительность модуля достигается за счет линейной сложности его алгоритмов обработки данных, работа которых потребляет малое количество ресурсов процессора и оперативной памяти компьютера по сравнению с работой остальных частей пирингового приложения видеоконференцсвязи в клиентской части приложения. **Практическая значимость:** модуль контролируемых аккаунтов и его алгоритмы обработки данных позволяют расширить возможности приложения видеоконференцсвязи. Линейная сложность алгоритмов обработки данных обеспечивает высокую производительность данного модуля, что положительно сказывается на работе приложения в целом. Алгоритмы обработки данных построены на базе существующих в приложении видеоконференцсвязи алгоритмов или копируют их, обеспечивая простую интеграцию модуля в архитектуру приложения, а также облегчая задачу разработки программного обеспечения.

Ключевые слова — пиринговое взаимодействие, клиент-серверное взаимодействие, видеоконференцсвязь, модульная архитектура программного обеспечения.

Введение

Современные приложения видеоконференцсвязи позволяют обмениваться не только аудио- и видеопотоками, но и совместно редактировать документы, рисовать схемы, графики, изображения [1]. Личный кабинет пользователя такого приложения содержит настройки и графические компоненты интерфейса, обеспечивающие взаимодействие с другими пользователями. Развитие инфотелекоммуникационных технологий повлияло на развитие пиринговых сетей, которые осуществляют передачу данных напрямую между пользователями, тем самым снижая нагрузку на серверную часть приложения и распределяя ее между клиентами [2]. Данный подход позволяет создавать небольшие видеочаты до десяти человек, где хорошее качество связи обеспечивается максимум при пяти участниках. Пиринговые приложения видеоконференцсвязи направлены на обеспечение обмена данными в узком кругу участников, но они также востребованы, как и их клиент-серверные аналоги, а значит, их разработка и развитие являются перспективными и целесообразными [3, 4].

Управление числом активных участников в одном сеансе видеоконференцсвязи осуществляется функционалом клиентских приложений, настра-

иваемых и взаимодействующих с центральным сервером. Рассмотрим подходы к управлению пользовательскими аккаунтами и средства много-модальных интерфейсов, применяемых в архитектурах видеоконференцсвязи.

Одним из востребованных направлений в развитии модулей для приложений видеоконференцсвязи является разработка корпоративных аккаунтов. В статье [5] рассматривается управление аккаунтами пользователей корпоративной сети. Для решения задач управления аккаунтами используются несколько технологий, разработанных в Carnegie Mellon University, предназначенных для облегчения работы с пользователями и их правами в корпоративной среде. Информация обычно обрабатывается в дереве LDAP (Lightweight Directory Access Protocol) серверов, поддерживаемых различными группами на различных административных уровнях — от корпорации до отдела. Для оптимизации информации, проходящей через уровни LDAP-серверов, проводится процедура минимизации необходимых связей между поддерживаемыми группами и используются механизмы кэша для повторно передаваемой информации с высших административных уровней на низшие. Эти технологии могут быть применены как на различных уровнях LDAP-серверов, так и на компьютере конечного пользователя.

Управление аккаунтами в среде гибридного облака рассматривается в работе [6]. Для решения задач контроля аккаунтов используется система,

¹ Научный руководитель — профессор, доктор технических наук, заместитель директора по научной работе Санкт-Петербургского института информатики и автоматизации РАН А. Л. Ронжин.

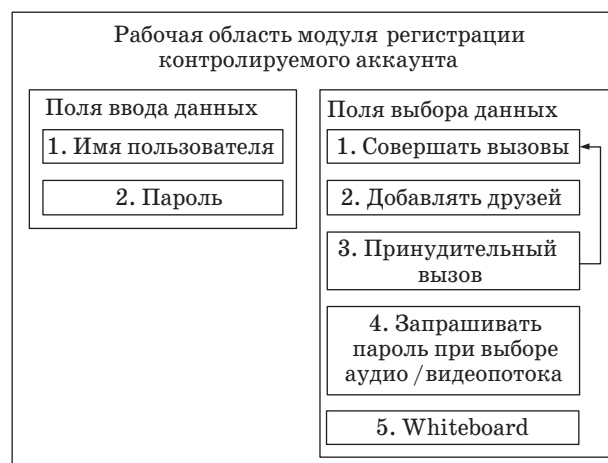
управляющая облаком Monsoon. Данная система предоставляет корпоративным пользователям интерфейс и портал для управления инфраструктурой облака во множественных публичных и частных облачных провайдерах. Она обеспечивает управление пользовательскими аккаунтами, контроль доступа, инструменты анализа и отчетов, корпоративные аккаунты ролей и систему, осуществляющую контроль, поддерживающую пользовательские подписки и управление многоуровневыми аккаунтами в гибридном облаке, которое может содержать множество публичных и частных облачных сервисов.

Немаловажным аспектом при разработке модулей является сама архитектура приложения. Правильно спроектированная архитектура позволяет легко разрабатывать и внедрять новые модули. В работе [7] описывается системная архитектура видеоконференции на базе рекомендации ITU-T стандарта H.323, рассматривается как серверная, так и клиентская часть. Данная архитектура проводит обработку видео для создания эффекта личного присутствия посредством управления объектами видео и динамического распределения скоростей. В работе описан подход, основанный на цветности ключа, разрешающий извлечения объектов сервером PPMCU так, что видеообъектами можно управлять в соответствии с потребностями пользователей. После извлечения объектов сервер перекодирует их, используя интеллектуальный метод распределения битов, и вставляет обратно фон цветного ключа. Клиент извлекает видео из принятого потока и манипулирует 2D-объектами и виртуальным фоном в 3D-пространстве.

Функции и алгоритмы модуля контролируемого аккаунта

В данной статье рассматриваются алгоритмы обработки данных модуля, внедряемого в уже существующее приложение видеоконференцсвязи, на примере контролируемых личных кабинетов (далее — контролируемых аккаунтов). Работа контролируемых аккаунтов взаимосвязана с алгоритмами работы приложения видеоконференцсвязи, и аккаунты являются частью приложения, архитектура которого представлена в работе [8].

Графический интерфейс для регистрации контролируемого аккаунта доступен только из зарегистрированного обычного аккаунта приложения. Схема графического интерфейса (рис. 1) позволяет пользователю осуществить регистрацию нового имени пользователя (логина), пароля, а также задать права доступа для управления контролируемым аккаунтом. С целью выявить необходимые данные для внедрения проведем сравнение обычного и контролируемого аккаунта



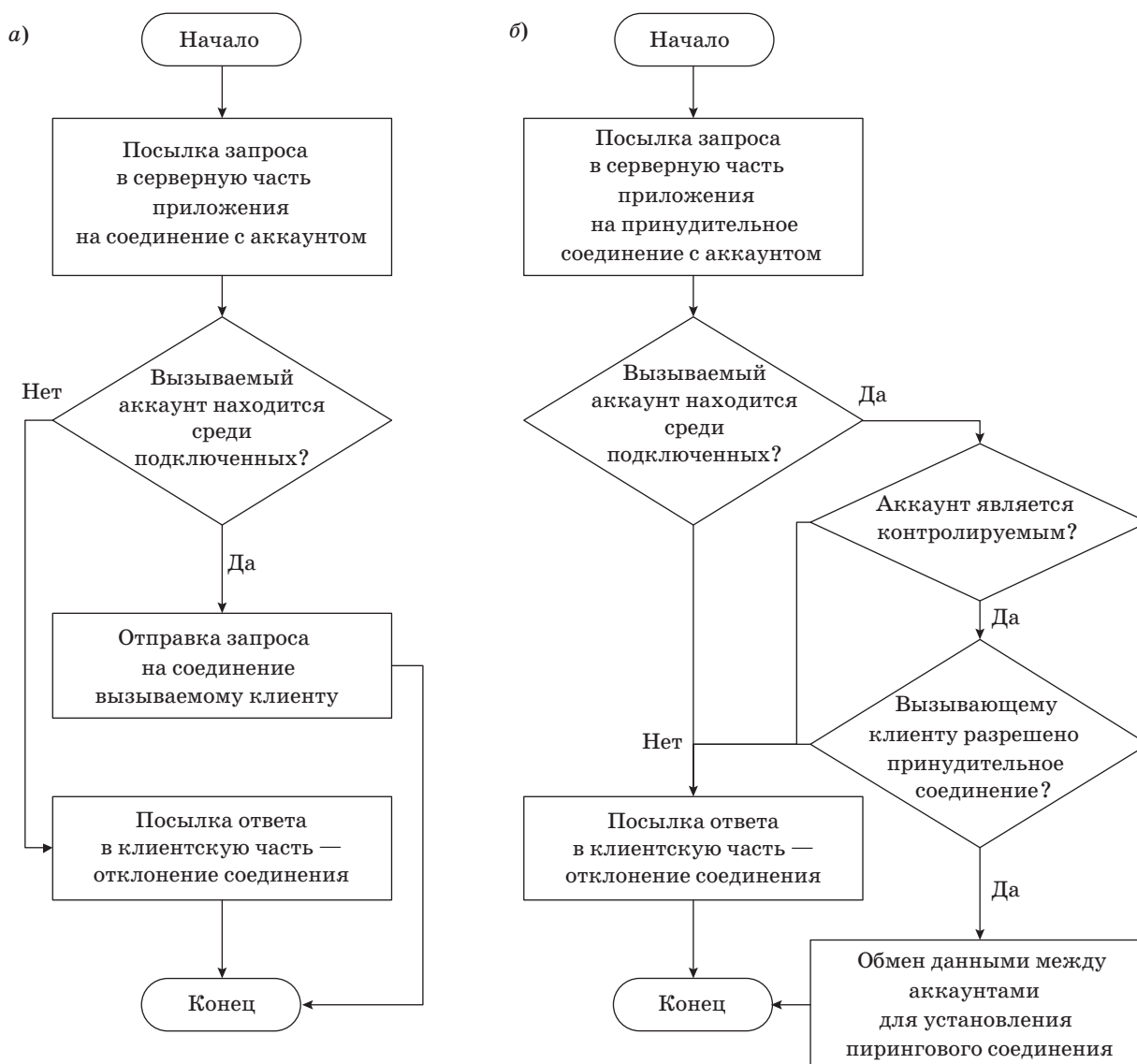
■ Рис. 1. Схема графического интерфейса регистрации контролируемого аккаунта

тов относительно возможностей контролируемого аккаунта.

В области полей выбора (см. рис. 1) существует несколько различных параметров для управления контролируемым аккаунтом. Блокировка возможности совершать вызовы запрещает контролируемому аккаунту самому устанавливать соединение с другими пользователями приложения. При выборе данного пункта приложение автоматически будет разрешать ряду пользователей, выбранных администратором аккаунта, принудительно соединиться с данным аккаунтом, что соответствует третьему пункту полей выбора данных на схеме графического интерфейса. На рис. 1 первый и третий пункты полей выбора соединены стрелкой, что показывает их зависимость друг от друга; при выборе третьего пункта первый пункт будет автоматически заблокирован. Взаимодействие между клиентской и серверной частями всех рассматриваемых далее алгоритмов осуществляется по протоколу WebSocket. Алгоритмы обычного соединения аккаунтов и принудительного соединения с контролируемым аккаунтом представлены на рис. 2, а и б соответственно.

Данные алгоритмы очень схожи, за исключением нескольких дополнительных проверок, присутствующих в алгоритме принудительного соединения, и последнего этапа работы алгоритмов при удачном выполнении всех проверок. Сначала более подробно рассмотрим алгоритм принудительного соединения и его сложность, так как он содержит в себе большую часть алгоритма обычного соединения аккаунтов.

Данный алгоритм направляет текстовый идентификатор запроса и имени аккаунта из клиентской части приложения в серверную. Сложность этой операции равна $O(1)$ и является постоянной. Серверная часть приложения опознает иденти-



■ Рис. 2. Алгоритм обычного соединения аккаунтов (а) и принудительного соединения с аккаунтом (б)

фикатор запроса и запускает соответствующий ему процесс обработки данных, который попытается найти интересующего клиента по идентификатору имени среди списка подключенных к серверу аккаунтов, в худшем случае содержащему все n пользователей базы данных. Если клиент найден, производится проверка, находится ли пользователь в друзьях. В худшем случае сложность этой проверки равна n . Если пользователя в друзьях нет, он добавляется в список ожидающих подтверждения, после чего производится проверка, подключен ли пользователь к серверу. При положительном результате трех вышерассмотренных проверок между клиентами будет произведен обмен данными для осуществления пирингового соединения. В случае отрицательного исхода одной из проверок сервер отправит

клиенту сообщение об отклонении запроса на соединение. Эта операция имеет постоянную сложность и равна $C2$. В итоге выражение, описывающее сложность алгоритма, выглядит как $2n + C1 + C2 = \theta(n)$, поэтому можно сказать, что сложность алгоритма линейна.

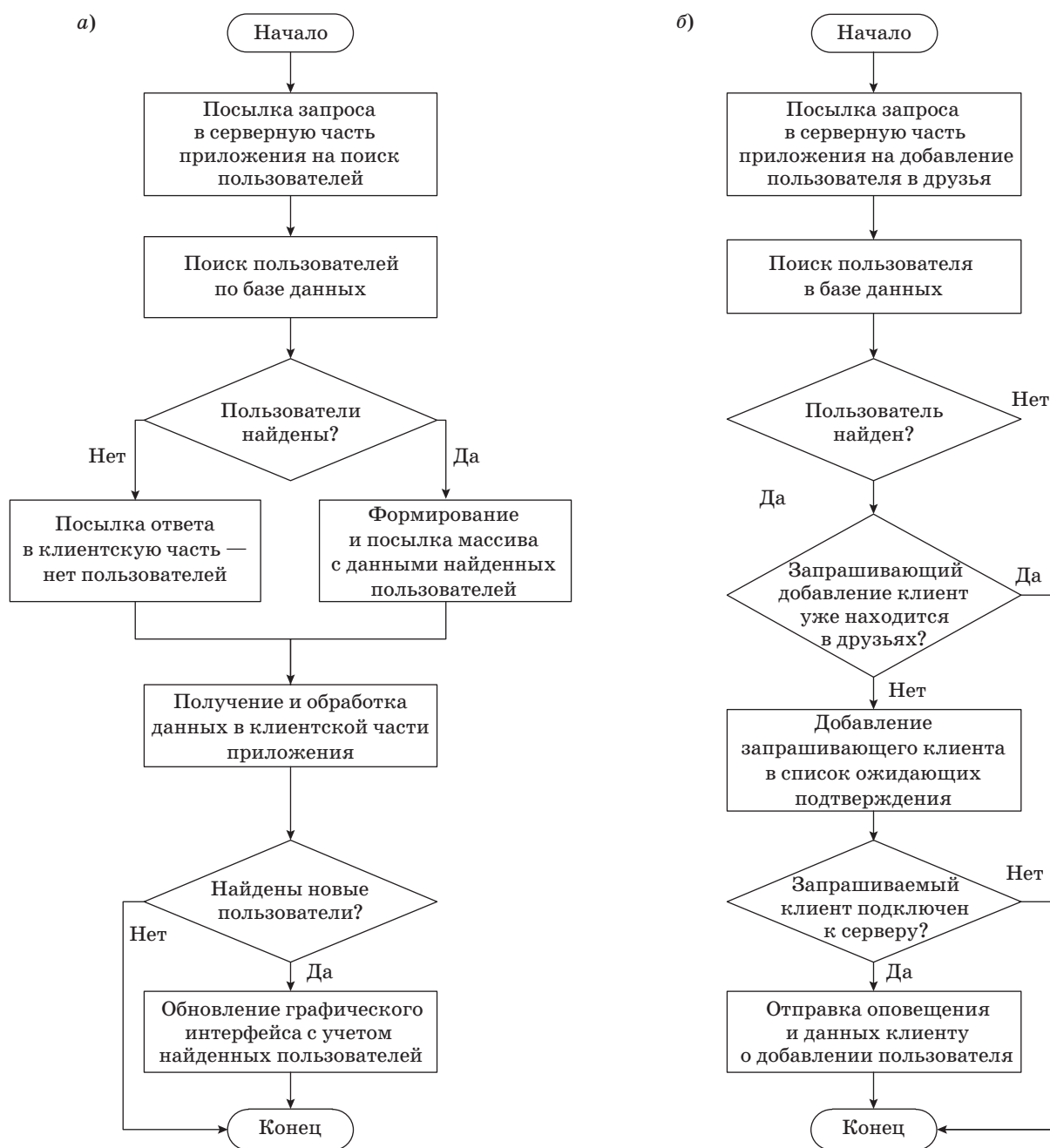
В алгоритме обычного соединения аккаунтов выполняется всего одна проверка, при положительном результате которой будет выполнен не обмен данными для соединения аккаунтов, как в случае с контролируемым аккаунтом, а отправление запроса вызываемому клиенту. Это отличие является очень важным, так как при обычном соединении аккаунтов оба аккаунта являются равноправными, и вызываемый аккаунт при получении запроса сможет как принять, так и отклонить его. В случае с контролируемым

аккаунтом соединение происходит принудительно и никакого подтверждения о соединении с вызываемым аккаунтом не требуется, если для этого выполнены все рассмотренные выше предпосылки. Если рассматривать вопрос сложности, то можно сказать, что изменения в алгоритме не сильно влияют на его сложность. Она описывается линейным выражением $2n + C1 + C2 = O(n)$, так же, как и в алгоритме принудительного соединения.

При выборе пункта графического меню «Добавлять друзей» (см. рис. 1) контролируемый

аккаунт сможет осуществлять поиск пользователей в базе данных и отправлять заявки на добавление их в список друзей. Алгоритмы поиска пользователей и добавления пользователей в друзья представлены на рис. 3, а и б соответственно.

Два эти алгоритма работают одинаково для всех типов аккаунтов, ограничения возникают только при отключении работы данных алгоритмов в контролируемых аккаунтах. Далее рассмотрим подробнее этапы их выполнения и вычислительную сложность.



■ Рис. 3. Алгоритм поиска пользователей (а) и добавления пользователя в друзья (б)

Алгоритм поиска пользователей начинает свою работу с отправления запроса из клиентской части приложения в серверную. Сложность этой операции равна $C1$ и является постоянной. Запрос представляет собой строку, содержащую целое или часть имени пользователя. Далее сервер создаст запрос в базу данных, содержащую n пользователей, с данными из переданной строки и получит результат. В случае возврата пустого результата сервер отправит клиенту информационное сообщение, в противном случае сервер отправит найденные данные в виде массива найденных пользователей. Независимо от варианта развития событий сложность этой конструкции можно оценить как постоянную, равную $C2$. Клиентская часть приложения обрабатывает полученные данные; в случае если новые данные отличаются от тех, что уже есть в хранилище клиентской части приложения, выполнится поиск новых пользователей со сложностью, в худшем случае равный n . Далее произойдет перерисовка графического интерфейса на основе полученных данных, сложность которой постоянна и равна $C3$. В результате сложность всего алгоритма описывается выражением $2n + C1 + C2 + C3 = \theta(n)$. Таким образом, сложность алгоритма линейна.

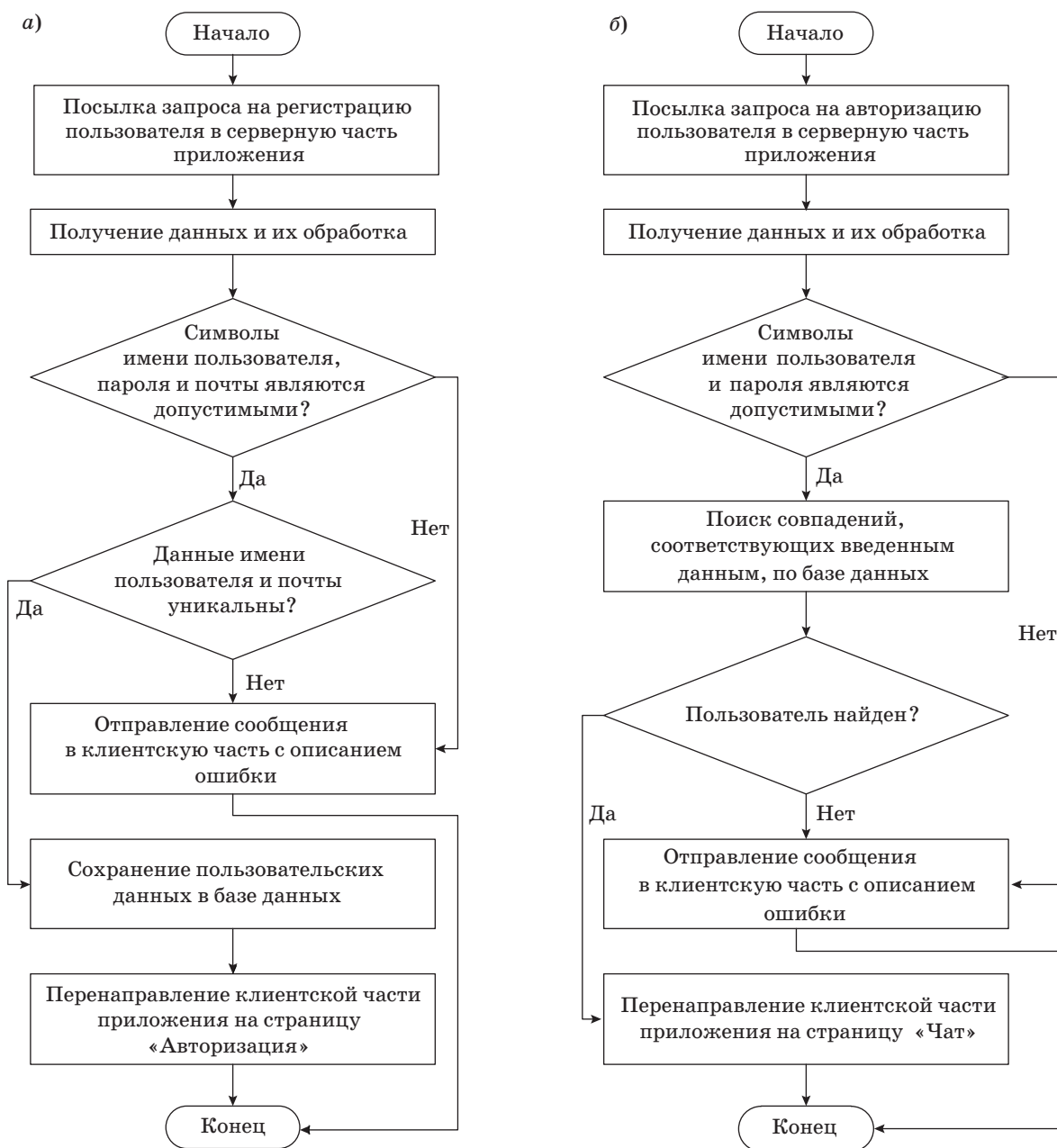
Алгоритм добавления пользователя в друзья начинает свою работу с посылки строки в серверную часть приложения с именем пользователя, которого необходимо добавить в друзья. Сложность этой операции, как и операции из предыдущего алгоритма, постоянна и равна $C1$. Далее серверная часть приложения выполнит поиск пользователя по базе данных, содержащей n пользователей, и в случае если пользователь найден (сложность проверки постоянна и равна $C2$), проверит наличие его в друзьях найденного аккаунта. В худшем случае сложность этой проверки равна n . Если запрашиваемый аккаунт уже находится в друзьях, то алгоритм завершит свою работу, если нет — добавит найденного пользователя в список ожидающих подтверждения запроса на добавление в друзья. Последним шагом алгоритма будет проверка, подключен ли аккаунт найденного пользователя к серверу или нет. В случае если аккаунт подключен, сервер отправит ему данные о новых заявках в друзья. Данные операции имеют сложность n . В итоге выражение, описывающее сложность алгоритма, выглядит как $3n + C1 + C2 = \theta(n)$, поэтому можно сказать, что сложность алгоритма линейна.

Примерно 30 % операций во всех вышеприведенных алгоритмах занимают различные проверки, которые заменяются обычным блокированием возможностей графического интерфейса в клиентской части приложения. Но ограничение графического интерфейса клиентской части приложения не гарантирует, что пользователь умышленно с помощью вызова определенных

команд не попытается воспользоваться возможностями, которые заблокированы в графическом интерфейсе и на программном уровне. Также невозможно быть полностью уверенным, что при обфускации клиентского кода его не смогут расшифровать и использовать в собственных целях для совершения XSS-атак на сервер. Поэтому для безопасности серверной части приложения, обеспечения конфиденциальности информации пользователей и разграничения доступа к функционалу приложения используются различные проверки в серверной части приложения.

В любых типах аккаунтов возможность включения и выключения захвата аудио- и видеопотоков с соответствующих устройств доступна по умолчанию. В контролируемых аккаунтах пункт настроек «Запрашивать пароль при выборе аудио/видеопотока» (см. рис. 1) позволяет ограничить доступ к управлению устройствами посредством логина и пароля. Логин и пароль хранятся в серверной части приложения, и при каждой попытке доступа к устройствам клиентская часть приложения будет запрашивать ввод логина и пароля для отправки его в серверную часть приложения и дальнейшей проверки. Последний пункт графического интерфейса, так же как и предыдущий, оперирует логином и паролем, в данном случае они используются для ограничения доступа к выходу из профиля пользователя. Логин и пароль в приложении впервые используются при регистрации пользователя, затем следует авторизация; алгоритмы данных процессов представлены на рис. 4, а и б. Все последующие операции для подтверждения логина и пароля аккаунта используют тот же алгоритм авторизации, что и в начале работы приложения, но данные в серверную часть пересылаются через протокол WebSocket.

Алгоритм регистрации пользователя начинает свою работу с посылки запроса на регистрацию в серверную часть приложения. Запрос содержит в себе данные имени пользователя, пароля и почты клиента. Сервер проверит поступившие данные на соответствие допустимому набору символов. Сложность этих операций является постоянной и равна $C1$. Затем следует проверка на уникальность почты и имени пользователя со сложностью n , где n — число пользователей. В случае если данные не прошли одну из проверок, сервер сформирует сообщение с описанием некорректных данных и отправит его в клиентскую часть. В случае если все введенные пользователем данные корректны, сервер сохранит их в базу данных и сформирует ответ на запрос клиента с перенаправлением на страницу авторизации. Сложность этих операций оценивается как постоянная и равна $C2$. В результате сложность алгоритма описывается выражением $n + C1 + C2 = \theta(n)$, из чего следует, что алгоритм имеет линейную сложность.



■ Рис. 4. Алгоритм регистрации (а) и авторизации (б) пользователя

Алгоритм авторизации посылает запрос из клиентской части приложения с именем пользователя и паролем в серверную. Сервер проверит поступившие данные на соответствие допустимому набору символов. Сложность этих операций является постоянной и равна $C1$. Затем сервер попытается найти пользователя в базе данных с n пользователями. Если данные, отправленные клиентом, некорректны, сервер сформирует сообщение с описанием некорректных данных и отправит его в клиентскую часть. В случае успешного завершения проверок сервер перенаправит клиента на страницу-чат. Сложность этих операций оценивается как посто-

янная, равная $C2$. После завершения авторизации сервер отправит клиенту cookie-данные. Cookie-данные будут идентифицировать клиента всякий раз, когда он будет пытаться отправить новые запросы на сервер, не требуя от него повторного ввода логина и пароля, кроме ситуаций с контролируруемыми аккаунтами, описанными выше. В результате сложность алгоритма описывается выражением $n + C1 + C2 = \theta(n)$, из чего следует, что алгоритм имеет линейную сложность.

Регистрация контролируемых аккаунтов проходит по тому же алгоритму, что и регистрация обычных аккаунтов, но существуют некоторые

различия. Регистрация контролируемого аккаунта может быть осуществлена только со страницы-чата зарегистрированным и авторизованным пользователем. Второе различие заключается в протоколе передачи данных: при обычной регистрации аккаунта используется протокол HTTP, при регистрации контролируемого аккаунта используется протокол WebSocket, который способствует ускорению идентификации пользователя на сервере, упрощению процесса приема и передачи данных между сервером и клиентом. Последнее различие заключается в количестве данных, отправляемых при регистрации аккаунта; при регистрации контролируемого аккаунта используются только логин и пароль, в то время как при регистрации обычного аккаунта требуется еще и адрес электронной почты. Данное различие возникает по причине того, что контролируемый аккаунт позволяет управлять им с помощью обычного аккаунта, на который был зарегистрирован управляемый аккаунт, поэтому почта у таких аккаунтов является общей.

Контролируемые аккаунты в архитектурном плане отличаются от обычных только взаимодействием с сервером. В случае с пиринговым соединением и передачей мультимедийных данных они подобны обычным аккаунтам. Далее рассмотрим их графический интерфейс.

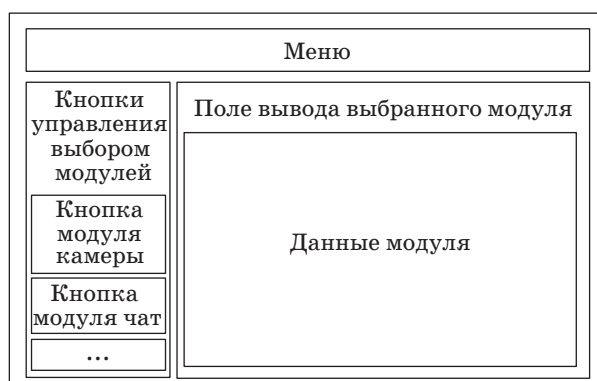
Оценка новых графических интерфейсов для модуля контролируемого аккаунта

Несмотря на линейную сложность алгоритмов и схожесть либо идентичность некоторых из них, необходимо учитывать сложность проектирования графических интерфейсов приложения. Графические интерфейсы позволяют осуществлять взаимодействие между пользователями и клиентской частью приложения, запуская на выполнение различные алгоритмы.

Для внедрения нового графического интерфейса в приложение требуется разработать ряд функций, которые будут связывать его с хранилищем данных, и ряд функций, которые связывают хранилище и конечные модули приложения. Количество функций, связывающих хранилище данных и модули, не всегда линейно зависит от количества данных, полученных из графического интерфейса, поэтому рассмотрим конкретные случаи внедряемых модулей.

Схема графического интерфейса модулей обычного и контролируемого аккаунтов представлена на рис. 5.

Данный графический интерфейс полностью идентичен для обоих аккаунтов, за исключением ситуаций, когда контролируемый аккаунт имеет ограничения в настройках и не содержит некоторых элементов интерфейса. При добавлении модуля контролируемого аккаунта в приложение



■ Рис. 5. Схема графического интерфейса аккаунта

в обычном аккаунте появляется новый графический элемент, позволяющий управлять настройками контролируемого аккаунта. Новый элемент содержит в себе восемь различных настроек, представляющих шесть полей выбора и два поля ввода данных. Все перечисленные поля тесно взаимодействуют с логикой приложения, формируя данные для сервера. Взаимодействие с каждым графическим элементом настроек и полями ввода данных описывается функцией, позволяющей передавать данные в хранилища, находящиеся в клиентской части приложения. В клиентской части приложения существует несколько типов хранилищ, которые отвечают за различные модули и типы данных. При изменении данных в хранилищах все модули, которые взаимодействуют с ними, получают оповещения, что данные изменились. Модуль при получении оповещения об изменении данных запускает алгоритмы, необходимые для их обработки. В общей сумме имеется 16 новых функций, из которых восемь взаимодействуют с хранилищем и восемь служат для оповещения модулей о дальнейшей обработке. Такой подход оправдан, так как перед отправлением на сервер данные проходят предварительную обработку в клиентской части приложения. Обработка подразумевает различные проверки на соответствие определенному набору и количеству символов и взаимодействие связанных друг с другом пунктов. Контролируемый аккаунт в клиентской части приложения полностью занимает элементы графического интерфейса обычных аккаунтов, таким образом, сложность приложения не возрастает.

Оценка влияния модуля контролируемого аккаунта на производительность приложения

Несмотря на различные задачи, которые должны выполнять модули и каналы связи, передающие необходимые данные, сложность внедрения модулей в данное пиринговое приложение видео-

конференцсвязи примерно одинакова. Это достигается за счет проектирования такой архитектуры приложения, которая позволяет добиться однозначности при интеграции модулей, использовать имеющиеся алгоритмы, незначительно модернизировать их или разрабатывать новые с линейной сложностью. Благодаря подобной архитектуре упрощается поддержка и развитие приложения. Все алгоритмы, необходимые для внедрения модулей в приложение, имеют линейную сложность, что обеспечивает высокую скорость обмена данными между модулями и самим приложением. Наконец, очевидное достоинство разбиения приложения на отдельные модули заключается в том, что каждый элемент приложения является целостным, не зависимым напрямую от остальных и легко поддается изменению, не затрагивая другие части системы.

Для внедрения модуля контролируемого аккаунта необходимо разработать шестнадцать новых функций, модернизировать два алгоритма и привязать модуль к четырем уже существующим алгоритмам; также необходимо разработать новый графический интерфейс, состоящий из восьми элементов. Все алгоритмы являются линейными и частично или полностью заимствованными, таким образом, их работа не влияет на производительность приложения. При проведении тестирования в клиентской части были получены данные о работе приложения в различных режимах. При запуске системы клиентская часть приложения потребляет примерно 3500 КБ оперативной памяти (ОП) и 1–2 % мощности центрального процессора (ЦП). Во время пирингового соединения с одним клиентом потребление составило примерно 10 МБ ОП и 5–6 % мощности ЦП. Последний этап тестирования показал,

что при четырех пиринговых соединениях потребление ресурсов составило 300 МБ ОП и 25–30 % мощности ЦП. Модуль контролируемого аккаунта при всех режимах работы приложения потребляет от 2 до 10 КБ ОП и 0,01–0,02 % мощности ЦП, что вносит незначительный вклад в потребление ресурсов клиентской частью приложения видеоконференцсвязи. Таким образом, можно судить о высокой эффективности и быстродействии данного модуля.

Заключение

Все вышеприведенные данные обеспечивают полную интеграцию модуля контролируемого аккаунта в приложение видеоконференцсвязи. Конечная сложность внедрения модуля является достаточно низкой и обеспечивает простоту и надежность интеграции. При такой невысокой сложности можно утверждать, что алгоритмы и функции, связывающие ядро приложения и модуль, потребляют очень мало ресурсов оперативной памяти и процессорного времени, благодаря чему работа такой системы не влияет на производительность работы всего приложения.

В целом внедряемые модули хорошо адаптируемы в сложных системах с минимальным клиент-серверным взаимодействием [8], где основная часть нагрузки распределяется между клиентскими частями приложения. Также работа модулей не нарушает целостность данных, обрабатываемых другими частями приложения, поэтому их можно использовать с алгоритмами и средствами передачи мультимедийных потоков данных [9, 10].

Работа выполнена при частичной поддержке гранта РФФИ 15-07-06774.

Литература

1. Hsiao K. L., Chiang H. S., Huang C. T. Continuous Usage Intention of Videoconferencing Software: A Case Study of One-to-Some Online Courses // *Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA)*. 2013. P. 990–995. doi:10.1109/WAINA.2013.24
2. Civanlar M. R., Ozkasap O., Celebi T. Peer-to-peer Multipoint Videoconferencing on the Internet // *Signal Processing: Image Communication*. 2005. Iss. 20. N 8. P. 743–754. doi:10.1109/ICIP.2004.1421484
3. Ramdan A. A., Munir R. Selective Encryption Algorithm Implementation for Video Call on Skype Client // *7th Intern. Conf. on Telecommunication Systems, Services, and Applications (TSSA)*. 2012. P. 120–124. doi:10.1109/TSSA.2012.6366035
4. Xu Y., Yu C., Li J., Liu Y. Video Telephony for End-Consumers: Measurement Study of Google+, iChat, and Skype // *IEEE/ACM Transactions on Networking*. 2014. Vol. 22. P. 826–839. doi:10.1109/TNET.2013.2260354
5. Manolache F. B., McDowell W., Rusu O. Directory Cache Techniques for Efficient User Management // *10th Roedunet Intern. Conf. (RoEduNet)*. 2011. P. 1–5. doi:10.1109/RoEduNet.2011.5993696
6. Yan S., et al. Infrastructure Management of Hybrid Cloud for Enterprise User // *5th Intern. DMTF Academic Alliance Workshop on Systems and Virtualization Management (SVM)*. 2011. P. 1–6. doi:10.1109/SVM.2011.6096463
7. Lin C. W., et al. Implementation of H.323 Multipoint Video Conference Systems with Personal Presence Control // *Intern. Conf. on Consumer Electronics (ICCE)*. 2000. P. 108–109. doi:10.1109/ICCE.2000.854518
8. Saveliev A. I., Vatamaniuk I. V., Ronzhin An. L. Architecture of Data Exchange with Minimal Client-Server Interaction at Multipoint Video Conferencing

ing / Ed. by S. Balandin, et al. // LNCS. 2014. Vol. 8638. P. 164–176. doi:10.1007/978-3-319-10353-2

9. Saveliev A. I., Ronzhin A. L. Algorithms and Software Tools for Distribution of Multimedia Data Streams in Client Server Videoconferencing Applications // *Pattern Recognition and Image Analysis*. 2015. Iss. 25. N 3. P. 517–525.

10. Савельев А. И. Управление передачей аудиовизуальных потоков в системе видеоконференцсвязи // Тр. Междунар. студ. конф. по автоматизации и управлению (ISCAC-2013). 2013. С. 107–111.

UDC 004.773.5

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.15

Algorithms of Data Processing in Supervised Accounts of a Videoconferencing System

Saveliev A. I.^a, Researcher, saveliev@iiias.spb.su

^aSaint-Petersburg Institute for Informatics and Automation of RAS, 39, 14 Line V. O., 199178, Saint-Petersburg, Russian Federation

Purpose: Analyzing algorithms of data processing in supervised accounts of a videoconferencing system; estimating their complexity; evaluation of how introducing a new module into the application affects its performance. **Results:** The analysis of algorithm complexity and the estimation of the number of new features and graphic interfaces required for introducing an additional module into a peering videoconferencing application have shown that the new module only negligibly affects the overall application performance. Such an effect was achieved due to the linear complexity of the implemented algorithms which consume a small amount of CPU and RAM resources as compared to the functioning of other parts of the application. **Practical relevance:** The module of supervised accounts and its data processing algorithms make it possible to extend the possibilities of the videoconferencing application. The linear complexity of the data processing algorithms provides high performance of the module, which has a positive effect on the application overall. The data processing algorithms are based on the existing videoconferencing application algorithms, or just copy them. This provides simple integration of the module into the application architecture, and facilitates the task of software development.

Keywords — Peering Interaction, Client-Server Interaction, Videoconferencing, Modular Architecture of Software.

References

- Hsiao K. L., Chiang H. S., Huang C. T. Continuous Usage Intention of Videoconferencing Software: A Case Study of One-to-Some Online Courses. *27th Intern. Conf. on Advanced Information Networking and Applications Workshops (WAINA)*, 2013, pp. 990–995. doi:10.1109/WAINA.2013.24
- Civanlar M. R., Ozkasap O., Celebi T. Peer-to-Peer Multipoint Videoconferencing on the Internet. *Signal Processing: Image Communication*, 2005, vol. 20, no. 8, pp. 743–754. doi:10.1109/ICIP.2004.1421484
- Ramdan A. A., Munir R. Selective Encryption Algorithm Implementation for Video Call on Skype Client. *7th Intern. Conf. on Telecommunication Systems, Services, and Applications (TSSA)*, 2012, pp. 120–124. doi:10.1109/TSSA.2012.6366035
- Xu Y., Yu C., Li J., Liu Y. Video Telephony For End-Consumers: Measurement Study of Google+, iChat, and Skype. *IEEE/ACM Transactions on Networking*, 2014, vol. 22, pp. 826–839. doi:10.1109/TNET.2013.2260354
- Manolache F. B., McDowell W., Rusu O. Directory Cache Techniques for Efficient User Management. *10th Roedunet Intern. Conf. (RoEduNet)*, 2011, pp. 1–5. doi:10.1109/RoEduNet.2011.5993696
- Yan S., et al. Infrastructure Management of Hybrid Cloud for Enterprise User. *5th Intern. DMTF Academic Alliance Workshop on Systems and Virtualization Management (SVM)*, 2011, pp. 1–6. doi:10.1109/SVM.2011.6096463
- Lin C. W., et al. Implementation of H.323 Multipoint Video Conference Systems with Personal Presence Control. *Intern. Conf. on Consumer Electronics (ICCE)*, 2000, pp. 108–109. doi:10.1109/ICCE.2000.854518
- Saveliev A. I., Vatamaniuk I. V., Ronzhin An. L. Architecture of Data Exchange with minimal Client-Server Interaction at Multipoint Video Conferencing. Ed. by S. Balandin, et al. *LNCS*, 2014, vol. 8638, pp. 164–176. doi:10.1007/978-3-319-10353-2
- Saveliev A. I., Ronzhin A. L. Algorithms and Software Tools for Distribution of Multimedia Data Streams in Client Server Videoconferencing Applications. *Pattern Recognition and Image Analysis*, 2015, vol. 25, no. 3, pp. 517–525.
- Saveliev A. I. Audiovisual Stream Transfer Control in Videoconferencing. *Trudy Mezhdunarodnoi studencheskoi konferentsii po avtomatizatsii i upravleniiu* [Proceedings of the International Student Conference on Automation and Management], 2013, pp. 107–111 (In Russian).

АНАЛИЗ ПРОЦЕССОВ В КОНЕЧНОМ АВТОМАТЕ ПРИ ВОЗДЕЙСТВИИ РАДИАЦИИ. ОЦЕНКА ВЕРОЯТНОСТИ ИСКАЖЕНИЯ ИНФОРМАЦИИ

И. В. Егоров^а, аспирант

В. Ф. Мелехин^а, доктор техн. наук, профессор

^аСанкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого, Санкт-Петербург, РФ

Постановка проблемы: для решения вопросов функциональной организации цифровых устройств со структурной избыточностью, подверженных потоку информационных отказов, связанных с воздействием радиации, необходим анализ процессов, возникающих при действии частиц высокой энергии на интегральные схемы. **Цель:** установление функциональной связи характеристик случайного потока событий, заключающихся в попадании частиц высокой энергии в элементы интегральных схем, с характеристиками случайного потока отказов, заключающихся в искажении информации, хранящейся в памяти автомата. **Результаты:** получены описания процессов, связанных с воздействием радиации на интегральные схемы, на трех уровнях представления: физических эффектов в полупроводниковых структурах транзисторов; электрических процессов в электронных схемах на транзисторах, возникновения и распространения сигналов в электронных схемах; искажения сигналов и информации в схемах устройств на уровне логических элементов. Получены оценки вероятностей возникновения информационных отказов. Предложенный подход к анализу процессов может быть использован и для других элементов и устройств. **Практическая значимость:** полученные результаты позволяют проводить анализ влияния радиации на информационные процессы в цифровых устройствах. На основании результатов данного анализа можно использовать эффективные способы введения структурной избыточности для повышения надежности системы.

Ключевые слова — полупроводниковая структура, транзистор, клапан, логический элемент, синхронный триггер, КМОП-технология, радиационные эффекты, «мягкие» отказы, вероятностные характеристики, поток частиц высокой энергии, поток информационных отказов, физические процессы, электрические процессы, информационные процессы.

Введение

В работе [1] рассмотрены общие концептуальные представления о восстанавливаемых системах, подверженных потоку «мягких» отказов (возникновению и распространению ложных информационных импульсов), и подходы к функционально-логическому проектированию подобных систем; определен ряд вопросов, требующих отдельного исследования. Один из таких вопросов — это исследование вариантов функциональной организации блоков, моделью которых является автомат с памятью со структурным резервированием и периодическим восстановлением. При этом надо учитывать различное влияние на надежность блока системы ложных импульсов на выходах логических элементов (ЛЭ), возникающих при действии радиации, в комбинационных схемах и в триггерах автомата. Для проведения таких исследований требуется предварительный анализ процессов, связанных с воздействием радиации на интегральные схемы и их компоненты — логические элементы и триггеры. Необходимо последовательно рассмотреть и увязать между собой процессы на разных уровнях представления элементов и устройств:

— физические процессы в полупроводниковых структурах транзисторов при попадании частицы высокой энергии;

— электрические процессы в электронных цепях логических элементов и триггеров, представленных на уровне транзисторов;

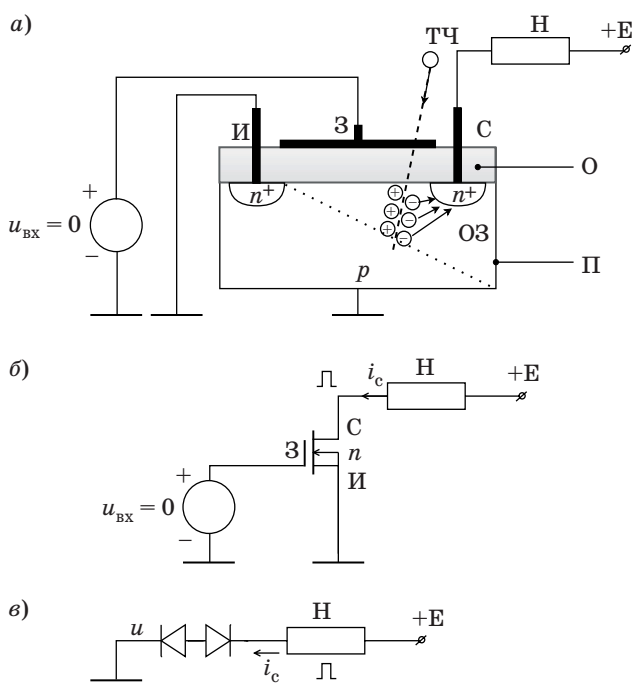
— процессы возникновения и распространения логических сигналов в устройствах, представленных на уровне логических элементов, с учетом их влияния на хранение, передачу и обработку информации.

На основе такого исследования можно получить вероятностные оценки возникновения мягких отказов в цифровых устройствах и использовать их для комплексного анализа надежности в соответствии с подходами, предложенными в работах [2–4]. Это позволит перейти к сравнительному анализу различных вариантов функциональной организации цифровых устройств со структурной избыточностью.

Анализ процессов, вызванных воздействием радиации, в полупроводниковой структуре транзистора и в клапане

Рассмотрим полупроводниковую структуру МОП-транзистора с каналом типа n (n -МОП-транзистора) (рис. 1, а) и принцип работы его как компонента цифровой схемы [5].

Наиболее распространенным материалом, применяемым для изготовления транзисторов, явля-



■ Рис. 1. Полупроводниковая структура МОП-транзистора с каналом типа n : *а* — полупроводниковая структура; *б* — схема с МОП-транзистором; *в* — эквивалентная схема цепи исток-сток при $u_{\text{вх}} = 0$

ется 4-валентный кремний. Для улучшения характеристик транзистора n -типа в качестве подложки применяют не чистый кремний, а кремний с небольшой примесью 3-валентного элемента (В, Ga, Al, ...), называемый кремнием p -типа. На рис. 1, *а* в качестве подложки показан полупроводник Π — кремний p -типа. Основными свободными носителями в кремнии p -типа являются дырки p . При этом свободные электроны (вне кристаллической решетки) называют неосновными носителями. На поверхности подложки методом диффузии созданы две области кремния типа n^+ . Кремний типа n получают добавлением небольшой примеси 5-валентного элемента (P, As, ...). При увеличении концентрации примеси область называют n^+ . Основными носителями в этой области являются свободные электроны, при этом дырки — неосновные носители. Поверхность подложки с двумя образованными pn -переходами покрыта окислом SiO_2 (обозначен буквой O). Сток C и исток $И$ транзистора образуют области n^+ , соединенные с металлическими выводами. Затвор $З$ выполнен напылением металла и соединен с соответствующим выводом.

Простейшая электронная схема ключа с n -МОП-транзистором в качестве усилительного элемента и нагрузочным элементом H представлена на рис. 1, *б*. При $u_{\text{вх}} > u_{\text{пор}}$ ($u_{\text{пор}}$ — порог открывания транзистора), что соответствует слу-

чаю, когда на вход поступает логическая 1, транзистор открыт. Под действием электрического поля между затвором и подложкой (см. рис. 1, *а*) электроны (неосновные носители) устремляются в подзатворную область, попадают в область электрического поля, создаваемого между стоком и подложкой, и через сток — в цепь нагрузки. При этом в подложке нарушается равновесие между дырками и электронами (дырок больше), открывается pn -переход истока, и дырки попадают во внешнюю цепь. Так протекает ток стока i_c . При $u_{\text{вх}} = 0$ транзистор закрыт. Под действием электрического поля между стоком и подложкой стока возникает обедненная зона ($OЗ$ на рис. 1, *а*), в которой нет свободных носителей, движение которых может создавать электрический ток. Эквивалентная схема цепи исток-сток при $u_{\text{вх}} = 0$ показана на рис. 1, *в*.

Теперь рассмотрим процессы в полупроводниковой структуре и цепи ключа при попадании в транзистор частицы высокой энергии, связанной с воздействием радиации (подробный анализ протекающих в этом случае физических процессов приведен в работах [6–8]). На рис. 1, *а* показан трек частицы $TЧ$ в полупроводниковой структуре транзистора. Сначала рассмотрим процессы в структуре, когда транзистор закрыт. В металле и окисле частица не вызывает изменений, так как в металле свободно существуют носители, участвующие в протекании тока, в окисле велика работа выхода электрона из оболочки атома, поэтому заметной ионизации не происходит. Основное ионизирующее воздействие частица вызывает в полупроводнике (в подложке), где работа выхода электрона из атома на несколько порядков ниже, чем в окисле. При этом образуются дополнительные заряды свободных носителей — электронов и дырок. Электроны под действием электрического поля устремляются к стоку, а дырки — к истоку. Таким образом, через закрытый (по входу) транзистор проскакивает импульс тока, площадь которого (заряд) соответствует возникшему в результате ионизации заряду. В цепи закрытого ключа (см. рис. 1, *б*) напряжение на выходе (напряжение на стоке) равно напряжению питания E . При проскакивании импульса тока на выходе ключа возникает провал напряжения (ложный сигнал логического нуля). Это является сбоем в работе ключа в составе цифровой схемы.

Если транзистор сигналом на входе был открыт, то заметного влияния на работу ключа частица высокой энергии не оказывает.

Аналогичные процессы происходят и в транзисторах с каналом типа p . Только области p и n в полупроводниковой структуре меняются местами, и изменяется полярность напряжений и направление тока.

Таким образом, анализ на уровне полупроводниковой структуры показывает, что событие, связанное с попаданием частицы высокой энергии в транзистор, приводит к другому событию — сбою на выходе ключа, если транзистор в момент попадания частицы был закрыт. Если транзистор был открыт, то сбоя в работе схемы не возникает.

Анализ процессов, вызванных воздействием радиации, в логических элементах цифровых устройств, выполненных по КМОП-технологии

Рассмотрим влияние физических процессов, описанных выше, на различные логические элементы цифровых устройств.

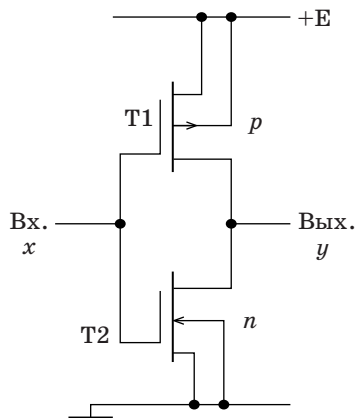
Инвертор

Теперь рассмотрим влияние частицы высокой энергии на работу КМОП-вентилей (инверторов) при двух возможных состояниях входа. Схема вентилей представлена на рис. 2 [9].

При $u_{вх} = 0$ (логический 0: $x = 0$) T1 открыт, T2 закрыт; на выходе $u_{вых} = E$ (логическая 1: $y = 1$); при $u_{вх} = E$ (логическая 1: $x = 1$) T1 закрыт, T2 открыт; на выходе $u_{вых} = 0$ (логический 0: $y = 0$).

При $x = 0$ закрыт транзистор T2. Попадание частицы высокой энергии в T2 вызовет его открывание. Хотя при этом транзистор T1 открыт, но при протекании тока он имеет определенное сопротивление. Поэтому проскакивание импульса тока через открытый частицей транзистор T2 вызовет уменьшение напряжения на выходе, т. е. появится ложный сигнал логического нуля ($y = 0$). Попадание частицы в T1 не вызовет ложного сигнала на выходе.

При $x = 1$ закрыт транзистор T1. Попадание частицы высокой энергии в T1 вызовет его открывание. Проскакивание импульса тока через открытый частицей транзистор T1 и открытый



■ Рис. 2. КМОП-вентиль: T1 — транзистор p -типа; T2 — транзистор n -типа; $y = \bar{x}$

входным напряжением T2 вызовет увеличение напряжения на выходе, т. е. появится ложный сигнал логической единицы ($y = 1$). Попадание частицы в T2 не вызовет ложного сигнала на выходе.

Построим теперь вероятностную схему событий на выходе вентиля. Попадание частицы высокой энергии в транзистор на кристалле СВИС имеет случайный характер. Будем рассматривать вероятности следующих событий:

$P_{п.ч.т}$ — вероятность попадания частицы в транзистор;

$P_{з.т}$ — вероятность, что в момент попадания частицы транзистор закрыт;

$P_{л.и.т}$ — вероятность того, что через транзистор проскочит ложный импульс тока;

$P_{л.с.в}$ — вероятность возникновения ложного сигнала на выходе вентиля.

В работоспособных цифровых схемах сбоя в сравнении с событиями изменения сигнала в ходе основного вычислительного процесса — события редкие. Пусть $T_з$ — время решения задачи. Аппаратура в настоящее время — это сеть синхронных автоматов [9]. Пусть τ — длительность такта. Тогда число испытаний элемента (вентилей) на предмет возникновения сбоя из-за частицы высокой энергии $T_з/\tau$. Число попаданий N_t частицы в транзистор за время $T_з$ удовлетворяет неравенству $N_t \ll T_з/\tau$. Поэтому вероятность события попадания частицы в транзистор $P_{п.ч.т}$ удовлетворяет закону Пуассона для простейшего потока случайных событий:

$$1 - P_{п.ч.т}(t) = \exp(-q_{п.ч.т}t), \quad (1)$$

где $(1 - P_{п.ч.т}(t))$ — вероятность того, что за время t не произойдет ни одного попадания частицы; $q_{п.ч.т}$ — средняя частота попаданий частицы в площадку на кристалле, занимаемую одним транзистором.

Открытое либо закрытое состояние транзистора в вентиле цифровой схемы в момент попадания частицы равновероятны, поэтому $P_{з.т} = 1/2$.

Соответственно, вероятность ложного импульса тока в транзисторе $P_{л.и.т} = P_{з.т} \times P_{п.ч.т}$.

В схеме вентиля (см. рис. 2) два транзистора — один открыт, другой закрыт. Попадания частицы в первый или второй транзистор — совместные события, поэтому вероятность возникновения ложного сигнала на выходе (0 либо 1) по правилу сложения вероятностей совместных событий

$$P_{л.с.в} = (P_{з.т} \times P_{п.ч.т}) + (P_{з.т} \times P_{п.ч.т}) - (P_{з.т} \times P_{п.ч.т})^2 = 2 \times (P_{з.т} \times P_{п.ч.т}) - (P_{з.т} \times P_{п.ч.т})^2. \quad (2)$$

Поскольку $P_{п.ч.т}$ и $P_{з.т}$ — малые величины, последним членом в выражении можно пренебречь. Это допущение верно и для других случаев возникновения совместных событий, анализируемых ниже. В итоге $P_{л.с.в} \approx P_{п.ч.т}$.

Логический элемент 2И-НЕ

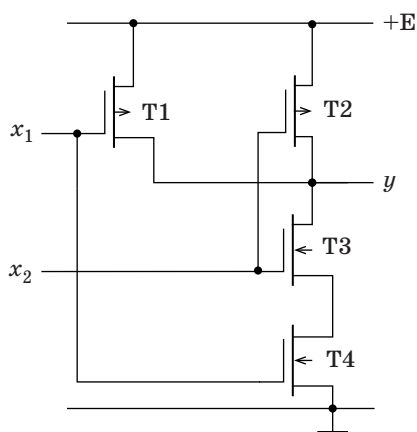
Рассмотрим процессы, возникающие в КМОП логическом элементе 2И-НЕ (рис. 3).

Схема содержит два транзистора (Т1, Т2) с каналом типа *p* и два транзистора (Т3, Т4) с каналом типа *n*. Схема имеет два входа, поэтому необходимо рассмотреть ее реакцию на попадание в каждый из четырех транзисторов частицы высокой энергии при четырех состояниях входа: $(x_1, x_2) \in \{(0, 0), (0, 1), (1, 0), (1, 1)\}$. Цель анализа: определить вероятность $P_{л.и.в.}^{\circ}$ появления ложного импульса на выходе логического элемента. В общем случае все состояния входа элемента равновероятны, поэтому

$$P_{л.и.в.}^{\circ} = \frac{1}{4}(P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 0) + P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 1) + P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 0) + P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 1)). \quad (3)$$

При $(x_1, x_2) = (0, 0)$ транзисторы Т1 и Т2 открыты, Т3 и Т4 закрыты, $y = 1, u_{\text{вых}} = E$. Действие частицы на логический элемент может проявиться только через кратковременное открывание закрытого транзистора. Из рис. 3 видно, что для протекания ложного импульса тока необходимо одновременное попадание частиц в два транзистора Т3 и Т4, что маловероятно, поэтому $P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 0) = 0$.

При $(x_1, x_2) = (0, 1)$ транзистор Т1 открыт, Т4 закрыт, Т3 открыт, Т2 закрыт, $y = 1, u_{\text{вых}} = E$. Рассмотрим случаи попадания частицы в закрытые транзисторы. При попадании частицы в Т4 в цепи Т1-Т3-Т4 возникнет импульс тока, и на выходе возникнет ложный сигнал $y = 0$. Вероятность этого события совпадает с вероятностью попадания частицы в транзистор: $P_{л.с} = P_{п.ч.т.}$. При попадании частицы в транзистор Т2 ничего не произойдет, так как параллельно ему включен открытый по входу транзистор Т1, а протеканию тока препятствует закрытый Т4. Таким образом: $P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 1) = P_{п.ч.т.}$



■ Рис. 3. КМОП логический элемент 2И-НЕ: $y = x_1 x_2$

При $(x_1, x_2) = (1, 0)$ картина аналогична случаю $(x_1, x_2) = (0, 1)$, поэтому $P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 0) = P_{п.ч.т.}$

При $(x_1, x_2) = (1, 1)$ транзисторы Т1 и Т2 закрыты, а Т3 и Т4 открыты, $y = 0, u_{\text{вых}} = 0$. При попадании частицы в любой из закрытых транзисторов Т1 или Т2 возникнет импульс тока, а на выходе — ложный сигнал $y = 1$. Вероятность возникновения этого события $P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 1) = 2P_{п.ч.т.}$

В итоге для логического элемента 2И-НЕ, используя (3), получим

$$P_{л.и.в.}^{\circ} = \frac{1}{4}(P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 0) + P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 1) + P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 0) + P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 1)) = \frac{1}{4}(0 + P_{п.ч.т.} + P_{п.ч.т.} + 2P_{п.ч.т.}) = P_{п.ч.т.} \quad (4)$$

Логический элемент 2ИЛИ-НЕ

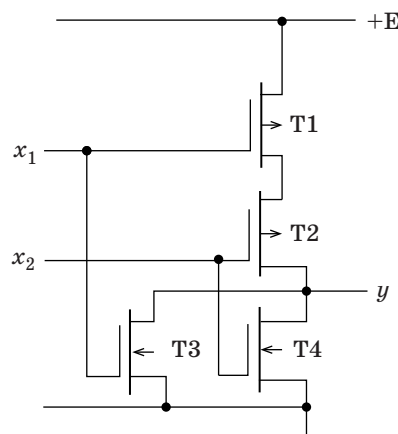
Рассмотрим процессы, возникающие в КМОП логическом элементе 2ИЛИ-НЕ (рис. 4).

Схема содержит два транзистора (Т1, Т2) с каналом типа *p* и два транзистора (Т3, Т4) с каналом типа *n* и имеет два входа. С точки зрения структуры элемент 2ИЛИ-НЕ эквивалентен элементу 2И-НЕ, поэтому вероятность появления ложного импульса на выходе логического элемента 2ИЛИ-НЕ также определяется формулой (3).

При $(x_1, x_2) = (0, 0)$ транзисторы Т1, Т2 открыты, Т3, Т4 закрыты, $y = 1$. Попадание частицы в Т3 или Т4 вызовет ложный сигнал $y = 0$ с вероятностью $P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 0) = 2P_{п.ч.т.}$

При $(x_1, x_2) = (0, 1)$ транзисторы Т1, Т4 открыты, Т3, Т2 закрыты, $y = 0$. Попадание частицы в Т4 не окажет влияния на работу элемента, так как открыт Т3. Попадание в Т2 вызовет появление ложного сигнала $y = 1$, вероятность которого $P_{л.и.в.}^{\circ}(0, 1) = P_{п.ч.т.}$

Аналогично в состоянии $(x_1, x_2) = (1, 0)$ получим $P_{л.и.в.}^{\circ}(1, 0) = P_{п.ч.т.}$



■ Рис. 4. КМОП логический элемент 2ИЛИ-НЕ: $y = x_1 + x_2$

При $(x_1, x_2) = (1, 1)$ закрыты Т1 и Т2, открыты Т3 и Т4, $y = 0$. Для появления ложного импульса $y = 1$ необходимо одновременное открывание Т1 и Т2, что маловероятно, поэтому $P_{л.и.в}^o(1, 1) = 0$.

В итоге получим $P_{л.и.в}^o = P_{п.ч.т}$, причем появление ложного сигнала $y = 0$ и $y = 1$ равновероятно.

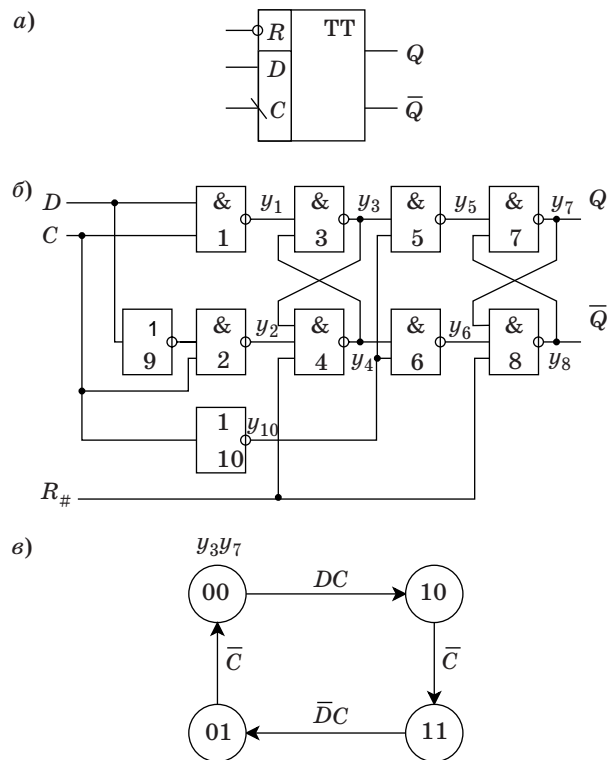
Анализ процессов, вызванных воздействием радиации, в триггерах конечных автоматов с памятью

подавляющее большинство цифровых устройств, выполняющих алгоритмическое преобразование информации (в отличие от функционального преобразования, выполняемого комбинационными схемами), строятся как синхронные автоматы с памятью [9, 10]. При этом для синхронизации используется внешний по отношению к устройству генератор тактовых импульсов. Период следования тактовых импульсов выбирается таким, чтобы за время такта успели затухнуть переходные процессы, связанные с распространением сигналов по сети элементов. В целях исключения влияния переходных процессов на работу устройства, для реализации памяти, фиксирующей внутреннее состояние автомата, используются триггеры, синхронизируемые фронтом (или спадом) тактового импульса. Поэтому рассмотрим воздействие радиации на процессы в триггере, синхронизируемом перепадом уровня синхроимпульса.

Для проведения анализа выберем один из наиболее распространенных типов триггера — триггер типа *D*, синхронизируемый спадом синхроимпульса *C* [9].

Условное обозначение триггера *ТТ* в функциональных схемах цифровых устройств показано на рис. 5, *a* [10]. Для связи с внешним окружением в триггере используются сигналы, относящиеся к трем непересекающимся группам, т. е. не используемым одновременно для функционального преобразования [9]: сигнал начальной установки *R*; сигнал синхронизации *C* и информационные сигналы — входной *D* и выходные *Q*, \bar{Q} .

Функциональная схема триггера на логических элементах (рис. 5, *b*) содержит восемь логических элементов И-НЕ и два инвертора. Номера элементов *i* используются для идентификации выходных переменных y_i . Элементы 3, 4 и 7, 8 образуют две бистабильные ячейки. Поэтому триггер как автомат с памятью имеет четыре внутренних состояния, характеризуемых значениями переменных y_3 и y_7 на выходах бистабильных ячеек: $(y_3, y_7) \in \{(0, 0), (0, 1), (1, 0), (1, 1)\}$. Комбинационная схема на элементах 9, 1, 2 управляет переключениями первой бистабильной ячейки, а на элементах 10, 5, 6 — переключениями второй бистабильной ячейки. Работу триггера характеризу-



■ **Рис. 5.** Триггер типа *D*, синхронизируемый спадом тактового импульса: *a* — условное обозначение; *b* — схема на логических элементах; *c* — граф переходов, характеризующий работу схемы

ет граф переходов (рис. 5, *c*). Из схемы и графа видно, что за такт (период тактовых импульсов *C*) в работе триггера можно выделить две фазы, разделяемые значением тактового сигнала *C*. В 1-й фазе (при $C = 1$), в соответствии со значением информационного сигнала *D*, происходит установка 1-й бистабильной ячейки в 0 или 1. При этом воздействие на вторую бистабильную ячейку заблокировано схемой из элементов 10, 5, 6, т. е. в этой фазе вторая бистабильная ячейка (элементы 7, 8) находится в режиме хранения информации. Во время 2-й фазы ($C = 0$) первая бистабильная ячейка (элементы 3, 4) находится в режиме хранения информации, при этом изменение сигнала *D* не влияют на ее состояние. Через элементы 5, 6 состояние из первой бистабильной ячейки передается во вторую и на внешний выход *Q* триггера. Таким образом, изменение состояния внешнего выхода триггера происходит при переключении *C*: $1 \rightarrow 0$. При начальной установке сигналом $R = 0$ асинхронно, независимо от значений сигналов *D* и *C*, обе бистабильные ячейки устанавливаются в состояние 0: $y_3 = 0, y_7 = 0$.

Теперь рассмотрим влияние на работу триггера попадания частицы высокой энергии в транзистор во всех режимах работы триггера.

**Анализ поведения триггера
в режиме начальной установки**

Учитывая асинхронный характер воздействия сигнала $R = 0$ непосредственно на обе бистабильные ячейки, можно заключить, что кратковременное открывание любого транзистора в комбинационных схемах (элементы 9, 1, 2 и 10, 5, 6) либо в самих бистабильных ячейках (элементы 3, 4 и 7, 8) не может изменить результат начальной установки. Изменение состояния возможно, если ложное открывание транзистора произойдет в момент фронта сигнала $R: 0 \rightarrow 1$. Но этот случай можно отнести к рабочему режиму при $R = 1$.

**Анализ поведения триггера
в рабочем режиме: $R = 1$, фаза 1: $C = 1$**

При этих условиях $y_{10} = \bar{C} = 0, y_5 = y_6 = 1$, бистабильная ячейка (7, 8) находится в режиме хранения информации; бистабильная ячейка (3, 4) находится в режиме записи под воздействием сигналов y_1, y_2 . При $D = 1 (y_1, y_2) = (0, 1)$ и, соответственно, $(y_3, y_4) = (1, 0)$. При $D = 0 (y_1, y_2) = (1, 0)$ и, соответственно, $(y_3, y_4) = (0, 1)$. Все приведенные сигналы определяются внешним воздействием на триггер и присутствуют во время всей фазы ($C = 1$). Кратковременное открывание одного из закрытых транзисторов в элементах 1–4 под воздействием частицы высокой энергии может исказить один из сигналов, но после исчезновения ложного импульса состояние ячейки восстановится, так как оно определяется внешним воздействием (сигналами D и C). Поэтому в этой фазе события, связанные с кратковременным открыванием закрытого транзистора под действием частицы в элементах 1–4, 9, можно не рассматривать. События в элементах 5–8, 10 могут исказить информацию в триггере. Рассмотрим их подробнее.

Рассмотрим ЛЭ5 (см. рис. 5, б), схема которого на уровне транзисторов приведена на рис. 3: $x_2 = y_{10} = 0 \rightarrow$ транзистор Т2 открыт, Т3 закрыт. Состояние других транзисторов элемента зависит от внешнего сигнала D , поэтому рассмотрим два случая. Пусть $D = 0$. Тогда $y_3 = x_1 = 0 \rightarrow$ транзистор Т1 открыт, Т4 закрыт. Как видно из рис. 3, одновременно закрыты два транзистора — Т3 и Т4. Для протекания тока через элемент и возникновения ложного импульса на выходе y частица должна одновременно попасть и в Т3, и в Т4, что маловероятно. Таким образом, попадание частицы в один из транзисторов ЛЭ5 не вызовет изменений в состоянии триггера. Рассмотрим случай $D = 1$. При этом $y_3 = 1$ (см. рис. 5, б), $x_1 = 1$ (см. рис. 3) \rightarrow транзистор Т1 закрыт, Т4 открыт. Транзисторы Т1 и Т3 закрыты. Открывание транзистора Т1 под воздействием частицы не может вызвать изменение сигнала y на выходе элемента, потому что параллельно Т1 включен открытый

в этом случае транзистор Т2. Открывание под воздействием частицы Т3 вызовет проскакивание ложного импульса тока и появление на выходе элемента ЛЭ5 ложного импульса логического 0. Если при этом бистабильная ячейка (7, 8) хранит 0 (на графе рис. 5, в это соответствует состоянию (1, 0)), то ложный импульс с выхода ЛЭ5 переключит ячейку в состояние 1, вызвав тем самым мягкий отказ. Рассмотрим оценки вероятности возникновения такого события. Пусть:

$P_{м.о}^{ЛЭ5,1}$ — вероятность мягкого отказа в триггере из-за воздействия частицы на элемент ЛЭ5 в первой фазе работы ($C = 1$);

$P_{снт.1}$ — вероятность существования ситуации 1 в триггере, когда может происходить рассматриваемое событие.

Рассматриваемая ситуация 1 заключается в том, что триггер как автомат находится в одном из четырех состояний — (1, 0): в ячейке (7, 8) хранится 0; событие происходит в 1-й фазе. Поэтому можно принять $P_{снт.1} = 0,25$. Как мы выяснили выше, в этой ситуации ложный импульс на выходе ЛЭ5 может возникнуть только при попадании частицы в один транзистор Т3, следовательно:

$$P_{м.о}^{ЛЭ5,1} = P_{п.ч.т} \times P_{снт.1} = 0,25P_{п.ч.т}. \quad (5)$$

Рассмотрим ЛЭ6 (см. рис. 5, б), схема которого на уровне транзисторов приведена на рис. 3: $x_2 = y_{10} = 0 \rightarrow$ Т3 закрыт, Т2 открыт. При $D = 0 y_4 = x_1 = 1 \rightarrow$ Т4 открыт, Т1 закрыт, $y_6 = 1$. Попадание частицы в Т1 не приведет к изменению состояния схемы, так как параллельно включен открытый Т2. Попадание частицы в Т3 и его открывание вызовет появление на выходе y_6 ложного импульса логического 0. Это может переключить бистабильную ячейку (7, 8) в 0, если она находилась в состоянии 1 (состояние (0, 1) на рис. 4, в). При $D = 1$ (состояние (1, 0) на рис. 5, в) $y_4 = x_1 = 0 \rightarrow$ Т4 закрыт, Т1 открыт. Одновременное попадание частиц в два закрытых транзистора Т3 и Т4 маловероятно, поэтому в этой ситуации опасных событий в ЛЭ6 не произойдет.

Пусть $P_{м.о}^{ЛЭ6,2}$ — вероятность мягкого отказа в триггере из-за воздействия частицы на элемент ЛЭ6 в ситуации 2: состояние (0, 1) при $C = 1$; в бистабильной ячейке (7, 8) хранится 1, следовательно:

$$P_{м.о}^{ЛЭ6,2} = P_{п.ч.т} \times P_{снт.2} = 0,25P_{п.ч.т}. \quad (6)$$

Рассмотрим ЛЭ10, схема которого на уровне транзисторов приведена на рис. 2. Входной сигнал $x = C = 1$, транзистор Т2 открыт, а Т1 закрыт. Попадание частицы в транзистор Т1 вызовет появление ложного сигнала $y_{10}: 0 \rightarrow 1 \rightarrow 0$. В момент, когда $y_{10} = 1$, информация из бистабильной ячейки (3, 4) передается в бистабильную ячейку (7, 8). Если их состояния не совпадают,

то ячейка (7, 8) изменит свое состояние. Это произойдет в фазе 1, а не в фазе 2 и является мягким отказом. Это может произойти, когда триггер находится в состоянии $(y_3, y_7) = (1, 0)$ или $(0, 1)$ (см. рис. 4, в). Поэтому вероятность мягкого отказа триггера из-за попадания частицы в ЛЭ10 в фазе 1

$$P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ10,1}} = 0,5P_{\text{п.ч.т.}} \quad (7)$$

Следует отметить, что для системного окружения триггера, принимающего выходной сигнал Q , изменение этого сигнала раньше времени (в фазе 1, а не 2) соответствует искажению восприятия состояния триггера в текущем такте, т. е. является мягким отказом.

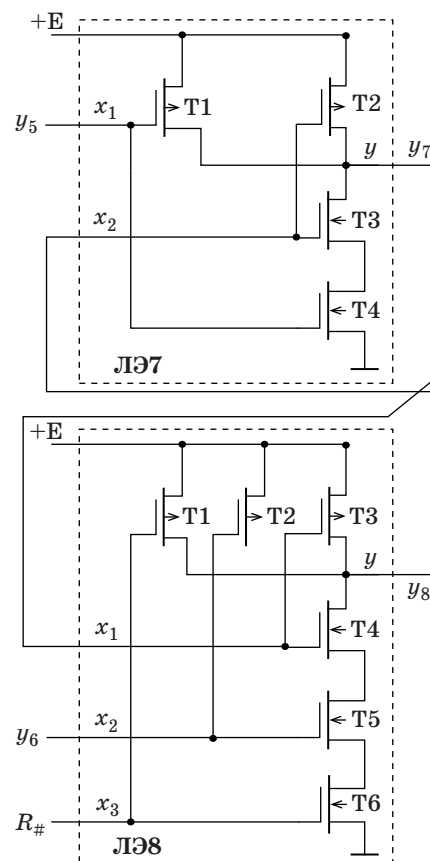
Анализ воздействия частиц высокой энергии в 1-й фазе рабочего режима на транзисторы бистабильных ячеек

В фазе 1 ($C = 1$) бистабильная ячейка (3, 4) находится в режиме записи под воздействием сигналов y_1, y_2 . Поэтому попадание частицы в любой закрытый транзистор ячейки может только кратковременно изменить ее состояние, после чего состояние под воздействием сигналов y_1, y_2 будет восстановлено.

Бистабильная ячейка (7, 8) находится в режиме хранения информации при $y_5 = y_6 = 1$. Поэтому воздействие частиц на транзисторы ячейки может изменить ее состояние. На рис. 6 приведена схема ячейки на уровне транзисторов.

Под действием входных сигналов $R = y_6 = y_5 = 1$ транзисторы T1 и T2 в логическом элементе ЛЭ8 и транзистор T1 в ЛЭ7 закрыты; транзисторы T6 и T5 в ЛЭ8 и T4 в ЛЭ7 открыты. Состояние остальных транзисторов зависит от хранимой в ячейке информации. Пусть хранится 0 ($y_7 = 0$), тогда в ЛЭ8 T3 открыт, T4 закрыт $\rightarrow y_8 = 1 \rightarrow$ в ЛЭ7: T2 закрыт, T3 открыт $\rightarrow y_7 = 0$, состояние устойчиво. Попадание частицы в один из закрытых транзисторов ЛЭ8 T1 или T2 не вызовет изменений в схеме, так как они включены параллельно открытому транзистору T3. Попадание частицы в закрытый транзистор T4 ЛЭ8 приведет к протеканию тока по цепи T3, T4, T5, T6 \rightarrow возникнет ложный импульс $y_8 = 0 \rightarrow$ изменится состояние ячейки $y_7 = 0 \rightarrow 1$. Это мягкий отказ триггера. Ситуация характеризуется двумя состояниями схемы: $C = 1$ (1-я фаза работы); хранится 0 ($y_7 = 0$) (состояние (1, 0) на рис. 5, в). Вероятность этой ситуации $P_{\text{снт}(1,0)} = 0,25$.

Попадание частицы в закрытый транзистор T1 или T2 ЛЭ7 приведет к протеканию тока по цепи T1 (T2), T3, T4 и вызовет появление ложного сигнала $y_7 = 1$. Это приведет к переходу ячейки (7, 8) в состояние 1 (на рис. 4, в (1, 0) \rightarrow (1, 1) при $C = 1$), т. е. произойдет мягкий отказ. Итак, в ситуации с вероятностью ее существования $P_{\text{снт}(1,0)} = 0,25$ мягкий отказ может возникнуть при попадании



■ Рис. 6. Схема бистабильной ячейки триггера

частицы в транзистор T1, T2 ЛЭ7 либо T4 ЛЭ8. Вероятность мягкого отказа в этом случае

$$P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ7,8}(1,0)} = 0,75P_{\text{п.ч.т.}} \quad (8)$$

Пусть в ячейке (7, 8) хранится 1 ($y_7 = 1$) (состояние (0, 1) на рис. 5, в). Тогда в ЛЭ8 закрыты T3, T2, T1, открыты T6, T5, T4 $\rightarrow y_8 = 0 \rightarrow$ в ЛЭ7: T2 и T4 открыты, T1 и T3 закрыты $\rightarrow y_7 = 1$. Состояние устойчиво. При попадании частицы в один из закрытых T3, T2, T1 ЛЭ8 по цепи T3 (T2, T1), T4, T5, T6 пройдет импульс тока, и на выходе ЛЭ8 возникнет ложный импульс $y_8 = 1$, который изменит состояние ячейки: $y_7 \rightarrow 0$ (переход (0, 1) \rightarrow (0, 0) при $C = 1$). Это мягкий отказ. При попадании частицы в закрытый транзистор T3 ЛЭ7 по цепи T2, T3, T4 пройдет импульс тока, и на выходе ЛЭ7 возникнет ложный импульс $y_7 \rightarrow 0$, что приведет к переходу ячейки в состояние 0. При попадании частицы в закрытый транзистор T1 (ЛЭ7) ничего не произойдет, так как параллельно ему включен открытый в это время T2. Таким образом, в этой ситуации (состояние (0, 1) при $C = 1$) мягкий отказ может вызвать попадание частицы в один из четырех транзисторов. Поэтому

$$P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ7}(0,1)} = P_{\text{п.ч.т.}} \quad (9)$$

Следует отметить, что в соответствии с передаточной характеристикой КМОП-элементов и пороговой чувствительностью к входным сигналам протекание сквозного ложного импульса тока через цепочку нагрузочного *p*-МОП-транзистора и усилительных *n*-МОП-транзисторов вызывает разный эффект на уровне логических сигналов в зависимости от исходного состояния. В состоянии выхода $y = 0$ (выходное напряжение равно 0) импульс тока вызывает положительный импульс напряжения на выходе, превышающий порог (логическая 1), а в состоянии $y = 1$ (выходное напряжение равно напряжению питания E) — провал уровня напряжения, воспринимаемый как логический 0.

С учетом (7) и (8) для первой фазы работы для обоих возможных состояний бистабильной ячейки (7, 8) получим вероятность мягкого отказа при попадании частицы в один из ее транзисторов:

$$P_{\text{м.о}}^{\text{я}78,1} = P_{\text{м.о}}^{\text{я}78(1,0)} + P_{\text{м.о}}^{\text{я}78(0,1)} = 1,75P_{\text{п.ч.т}} \quad (10)$$

Анализ поведения триггера в рабочем режиме: $R = 1$, фаза 2: $C = 0$

В фазе 2 (см. рис. 5, а) $y_1 = y_2 = 1$, бистабильная ячейка (3, 4) находится в режиме хранения информации, записанной в 1-й фазе (при $C = 1$); $y_{10} = 1$, информация из ячейки (3, 4) через элементы ЛЭ5 и ЛЭ6 передается в ячейку (7, 8). Поскольку в этой фазе ячейка (7, 8) находится под внешним управлением, то кратковременное открывание под действием частицы высокой энергии одного из закрытых транзисторов не повлияет на ее состояние. Под действием частиц измениться может только состояние ячейки (3, 4), находящейся в режиме хранения информации. Изменение состояния этой ячейки через ЛЭ5 и ЛЭ6 передается в ячейку (7, 8) и на выход триггера. Таким образом, случайное изменение состояния ячейки (3, 4), находящейся в режиме хранения информации, — это мягкий отказ триггера, характеризующийся переходами в фазе 2 (см. рис. 4, в): $(0, 0) \rightarrow (1, 0) \rightarrow (1, 1)$ либо $(1, 1) \rightarrow (0, 1) \rightarrow (0, 0)$.

Вследствие одинаковости схем бистабильных ячеек (3, 4) и (7, 8) получим

$$P_{\text{м.о}}^{\text{я}34,2} = P_{\text{м.о}}^{\text{я}78,1} = 1,75P_{\text{п.ч.т}} \quad (11)$$

где $P_{\text{м.о}}^{\text{я}34,2}$ — вероятность мягкого отказа в ячейке (3, 4) во 2-й фазе работы триггера.

На состояние ячейки (3, 4) могут также повлиять ложные импульсы от элементов ЛЭ1 и ЛЭ2. Их схемы и влияние на бистабильную ячейку аналогичны рассмотренным выше элементам ЛЭ5 и ЛЭ6, поэтому по аналогии с выражениями (5) и (6) получим

$$P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}1,1} = P_{\text{п.ч.т}} \times P_{\text{сит.1}} = 0,25P_{\text{п.ч.т}} \quad (12)$$

где $P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}1,1}$ — вероятность мягкого отказа триггера из-за попадания частицы в закрытый транзистор ЛЭ1 в ситуации 1: фаза 2 ($C = 0$) и в ячейке (3, 4) хранится 0 (состояние (0, 0) на рис. 5, в);

$$P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}2,2} = P_{\text{п.ч.т}} \times P_{\text{сит.2}} = 0,25P_{\text{п.ч.т}} \quad (13)$$

где $P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}2,2}$ — вероятность мягкого отказа триггера из-за попадания частицы в закрытый транзистор ЛЭ2 в ситуации 2: фаза 2 ($C = 0$) и в ячейке (3, 4) хранится 1 (состояние (1, 1) на рис. 4, в).

Попадание частицы в ЛЭ9 в фазе 2 не приведет к изменению состояния ЛЭ2, так как действие сигнала y_9 заблокировано сигналом $C = 0$.

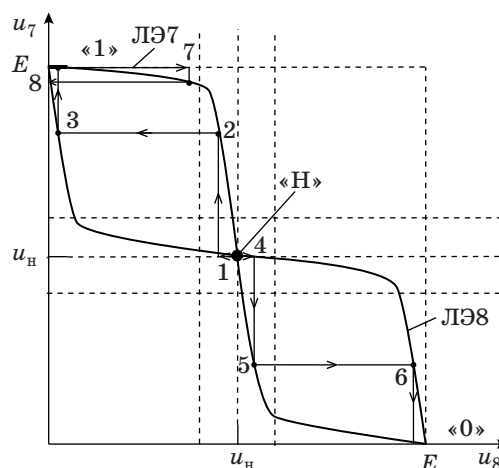
Используя полученные оценки вероятностей (5)–(7), (10)–(13), вычислим вероятность мягкого отказа триггера $P_{\text{тр}}$ при попадании частицы высокой энергии в один из закрытых транзисторов его схемы:

$$P_{\text{тр}} = P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}5,1} + P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}6,2} + P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}10,1} + P_{\text{м.о}}^{\text{я}78,1} + P_{\text{м.о}}^{\text{я}34,2} + P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}1,1} + P_{\text{м.о}}^{\text{ЛЭ}2,2} = 5P_{\text{п.ч.т}} \quad (14)$$

Анализ возможных исходов в бистабильной ячейке от действия ложного импульса, вызванного попаданием частицы высокой энергии в транзистор

С учетом порогового характера элементов бистабильной ячейки рассмотрим возможные исходы воздействия ложных импульсов, вызванных попаданием частицы в транзистор, на примере ячейки (7, 8) рис. 5, б, транзисторная схема которой приведена на рис. 6. Рассмотрим передаточные характеристики элементов ЛЭ7 и ЛЭ8, когда ячейка находится в режиме хранения информации ($y_5 = y_6 = R = 1$) (рис. 7).

Ось ординат соответствует напряжению u_7 (выходному сигналу y_7), ось абсцисс — напря-



■ Рис. 7. Передаточная характеристика элементов ЛЭ7 и ЛЭ8 бистабильной ячейки (7, 8)

жению u_8 (сигналу y_8). Напряжение u_7 является выходным для ЛЭ7 и входным для ЛЭ8, u_8 является выходным для ЛЭ8 и входным для ЛЭ7. У передаточных характеристик есть три точки пересечения. Точки «1» и «0» являются точками устойчивого равновесия и соответствуют состояниям логической 1 и 0. Точка «Н» — точка неустойчивого равновесия. Как показано на рисунке, небольшое отклонение от нее вследствие положительной обратной связи приводит к лавинообразному переключению в устойчивое равновесие. Этому соответствуют трассы: «Н» → 1 → 2 → 3 → «1»; «Н» → 4 → 5 → 6 → «0». Таким образом, при воздействии частицы на один из закрытых транзисторов ячейки либо на транзисторы связанных с ее входами комбинационных схем, вызывающих провалы в уровнях входных напряжений $u_5 = u_6 = E$, возможны следующие исходы:

— изменение входного напряжения превышает порог неустойчивого равновесия u_H , что приведет к переключению ячейки в противоположное состояние;

— изменение входного напряжения достигает точно порога u_H , это приводит к состоянию метастабильности [10];

— изменение входного напряжения меньше порога u_H , после исчезновения возмущения схема приходит в исходное состояние.

Два первых случая соответствуют мягкому отказу, так как изменяют состояние триггера. В последнем случае отказа не происходит. Поэтому в вероятностных оценках рассмотренных событий под $P_{п.ч.т}$ будем понимать вероятность такого события, когда попавшая в транзистор частица

высокой энергии вызывает появление ложного сигнала, достигающего либо превышающего порог u_H .

Заключение

В результате проведенного анализа установлена связь эффектов, порожденных ионизацией подложки транзисторной структуры под действием частиц высокой энергии при радиационном облучении, с возникновением ложных импульсов на выходе вентиля, с искажением выходных сигналов логических элементов и с возникновением мягких отказов в синхронном триггере. Получены оценки вероятностей возникновения мягких отказов в триггере и возникновения ложных сигналов на выходах логических элементов.

Следует отметить, что при некоторой радиационной обстановке, характеризуемой средней частотой $q_{п.ч.т}$ попадания частиц высокой энергии в транзисторы, вероятности рассматриваемых событий, приводящих к мягким отказам, пропорциональны $P_{п.ч.т}$ и зависят от времени t (1). Время t соответствует времени хранения информации в запоминающем элементе. В системах с периодическим самовосстановлением величина t равна периоду восстановления информации. Чем чаще производится восстановление, тем меньше вероятность возникновения мягких отказов.

Полученные результаты позволят проводить анализ влияния радиации на информационные процессы в цифровых устройствах и обосновать наиболее эффективные способы введения структурной избыточности для повышения надежности устройств в условиях воздействия радиации.

Литература

- Егоров И. В., Мелехин В. Ф. Анализ проблемы повышения радиационной стойкости информационно-управляющих систем на этапе функционально-логического проектирования // Информационно-управляющие системы. 2016. № 1. С. 26–31. doi:10.15217/issn1684-8853.2016.1.26
- Егоров И. В., Мелехин В. Ф. Методы и средства анализа надежности структурных блоков с резервированием и периодическим восстановлением информации на различных этапах проектирования вычислительных систем // Информационно-управляющие системы. 2016. № 2. С. 26–34. doi:10.15217/issn1684-8853.2016.2.26
- Jacob A. Abraham, Daniel P. Siewiorek. An Algorithm for the Accurate Reliability Evaluation of Triple Modular Redundancy Networks // IEEE Transactions on Computers. 1974. Vol. C-23. N 7. P. 682–692.
- Максименко С. Л., Мелехин В. Ф. Анализ надежности функциональных узлов цифровых СБИС со структурным резервированием и периодическим восстановлением работоспособного состояния // Информационно-управляющие системы. 2013. № 2(63). С. 18–23.
- Мурога С. Системное проектирование сверхбольших интегральных схем. Кн. 1. — М.: Мир, 1985. — 288 с.
- Edmonds L. D., Barnes C. E., Scheick L. Z. An Introduction to Space Radiation Effects on Microelectronics// JPL Publication. 2000. N 00-06. <http://snebulos.mit.edu/projects/reference/NASA-Generic/JPL-00-06.pdf> (дата обращения: 05.12.2015).
- Gaillard R. Single Event Effects Mechanisms and Classification// Frontiers in Electronic Testing. 2011. Vol. 41. P. 27–54.
- Amusan O. A., et al. Single Event Upsets in Deep-Submicrometer Technologies due to Charge Sharing / O. A. Amusan, L. W. Massengill, M. P. Baze,

A. L. Sternberg, A. F. Witulski, B. L. Bhuvu, J. D. Black // *IEEE Transactions on Device and Materials Reliability*. 2008. Vol. 8. N 3. P. 582–589.

9. Kaeslin H. *Digital Integrated Circuit Design. From VLSI Architectures to CMOS Fabrication*. — Cam-

bridge University Press, 2008. <http://www.roletech.net/books/DigitalIntegratedCircuit.pdf> (дата обращения: 10.04.2016).

10. Бабич Н. П., Жуков И. А. *Компьютерная схемотехника*. — Киев: МК-пресс, 2004. — 670 с.

UDC 681.3

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.24

Analysis of Processes in a Finite State Machine under Radiation. Probabilistic Assessment of Information Distortion

Egorov I. V.^a, Post-Graduate Student, iegorov@kspt.icc.spbstu.ru

Melekhin V. F.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, melekhin@kspt.ftk.spbstu.ru

^aPeter the Great St. Petersburg Polytechnic University, 29, Politekhnicheskaya St., 195251, Saint-Petersburg, Russian Federation

Introduction: The functional organization of digital devices with structural redundancy is difficult when radiation causes a flow of failures. To solve this problem, we need to analyze what happens when radioactive particles of high energy hit integrated circuits. **Purpose:** Our goal is to determine the functional connection between the characteristics of a random flow of events when high-energy particles hit IC elements, and the characteristics of a random flow of failures when the information stored in the finite state machine memory is distorted. **Results:** Descriptions were obtained for the processes which flow when radiation impacts integrated circuits. These descriptions have three levels of representation: physical effects in semiconductor structures of the transistors; electric processes in transistor circuits, propagation of signals in electronic circuits; distortion of signals and information at the level of logical elements. Probabilistic assessments of information distortion were obtained. The proposed approach to the analysis of processes can also be applied to other elements and devices. **Practical relevance:** The obtained results allow you to analyze the impact of radiation on information processes in digital devices, finding the ways to use structural redundancy in order to increase the system reliability.

Keywords — Semiconductor Structure, Transistor, Gate, Logical Element, Synchronous Flip-Flop, CMOS technology, Radiation Effects, Soft Failures, Flow of High-Energy Particles, Flow of Information Failures, Physical Processes, Electrical Processes, Information Processes.

References

- Egorov I. V., Melekhin V. F. Analysis of Radiation Resistance Improvement Issue for Information and Control Systems at the Stage of Functional and Logical Design. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2016, no. 1, pp. 26–31 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2016.1.26
- Egorov I. V., Melekhin V. F. Methods and Tools for Structural Block Reliability Analysis with Reservation and Periodic Information Recovery at Various Stages of Computing System Design. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2016, no. 2, pp. 26–34 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2016.2.26
- Jacob A. Abraham, Daniel P. Siewiorek. An Algorithm for the Accurate Reliability Evaluation of Triple Modular Redundancy Networks. *IEEE Transactions on Computers*, 1974, vol. C-23, no. 7, pp. 682–692.
- Maximenko S. L., Melekhin V. F. Analysis of Reliability of Functional Nodes of Digital VLSI Circuits with Structural Redundancy and Periodic Operational State Recovery. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2013, no. 2(63), pp. 18–23 (In Russian).
- Muroga S. *Sistemnoe proektirovanie sverkhbol'shikh integral'nykh skhem* [System Design of Very-Large-Scale Integrated Circuits]. Vol. 1. Moscow, Mir Publ., 1985. 288 p. (In Russian).
- Edmonds L. D., Barnes C. E., Scheick L. Z. An Introduction to Space Radiation Effects on Microelectronics. *JPL Publication*, 2000, no. 00-06. Available at: <http://snebulos.mit.edu/projects/reference/NASA-Generic/JPL-00-06.pdf> (accessed 05 December 2015).
- Gaillard R. Single Event Effects Mechanisms and Classification. *Frontiers in Electronic Testing*, 2011, vol. 41, pp. 27–54.
- Amusan O. A., Massengill L. W., Baze M. P., Sternberg A. L., Witulski A. F., Bhuvu B. L., Black J. D. Single Event Upsets in Deep-Submicrometer Technologies due to Charge Sharing. *IEEE Transactions on Device and Materials Reliability*, 2008, vol. 8, no. 3, pp. 582–589.
- Kaeslin H. *Digital Integrated Circuit Design. From VLSI Architectures to CMOS Fabrication*. Cambridge University Press, 2008. Available at: <http://www.roletech.net/books/DigitalIntegratedCircuit.pdf> (accessed 10 April 2016).
- Babich N. P., Zhukov I. A. *Komp'yuternaya shemotekhnika* [Computer Circuitry]. Kiev, MK-press Publ., 2004. 670 p. (In Russian).

ФИНИТНЫЕ МОДЕЛИ ДИНАМИКИ В СПОРТЕ

Н. А. Балонин^а, доктор техн. наук, профессор

М. Б. Сергеев^а, доктор техн. наук, профессор

В. С. Суздаль^б, доктор техн. наук, профессор

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, РФ

^бХарьковский институт сцинтилляционных материалов НАН Украины, Харьков, Украина

Введение: классическая теория линейных динамических систем в значительной степени ориентирована на бесконечный или полубесконечный интервал времени. Это касается аппарата частотных характеристик, преобразования Лапласа, анализа устойчивости и других областей, где получено много полезных результатов. Однако на практике такой подход применим лишь для динамических систем, время работы которых значительно больше длительности переходных процессов. Вместе с тем реальные системы часто работают на конечных интервалах времени, соизмеримых со временем переходных процессов системы. К таким системам относятся и динамические процессы в спорте. **Цель:** показать эффективность применения в спорте моделей, основанных на дискретных частотных характеристиках линейных динамических систем конечного времени на примере элементарных звеньев первого и второго порядков. **Результаты:** показано, что дискретные частотные характеристики, в отличие от непрерывных, учитывают протяженность интервала времени движения спортсмена. Приведено определение дискретных частотных характеристик линейных динамических систем конечного времени. Описана математическая модель двойного интегратора в сравнении с графиком подъема тяжелого спортивного снаряда — штанги. Показано, что точки дискретных частотных характеристик располагаются на амплитудных частотных характеристиках звеньев. **Практическое значение:** дискретные частотные характеристики дополняют классические непрерывные, согласуются с ними по амплитудам и выступают как уточняющие, учитывающие важный для практики фактор — конечное время протекания процессов. Разработано соответствующее программное обеспечение для математической сети Интернет.

Ключевые слова — динамические системы, конечные системы, частотные характеристики, непрерывный спектр, дискретный спектр, элементарные динамические звенья.

Введение

Модели динамических процессов в спорте предполагают интенсивное движение спортсмена и спортивного снаряда, когда учет резонанса такой системы приносит существенный выигрыш [1]. Для анализа резонансных свойств моделей динамических процессов в спорте не применимы классические частотные характеристики (их определение использует бесконечный интервал времени) и сходные модели теории управления [2, 3] в силу кратковременности фиксируемых фрагментов движения спортсмена. Также затруднено использование в данной сфере и математических методов аналитической механики из-за их сложности. Более продуктивным в исследовании динамических процессов в спорте может быть использование дискретных частотных характеристик [4, 5] элементарных звеньев — некоторого аналога дискретных частотных характеристик, ограниченных по времени протекания сигналов, но описывающего при этом систему.

Дискретные частотные характеристики систем

В период становления теории управления [6] большое внимание отводилось графическим методам анализа систем, не использующим ком-

пьютер. Линейной динамической системе ставилась в соответствие логарифмическая амплитудная частотная характеристика (ЛАЧХ), которая строилась с помощью карандаша и линейки [6, 7], что не является компьютерным методом [8].

Линейная динамическая система описывается [2, 3] передаточной функцией $Q(p)$, линейным дифференциальным уравнением или интегральным уравнением свертки

$$y(t) = Qu(t) = \int_0^t q(t - \tau)u(\tau)d\tau, \quad (1)$$

где $q(t)$ — импульсная весовая функция системы; $u(t)$, $y(t)$ — входной и выходной сигналы, рассматриваемые на конечном отрезке времени $0 \leq t \leq T$.

Интегральное представление (1) удобнее прочих в том отношении, что при замене интеграла суммой линейной динамической непрерывной системы ставится в соответствие некоторое ее матричное приближение $y = Qu$, где Q — теплицева матрица линейного оператора свертки (матрица теплицева оператора), теперь уже дискретной системы.

В частности, $Q(i, j) = q(t - \tau)\Delta$ при $i \leq j$, $t = \Delta i$, $\tau = \Delta j$, Δ — шаг дискретизации по времени. У всех каузальных (причинных) систем верхний правый треугольник коэффициентов матрицы нулевой, так как реакция не может предшествовать воздействию. Уже на первых компьютерах появилась возможность расчета реакции динамической

системы не решением дифференциального уравнения, а расчетом через матричное приближение.

Некоторое время еще учитывалось, что матрица размером 100×100 содержит 10 000 элементов, и переход к не матричным моделям казался предпочтительным. Сегодня такие размеры матриц не являются препятствием даже для настольных компьютеров, и отношение к матричным моделям в самой теории управления нужно менять. Матричная модель имеет заметное преимущество простоты не только для расчета реакций. Например, спектр динамической системы, действующей ограниченное время, можно рассчитать через тривиальные процедуры анализа собственных значений и собственных векторов матрицы.

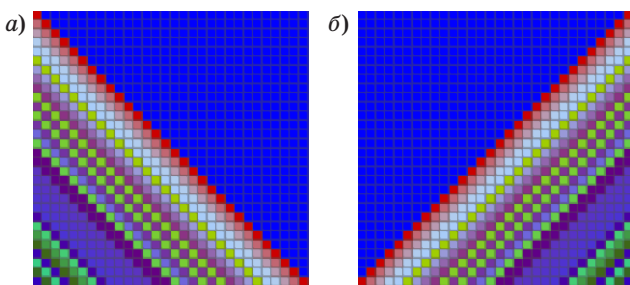
Как оказалось, такой спектр размещается точками на непрерывной частотной характеристике, он назван дискретной частотной характеристикой (ДЧХ) [4, 5].

Для моделирования в спорте важно то, что максимальные собственные значения матрицы финитной динамической модели играют роль резонансов — пиков частотной характеристики, а собственные векторы или функции (у непрерывной модели) — оптимальных сигналов, с помощью которых осуществляются движения.

Матричные операторы

Теплицева матрица Q связана с ганкелевыми матрицами $H_1 = QF$ или $H_2 = FQ$, где F — реверсная единичная матрица (флип-матрица). Пара Q и $H_1 = QF$ изображена на рис. 1, а и б. Одинаковые значения элементов представлены одинаковым цветом клеток.

Ганкелева матрица (в отличие от связанной с ней теплицевой) симметрична. Следовательно, собственные значения ее вещественны, а собственные векторы ортогональны. Весь ход наших упражнений описывает реверс вектора управления системы $y = Qu$, $u = Fu^*$ (договоримся вектор с реверсным порядком элементов помечать u^*). В итоге реверса мы получаем вместо исходной линейную систему с ганкелевым оператором $y = Hu^*$, $H = QF$.



■ Рис. 1. Матрицы теплицева Q (а) и ганкелева H_1 (б)

Собственная функция [4, 5] дополняет классические импульсную весовую или переходную функции, отражая специфику финитного времени.

Определение 1 (собственная функция). Не искажаемый системой $y(t) = \lambda u^*(t)$ входной сигнал $u^*(t) = u(T - t)$, где T — интервал времени, называем *собственной функцией* $f(t)$ линейной динамической системы.

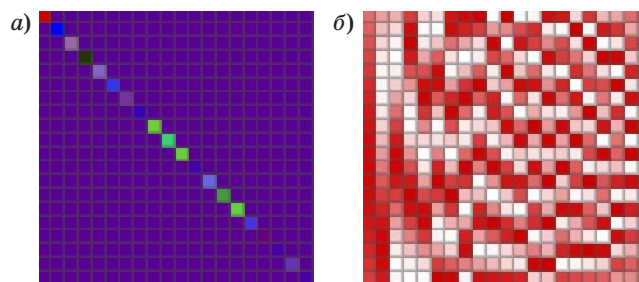
Определение 2 (собственное значение). Коэффициент усиления λ сигнала в виде собственной функции назовем *собственным значением* линейной динамической системы.

ДЧХ элементарных динамических звеньев

В теории управления большое значение имеют амплитудные частотные характеристики (АЧХ) элементарных звеньев: интегратора, двойного интегратора, апериодического звена, колебательного звена, динамического звена второго порядка. Хотя ДЧХ расположена на АЧХ [2, 4], распределение точек ДЧХ (в отличие от моделей теории сигналов) неравномерно и отражает индивидуальные свойства, зависящие от параметров звена. С уменьшением интервала времени, например, все длящиеся продолжительное время собственные движения объекта перестают быть интересными, и для разных звеньев начинает доминировать модель в виде интегратора или двойного интегратора (модель упрощается).

В качестве примера на рис. 2, а и б приведены диагональная матрица собственных значений и матрица собственных векторов ганкелева оператора. Значения элементов собственных векторов отражены здесь цветом и степенью насыщенности цветов в столбцах.

Максимальным собственным числам соответствуют низкочастотные составляющие, что хорошо видно на рис. 3 [1]. Главная собственная функция одинарного интегратора — четверть синусоиды. Главная собственная функция двойного интегратора $Q(p) = \frac{1}{p^2}$ (например, штанга)



■ Рис. 2. Матрицы собственных чисел (а) и собственных векторов (б)



■ Рис. 3. Графики, отражающие процесс подъема штанги

аппроксимируется выражением [4, 5] $f(t) = 1 - \cos(\omega t)$, $\omega = 0,6\pi/T$. По форме этот сигнал — почти острый треугольник.

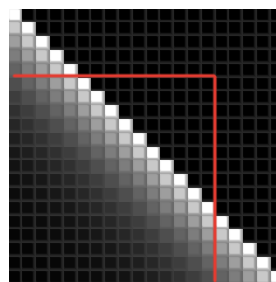
Графики на рис. 3 соответствуют процессу подъема штанги спортсменом.

Время подъема штанги ограничено. Обратим внимание, что график перемещения штанги не случайный и оптимизируется спортсменом в процессе выработки спортивного движения. Он отвечает главной собственной функции двойного интегратора, приведенной выше. Мы полагаем, что это совпадение не случайное, поскольку ДЧХ описывает специфический резонанс.

Разделенные интервалы времени

В случае несовпадения интервалов времени управления и наблюдения модель в принципе остается матричной и линейной. На рис. 4 матрица линейной динамической системы разделена так, что на последние отсчеты выходного сигнала (граница сверху) действуют только начальные составляющие управления (граница сбоку).

Когда отмеченные границы выделяют прямоугольную матрицу, роль собственных значений и функций играют сингулярные числа и сингулярные функции финитной динамической системы [9, 10].



■ Рис. 4. Линейный оператор разнесенного времени

Такое разделение довольно характерно для спорта. Например, при метании молота и диска интервал управления предшествует интервалу наблюдения, что соответствует делению матрицы оператора границами ровно пополам (на четыре части). Собственные функции такой системы известны как ганкелевы [11, 12]. Помимо моделей финитного времени, возможны модели в виде квазиортогональных матриц [13], когда квантуется и время, и пространство [14].

Заключение

Заявленная нами тематика не может развиваться отдельно от тренировочной деятельности спортсменов, поскольку базой ее приложения являются движения в процессе их отработки спортсменами до уровня оптимальных. Финитность является характерной чертой динамических систем, описывающих спортивные движения, которые в принципе не могут рассматриваться на бесконечном интервале времени. Применение финитных моделей позволит более точно понимать и применять результаты измерений, которые делаются в процессе тренировок.

Мы рассматриваем публикацию настоящей статьи как предложение к сотрудничеству с теоретиками и практиками подготовки спортсменов к высшим достижениям.

Литература

1. Ажиппо А. Ю., Балонин Н. А., Друзь В. А., Суздаль В. С. Финитные системы оптимизации спортивной техники движений // Слобожанський науково-спортивний вісник. Харків: ХДАФК. 2015. № 2(46). С. 11–18. dx.doi.org/10.15391/sns.v. 2015-2.001
2. Балонин Н. А. Новый курс теории управления движением. — СПб.: Изд-во СПбГУ, 2000. — 160 с.
3. Балонин Н. А. Теоремы идентифицируемости. — СПб.: Политехника, 2010. — 48 с.
4. Балонин Н. А. Дискретные частотные характеристики элементарных динамических звеньев // Ин-

формационно-управляющие системы. 2015. № 4(77). С. 17–24. doi:10.15217/issn1684-8853.2015.4.17

5. Балонин Н. А., Суздаль В. С., Соболев А. В. Дискретные частотные характеристики непрерывных динамических систем // Проблемы управления и информатики. 2015. № 5. С. 13–19.
6. Nikolay A. Balonin, Victor S. Suzdal, Alexander V. Soboлев. The Discrete Frequency Responses of Continuous Linear Systems // Journal of Automation and Information Sciences. 2015. Vol. 47. Iss. 9. P. 34–41. doi:10.1615/JAutomatInfScien.v47.i9.40
7. Воронов А. А. Основы теории автоматического управления: Автоматическое регулирование

непрерывных линейных систем. — М.: Энергия, 1980. — 312 с.

8. Бесекерский В. А., Попов Е. П. Теория систем автоматического управления. — СПб.: Профессия, 2003. — 772 с.
9. Балонин Н. А. Компьютерные методы анализа линейных динамических систем: дис. ... д-ра техн. наук/СПбГУ. СПб., 2008. — 400 с.
10. Балонин Н. А. Сингулярные функции линейных динамических систем. — Lambert Academic Publishing, 2011. — 112 с.
11. Балонин Н. А., Мироновский Л. А. Спектральные характеристики линейных систем на ограничен-

ном интервале времени // Автоматика и Телемеханика. 2002. № 6. С. 3–22.

12. Balonin N. A., Mironovskii L. A. Spectral Characteristics of the Linear Systems over a Bounded Time Interval // Automation and Remote Control. 2002. Vol. 63. Iss. 6. P. 867–885.
13. Балонин Н. А., Сергеев М. Б. Матрицы локального максимума детерминанта // Информационно-управляющие системы. 2014. № 1(68). С. 2–15.
14. Finite Time Interval Dynamic Systems. <http://mathscinet.ru/systems/finitetime/> (дата обращения: 15.05.2016).

UDC 519.715:614

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.34

Finite Dynamic Models in Sports

Balonin N. A.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, korbendfs@mail.ru

Sergeev M. B.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, mbse@mail.ru

Suzdal V. S.^b, Dr. Sc., Tech., Professor, suzdal@isma.kharkov.ua

^aSaint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaya St., 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation

^bInstitute for Scintillation Materials National Academy of Sciences of Ukraine, 60, Lenin Av., 61001, Kharkiv, Ukraine

Introduction: The classical theory of linear dynamical systems is largely focused on an infinite or semi-infinite interval. This applies to the frequency response functions, the Laplace transform, stability analysis, and other areas where a lot of useful results were obtained. However, in practice this approach is only applicable to dynamic systems whose running time is significantly longer than their eigen processes. On the other hand, real systems often operate on finite intervals of time commensurate with the time of their eigen processes. Such systems cover dynamic processes in sports. **Purpose:** The goal is to show the effectiveness of sport models based on discrete frequency characteristics of linear dynamic systems with finite time intervals, illustrating this by the examples of elementary dynamic units of the first and second orders. **Results:** It is shown that, unlike the continuous frequency characteristics, the discrete ones take in consideration the finite time interval of athlete movements. A definition is given for discrete frequency characteristics of finite-time linear dynamic systems. A mathematical model is described for a double integrator in comparison with the graph of lifting a barbell. It is shown that the points of discrete frequency characteristics are located on the continuous frequency response. **Practical relevance:** The discrete frequency characteristics complement the classic continuous frequency response, being consistent with them in amplitudes and acting as a clarifying characteristics, taking into account an important practical factor which is the finite time of real processes. The corresponding software for mathematical Internet sites has been developed.

Keywords — Dynamic System, Finite Systems, Frequency Characteristics, Continuous Spectrum, Discrete Spectrum, Elementary Dynamic Units.

References

1. Aghyppo A. Yu., Balonin N. A., Druz V. A., Suzdal V. S. Finite System Optimization Sports Equipment Movements. *Slobozanskiy naukovno-sportivnij visnik* [Slobozhanskyi Herald of Science and Sport], 2015, no. 2 (46), pp. 11–18 (In Russian). dx.doi.org/10.15391/sns.v.2015-2.001
2. Balonin N. A. *Novyi kurs teorii upravleniya dvizheniem* [New Course the Theory of Motion Control]. Saint-Petersburg, Sankt-Peterburgskii gosudarstvennyi universitet Publ., 2000. 160 p. (In Russian).
3. Balonin N. A. *Teoremy identifikatsionnosti* [Identifiability Theorems]. Saint-Petersburg, Politehnika Publ., 2010. 48 p. (In Russian).
4. Balonin N. A. Discrete Frequency Characteristics of Elementary Dynamic Units. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2015, no. 4(77), pp. 17–24 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2015.4.17
5. Balonin N. A., Suzdal V. S., Sobolev A. V. The Discrete Frequency Responses of Continuous Dynamic Systems. *Problemy upravleniya i informatiki*, 2015, no. 5, pp. 13–19 (In Russian).
6. Nikolay A. Balonin, Victor S. Suzdal, Alexander V. Sobolev. The Discrete Frequency Responses of Continuous Linear Systems. *Journal of Automation and Information Sciences*, 2015, vol. 47, iss. 9, pp. 34–41. doi:10.1615/JAutomat-InfScien.v47.i9.40
7. Voronov A. A. *Osnovy teorii avtomaticheskogo upravleniya: avtomaticheskoe regulirovanie nepreryvnykh lineinykh*

sistem [Fundamentals of the Theory of Automatic Control: Automatic Regulation of Continuous Linear Systems]. Moscow, Energiya Publ., 1980. 312 p. (In Russian).

8. Besekerskiy V. A., Popov E. P. *Teoriya sistem avtomaticheskogo upravleniya* [The Theory of Automatic Control Systems]. Saint-Petersburg, Professiia Publ., 2003. 772 p. (In Russian).
9. Balonin N. A. *Komp'yuternye metody analiza lineinykh dinamicheskikh sistem*. Dis. dokt. tekhn. nauk [Computer Methods for Analysis of Linear Dynamical Systems. Dr. tekhn. sci. diss.]. Saint-Petersburg, Sankt-Peterburgskii gosudarstvennyi universitet Publ., 2008. 400 p. (In Russian).
10. Balonin N. A. *Singuliarnye funktsii lineinykh dinamicheskikh sistem* [Singular Functions of Linear Dynamical Systems]. Lambert Academic Publishing, 2011. 112 p. (In Russian).
11. Balonin N. A., Mironovskii L. A. Spectral Characteristics of the Linear Systems over a Bounded Time Interval. *Avtomatika i Telemekhanika*, 2002, no. 6, pp. 3–22 (In Russian).
12. Balonin N. A., Mironovskii L. A. Spectral Characteristics of the Linear Systems over a Bounded Time Interval. *Automation and Remote Control*, 2002, vol. 63, iss. 6, pp. 867–885.
13. Balonin N. A., Sergeev M. B. Local Maximum Determinant Matrices. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2014, no. 1(68), pp. 2–15 (In Russian).
14. *Finite Time Interval Dynamic Systems*. Available at: <http://mathscinet.ru/systems/finitetime/> (accessed 15 May 2016).

АНАЛИЗ ГОТОВНОСТИ СЛОЖНЫХ ТЕХНИЧЕСКИХ СИСТЕМ ПРИ ИСПОЛЬЗОВАНИИ ИНФОРМАЦИОННЫХ ТЕХНОЛОГИЙ ПОДДЕРЖКИ ЖИЗНЕННОГО ЦИКЛА

Г. Н. Мальцев^а, доктор техн. наук, профессор

Д. В. Склемин^а, адъюнкт

^аВоенно-космическая академия им. А. Ф. Можайского, Санкт-Петербург, РФ

Постановка проблемы: в современных условиях использование информационных технологий поддержки жизненного цикла является одним из ключевых факторов поддержания высокой надежности и готовности к применению сложных наукоемких технических систем на этапе их эксплуатации. **Цель:** анализ готовности сложных технических систем на основе описания в пространстве состояний процесса их эксплуатации с учетом использования технологий информационной поддержки жизненного цикла. **Результаты:** разработана марковская модель изменения состояний сложной технической системы на этапе эксплуатации и проведено исследование ее готовности в зависимости от значений показателей, характеризующих переходы из одного состояния в другое, с учетом внедрения информационной поддержки эксплуатационных процессов. Анализ изменения коэффициента готовности сложной технической системы показал увеличение ее готовности при внедрении технологий информационной поддержки жизненного цикла на этапе эксплуатации. **Практическая значимость:** показаны возможности повышения готовности сложных технических систем на основе внедрения технологий информационной поддержки жизненного цикла. Полученные результаты могут быть использованы при проектировании средств информационной поддержки жизненного цикла сложных технических систем на этапе эксплуатации, организации и планирования эксплуатационных процессов.

Ключевые слова — сложные технические системы, технологии информационной поддержки жизненного цикла изделия, эксплуатация, коэффициент готовности.

Введение

Поддержание высокой надежности сложных технических систем (СТС) является одной из основных задач при организации их эксплуатации. В общем случае надежность СТС определяется, прежде всего, эксплуатационным качеством входящих в ее состав аппаратно-программных средств, которое закладывается в них при проектировании и производстве. Однако на последующих этапах жизненного цикла (ЖЦ) СТС ее надежность и безотказность существенным образом зависят от принятой системы технической эксплуатации. В современных условиях одним из основных направлений совершенствования системы эксплуатации наукоемких технических объектов (изделий), к числу которых относится большинство СТС, используемых в аэрокосмической, телекоммуникационной, энергетической и других отраслях, является реализация информационной поддержки эксплуатационных процессов как составной части процесса информационной поддержки ЖЦ СТС [1, 2].

Разработка и внедрение технологий информационной поддержки ЖЦ СТС базируются на использовании современных информационных и телекоммуникационных технологий. Они являются основой реализации так называемых технологий CALS (Continuous Acquisition and Lifecycle Support) или технологий информационной поддержки ЖЦ изделия (ИПИ). Несмотря

на большое количество публикаций на данную тему, внимание в них, в основном, уделяется информационной поддержке разработки и производства СТС [1–4]. В тех же работах, в которых рассматривается применение ИПИ-технологий на этапе эксплуатации СТС [5–7], нет оценки влияния внедрения ИПИ-технологий на показатели эффективности системы эксплуатации СТС. В данной статье на основе моделирования процесса эксплуатации СТС в пространстве состояний проводится анализ комплексного показателя их надежности — коэффициента готовности — с учетом использования ИПИ-технологий.

Общая характеристика ИПИ-технологий и особенности их применения на этапе эксплуатации технических систем

Концепция CALS/ИПИ объединяет принципы и технологии информационной поддержки наукоемких изделий на всех стадиях их ЖЦ. Основой концепции является использование интегрированной информационной среды, обеспечивающей единообразные способы управления процессами, и взаимодействие всех участников ЖЦ (заказчиков и поставщиков продукции; эксплуатационного и ремонтного персонала). Концепция реализуется в соответствии с требованиями системы стандартов.

Четыре базовых принципа совокупности ИПИ-технологий по отношению к СТС, являю-

щимися наукоемкими изделиями, в техническом плане таковы [1, 2]:

1) цифровая форма представления данных о технических объектах;

2) хранение и передача данных в электронном виде в соответствии с принятыми стандартами;

3) использование единого информационного пространства для всех участников ЖЦ технического объекта;

4) обновление и дополнение информации о техническом объекте на каждом этапе его ЖЦ.

Реализация этих принципов предполагает интеграцию информационных событий, протекающих в ходе ЖЦ СТС, в высокоавтоматизированный процесс, в котором хранение информации и управление документооборотом, сопровождающие ее жизненный цикл, осуществляется в электронном виде в едином информационном пространстве с соответствующим программным обеспечением.

На различных стадиях ЖЦ СТС для информационной поддержки принятия конструкторских и управленческих решений в рамках реализации ИПИ-технологий применяются различные программные средства. Их разработка осуществляется многопрофильными рабочими группами, объединяющими экспертов различных специальностей. Нормативную базу разработок составляют международные и национальные стандарты, регламентирующие различные аспекты ИПИ-технологий. К числу программных средств реализации ИПИ-технологий относятся: автоматизированные системы конструкторского и технологического проектирования, программные средства управления данными об изделиях, автоматизированные системы планирования и управления производством и предприятием, программно-методические средства анализа логистической поддержки и ведения баз данных, программные средства управления потоками работ, программные средства моделирования и анализа бизнес-процессов и др.

Для реализации информационной поддержки процесса эксплуатации СТС в рамках реализации ИПИ-технологий применяется системная организация постпроизводственных процессов ЖЦ изделий, которая обеспечивается программно-методическими средствами анализа логистической поддержки и ведения баз данных по результатам такого анализа.

Процессы, составляющие структуру системы интегрированной логистической поддержки, разделены на две группы [2, 8]. В первую группу входят процессы, непосредственно связанные с информационной поддержкой технической эксплуатации и применения изделия по назначению.

Анализ логистической поддержки — это технология исследования изделия, вариантов системы

его эксплуатации и информационной поддержки эксплуатации. Она направлена на снижение затрат на ЖЦ изделия при обеспечении требуемых параметров безотказности, долговечности, ремонтпригодности, эксплуатационной и ремонтной технологичности. При проведении анализа логистической поддержки формируется интегральный показатель (функционал), характеризующий эффективность системы интегрированной логистической поддержки (пригодность к поддержке) и учитывающий следующие эксплуатационно-технические характеристики изделия: наработку на отказ, среднее время восстановления (приведения в рабочее состояние) после отказа, среднее время между техническим обслуживанием (ТО), среднее время между заменами, средний срок работы до ремонта, требуемый уровень готовности, требуемый уровень обслуживания.

Планирование и управление ТО изделия предполагает разработку концепции ТО, анализ и конкретизацию требований к изделию в части его ТО, разработку и оперативную корректировку планов ТО. Выбирая соответствующий метод ТО изделий, можно рассчитать его периодичность, объем, определить перечень необходимого оборудования и эксплуатационно-технической документации, количество и квалификацию персонала, необходимого для проведения ТО. Требования к изделию в отношении ТО определяются на основе содержащихся в базе данных анализа логистической поддержки и уточняются по результатам эксплуатации изделия. В базе данных содержится информация о конкретном изделии в целом, его отдельных элементах (подсистемах), а также об опыте эксплуатации изделий-аналогов, в которых используются такие же элементы (подсистемы).

Мониторинг технического состояния изделия и процессов эксплуатации неразрывно связан с организацией сбора сведений об отказах конкретного изделия, а также изделий-аналогов. Содержание мероприятий по сбору таких сведений определяется типом изделия и особенностями его эксплуатации. Источниками статистической информации являются сведения, полученные по результатам различных видов испытаний и эксплуатации, которые заносятся в общую базу данных изделия в электронном виде посредством передачи информации через объединенную информационную сеть. По результатам мониторинга технического состояния изделия и процессов его эксплуатации осуществляется определение средствами технического диагностирования остаточного ресурса и предотказного состояния изделия. При этом изучение особенностей и условий проявления отказов дает возможность использовать накопленные данные для проектирования будущих изделий.

Во вторую группу входят процессы, соответствующие различным видам обеспечения технической эксплуатации и применения изделия по назначению.

Планирование и управление материально-техническим обеспечением (МТО) эксплуатации изделия включают в себя: кодификацию предметов поставки, определение параметров начального МТО, определение параметров текущего МТО, планирование поставок, управление поставками, управление заказами. Планирование и управление МТО позволяет достоверно оценивать текущее состояние изделий, обеспеченность процесса их эксплуатации техническими материальными средствами.

Разработка и сопровождение эксплуатационной и ремонтной документации, выполненной в электронном виде, является первичным этапом реализации интегрированной логистической поддержки. Эксплуатационная и ремонтная документация при использовании ИПИ-технологий разрабатывается в виде интерактивных электронных технических руководств (ИЭТР), которые применяются обслуживающим персоналом в интерактивной форме прямого диалога пользователя с компьютером, что позволяет существенно снизить объем технической документации, повысить скорость поиска и наглядность отображения информации. ИЭТР включает в себя базу данных и электронную систему отображения, предназначенную для визуализации данных и обеспечения интерактивного взаимодействия с пользователем.

Обеспечение специальным, вспомогательным и измерительным оборудованием, необходимым для эксплуатации и обслуживания изделия, осуществляется в плановом порядке или по заявкам в соответствии с разработанными планами МТО эксплуатации изделия и планами его ТО.

Планирование и организация обучения персонала и разработка технических средств обучения обеспечивают правильную организацию эксплуатационных процессов и исключение влияния на них «человеческого фактора», обусловленного ошибочными действиями персонала. При этом разработка технических средств обучения и их использование при обучении и повышении квалификации обслуживающего персонала СТС представляет собой отдельную задачу и имеет самостоятельное значение [9].

На стадии эксплуатации одной из основных эксплуатационно-технических характеристик СТС является ее готовность — комплексная характеристика надежности, в большинстве случаев задаваемая техническими требованиями к СТС [10, 11]. Готовность технической системы характеризует ее способность находиться в работоспособном состоянии в заданный или про-

извольный момент времени функционирования. Данное свойство характеризует возможности перевода технической системы из любого исходного состояния в состояние непосредственного применения по назначению и поддержание ее в этом состоянии. Готовность, как комплексная характеристика надежности, в общем случае учитывает все составляющие технической системы: безотказность, долговечность, ремонтпригодность и сохраняемость [11, 12].

Информационная поддержка эксплуатации СТС в конечном итоге направлена на поддержание и повышение ее готовности к применению. Комплекс проводимых при этом мероприятий в рамках реализации ИПИ-технологий осуществляется по двум основным направлениям — соблюдение правил и режимов эксплуатации СТС и восстановление работоспособного состояния СТС в случае отказов и неисправностей. Эти мероприятия реализуются с помощью процессов интегрированной логистической поддержки, объединенных в первую группу (процессы, непосредственно связанные с информационной поддержкой технической эксплуатации и применения изделия по назначению). Информационной основой этих мероприятий является ведение баз данных о конкретной СТС, совокупности эксплуатируемых СТС той же серии (проекта), а также об изделиях-аналогах. Сбор информации о ходе эксплуатации всех однотипных СТС позволяет набрать статистические данные, необходимые для правильного и оперативного принятия управленческих и прогностических решений при эксплуатации каждой СТС.

Анализ возможностей повышения готовности СТС при использовании ИПИ-технологий может быть проведен на основе моделирования процесса эксплуатации СТС в пространстве состояний. При этом наибольший практический интерес представляет учет влияния информационной поддержки эксплуатационных процессов на снижение временных расходов на устранение неисправностей и проведение мероприятий технической эксплуатации, что позволяет увеличить суммарное время нахождения СТС в состоянии готовности к применению и применения по назначению.

Марковская модель изменения состояний СТС на этапе эксплуатации с учетом использования ИПИ-технологий

Большинство СТС являются восстанавливаемыми техническими средствами с длительными сроками эксплуатации, функционирующими в режиме непрерывного применения. Среди них можно выделить большое число средств, для которых данный режим предполагает поддержание

непрерывной готовности к применению, а сам процесс применения по назначению носит периодический (сеансный) характер, и для него характерны этапы нахождения СТС в дежурном режиме, в режиме подготовки и собственно в режиме применения по назначению [13, 14]. Система эксплуатации таких СТС предусматривает проведение ТО по календарному принципу или по наработке, в период которого применение СТС по назначению не предусматривается. Время, необходимое для проведения ТО, составляет плановые потери суммарного времени готовности СТС непрерывного применения. К невозможности применения по назначению приводят также отказы и неисправности СТС, время на устранение которых составляет внеплановые потери суммарного времени готовности СТС.

Реализация процессов анализа логистической поддержки, планирования и управления ТО изделия и мониторинга технического состояния изделия и процессов его эксплуатации позволяет снизить плановые и внеплановые потери суммарного времени готовности СТС. Повышение готовности СТС при этом характеризуется повышением коэффициента готовности K_r , который в общем случае определяется как вероятность того, что техническая система окажется в работоспособном состоянии в произвольный момент времени, кроме планируемых периодов, в течение которых применение технической системы по назначению не предусматривается [10, 12]. Для восстанавливаемых технических систем величина коэффициента готовности определяется соотношением между средним временем наработки на отказ T_o и средним временем восстановления T_b :

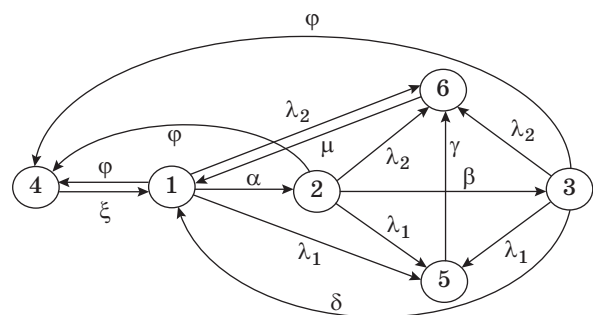
$$K_r = \frac{T_o}{T_o + T_b}. \quad (1)$$

Поскольку, по определению, коэффициент готовности K_r является вероятностью заставить систему в исправном состоянии в любой момент времени, он может быть найден в виде суммы вероятностей всех исправных состояний системы. Для СТС с сеансным режимом применения к этим состояниям относятся все работоспособные состояния СТС на интервале времени, когда осуществляется поддержание ее готовности к применению и применения по назначению. Это — состояния нахождения в дежурном режиме, подготовки к применению и применения по назначению. Описание переходов между этими состояниями и состояниями, в которых СТС неработоспособна и ее применение по назначению невозможно, производится на основе графа состояний и марковской модели переходов между состояниями.

Подход к анализу надежности технических систем с использованием марковских моделей

получает широкое распространение [10]. При известных допущениях о свойствах потоков отказов и восстановлений, описываемых марковскими случайными процессами, данный подход позволяет составить систему дифференциальных уравнений для вероятностей нахождения системы в различных состояниях и определить эти вероятности. Основу марковских моделей составляет граф дискретных состояний системы, который должен учитывать влияние всех существенных факторов на процесс эксплуатации анализируемой системы. В рассматриваемом случае анализа процесса эксплуатации СТС с учетом использования ИПИ-технологий граф состояний должен учитывать, с одной стороны, свойственную СТС сложность технического диагностирования при поиске и обнаружении неисправностей, с другой стороны, влияние информационной поддержки на оперативность поиска и устранения неисправностей и проведения мероприятий технической эксплуатации.

Граф состояний СТС, учитывающий отмеченные особенности процесса ее эксплуатации с использованием ИПИ-технологий, представлен на рис. 1. СТС может находиться в одном из следующих состояний: 1 — работоспособна, находится в дежурном режиме; 2 — работоспособна, готовится к применению по назначению; 3 — работоспособна, применяется по назначению; 4 — работоспособна, находится на ТО; 5 — неработоспособна, отказ не идентифицирован; 6 — неработоспособна, отказ идентифицирован. Введение двух последних состояний учитывает специфику СТС, связанную со сложностью процессов их технического диагностирования при поиске и обнаружении неисправностей, а также с отсутствием достаточной статистики и базы данных по отказам, по крайней мере на начальном периоде эксплуатации малосерийных высоконадежных СТС. Под состоянием неидентифицированного отказа в рассматриваемой модели понимается состояние, в котором неисправность, являющаяся причиной отказа, не обнаружена и (или) не определен



■ Рис. 1. Граф состояний СТС в режиме непрерывного применения

алгоритм ее устранения, а под состоянием идентифицированного отказа понимается состояние, в котором неисправность, являющаяся причиной отказа, обнаружена и определен алгоритм ее устранения.

Марковские модели надежности технических систем являются моделями с непрерывным временем. Переходы между состояниями графа состояний СТС, приведенного на рис. 1, характеризуются следующими интенсивностями: α — поступления заявок на применение; β — подготовки к применению; δ — применения; λ_1 — неидентифицированных отказов; λ_2 — идентифицированных отказов; μ — восстановления; γ — распознавания неидентифицированных отказов; φ — проведения ТО; ξ — завершения ТО.

При определении возможных переходов СТС между введенными состояниями были сделаны следующие допущения.

1. Для проведения ТО технические системы выводятся из состояния применения по назначению и переводятся в дежурный режим, поэтому переход в состояние 4, как правило, происходит из состояния 1. Переходы в состояние 4 из состояний 2 и 3 введены формально для того, чтобы согласовать полученные результаты с общим выражением для коэффициента готовности (1), в котором среднее время наработки на отказ T_0 соответствует нахождению СТС в одном из работоспособных состояний 1, 2, 3.

2. После завершения ТО переход из состояния 4 возможен только в состояние 1, поскольку после проведения ТО технические системы переводятся в дежурный режим и перед применением, как правило, проходят стадию подготовки. Для СТС подготовка к применению по назначению после проведения ТО выполняется в обязательном порядке.

3. При восстановлении работоспособности СТС переход в состояние 1 возможен только из состояния 6, поскольку восстановление возможно только после идентификации отказа, алгоритм устранения которого имеется в базе знаний. В то же время отказы в ходе эксплуатации СТС могут возникнуть в любом работоспособном состоянии: в дежурном режиме 1, при подготовке к применению 2, при применении по назначению 3. При этом в зависимости от того, идентифицированный или неидентифицированный отказ, происходит переход в состояние 5 или 6. После устранения отказа подготовка СТС к применению начинается заново, и переход из состояния 6 возможен только в состояние 1.

4. Интенсивность идентифицированных или неидентифицированных отказов при переходе в состояния 5 и 6 в течение ЖЦ СТС изменяется по мере накопления статистики и наполнения базы данных по отказам. Кроме того, возможные от-

казы выявляются в ходе проектирования и испытаний СТС, и алгоритмы их устранения имеются в эксплуатационно-технической документации. Поэтому можно полагать, что $\lambda_1 < \lambda_2$, и в процессе ЖЦ СТС интенсивность неидентифицированных отказов λ_1 уменьшается, а интенсивность идентифицированных отказов λ_2 увеличивается.

В соответствии с составленным графом состояний и введенными обозначениями процесс функционирования СТС в пространстве состояний описывается системой дифференциальных уравнений

$$\begin{cases} \dot{P}_1(t) = \xi P_4(t) + \mu P_6(t) + \delta P_3(t) - (\alpha + \varphi + \lambda_1 + \lambda_2) P_1(t) \\ \dot{P}_2(t) = \alpha P_1(t) - (\beta + \lambda_1 + \lambda_2 + \varphi) P_2(t) \\ \dot{P}_3(t) = \beta P_2(t) - (\delta + \lambda_1 + \lambda_2 + \varphi) P_3(t) \\ \dot{P}_4(t) = \varphi P_1(t) + \varphi P_2(t) + \varphi P_3(t) - \xi P_4(t) \\ \dot{P}_5(t) = \lambda_1 P_1(t) + \lambda_1 P_2(t) + \lambda_1 P_3(t) - \gamma P_5(t) \\ \dot{P}_6(t) = \lambda_2 P_1(t) + \lambda_2 P_2(t) + \lambda_2 P_3(t) + \gamma P_5(t) - \mu P_6(t) \end{cases}, \quad (2)$$

где $P_1(t) \dots P_6(t)$ — вероятности нахождения СТС в момент времени t в состояниях 1–6 соответственно, удовлетворяющие условию нормировки $\sum_{i=1}^6 P_i(t) = 1$.

Система дифференциальных уравнений (2) составлена в соответствии с известным правилом Колмогорова. Для ее решения необходимо задание начальных условий $P_1(0) \dots P_6(0)$ при $t=0$, при этом аналитическое решение в общем случае отсутствует. Поэтому для нахождения вероятностей $P_1(t) \dots P_6(t)$ как функций времени и связанных с ними характеристик готовности анализируемой СТС необходимо использовать численное интегрирование. Аналитическое решение может быть получено для стационарного режима эксплуатации СТС как решение системы алгебраических уравнений

$$\begin{cases} \xi P_4 + \mu P_6 + \delta P_3 - (\alpha + \varphi + \lambda_1 + \lambda_2) P_1 = 0 \\ \alpha P_1 - (\beta + \lambda_1 + \lambda_2 + \varphi) P_2 = 0 \\ \beta P_2 - (\delta + \lambda_1 + \lambda_2 + \varphi) P_3 = 0 \\ \varphi P_1 + \varphi P_2 + \varphi P_3 - \xi P_4 = 0 \\ \lambda_1 P_1 + \lambda_1 P_2 + \lambda_1 P_3 - \gamma P_5 = 0 \\ \lambda_2 P_1 + \lambda_2 P_2 + \lambda_2 P_3 + \gamma P_5 - \mu P_6 = 0 \end{cases}, \quad (3)$$

где $P_1 \dots P_6$ — стационарные вероятности нахождения СТС в состояниях 1–6 соответственно, удовлетворяющие условию нормировки $\sum_{i=1}^6 P_i = 1$.

Система алгебраических уравнений (3) получена из системы дифференциальных уравнений (2) при $\dot{P}_1(t) = \dots = \dot{P}_6(t) = 0$, что соответствует стационарному режиму эксплуатации СТС при $t \rightarrow \infty$.

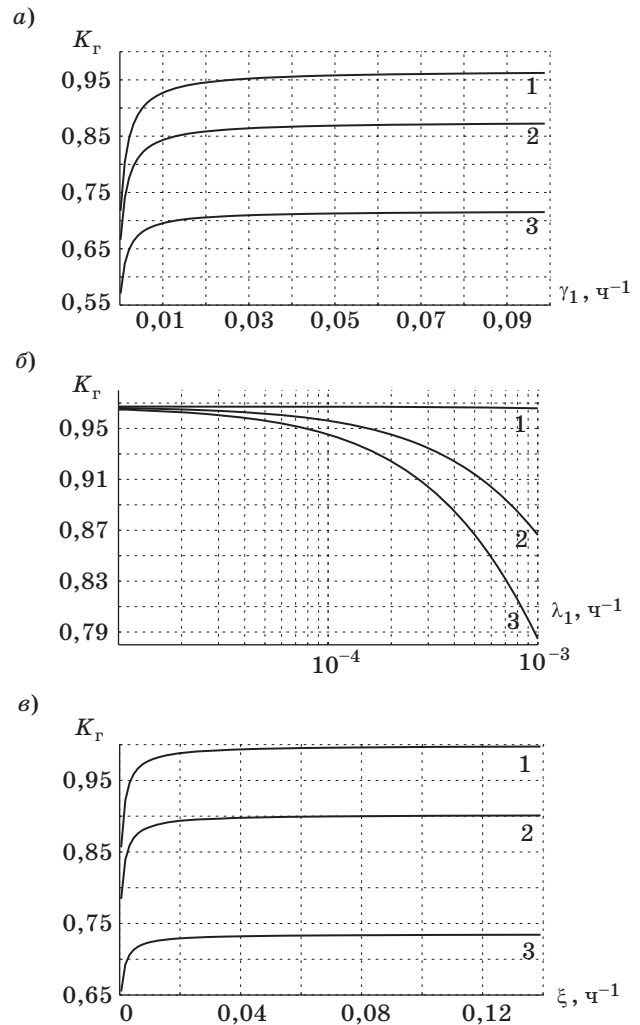
При сделанных предположениях системы уравнений (2) и (3) описывают марковскую модель изменения состояний СТС на этапе эксплуатации с учетом применения ИПИ-технологий.

Результаты анализа готовности технических систем с учетом информационной поддержки эксплуатационных процессов

При описании процесса эксплуатации технических систем в пространстве состояний коэффициент готовности определяется как сумма вероятностей нахождения в работоспособных состояниях [10]. Для изображенного на рис. 1 графа состояний СТС работоспособными являются состояния 1, 2, 3, поэтому стационарный коэффициент готовности СТС определяется суммой вероятностей нахождения СТС в этих состояниях: $K_r = P_1 + P_2 + P_3$.

Результаты расчетов стационарного коэффициента готовности СТС при различных интенсивностях переходов между состояниями на основании решения системы уравнений (3) представлены на рис. 2, а–в. При задании интенсивностей переходов учитывалось применение ИПИ-технологий в виде интегрированной логистической поддержки эксплуатационных процессов, что позволяет оценить ее влияние на поддержание и повышение готовности СТС.

На рис. 2, а представлены расчетные зависимости коэффициента готовности K_r от интенсивности распознавания неидентифицированных отказов γ при различных интенсивностях восстановления μ . Полагалось: $\alpha = 0,4 \text{ ч}^{-1}$, $\beta = 4 \text{ ч}^{-1}$, $\delta = 1,33 \text{ ч}^{-1}$, $\lambda_1 = 5 \times 10^{-4} \text{ ч}^{-1}$, $\lambda_2 = 10^{-3} \text{ ч}^{-1}$, $\varphi = 2,3 \times 10^{-4} \text{ ч}^{-1}$, $\xi = 0,007 \text{ ч}^{-1}$. Кривая 1 соответствует $\mu = 2 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время восстановления системы 30 мин); кривая 2 — $\mu = 0,0139 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время восстановления 3 сут); кривая 3 — $\mu = 0,0042 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время восстановления 10 сут). Приведенные зависимости показывают, что уменьшение интенсивности распознавания неидентифицированных отказов γ приводит к уменьшению коэффициента готовности, особенно в области малых значений γ , в рассмотренных условиях — при $\gamma < 0,02$. При увеличении γ коэффициент готовности насыщается на некотором уровне, который зависит от интенсивности восстановления μ . С увеличением интенсивности восстановления, что соответствует уменьшению времени поиска и устранения отказов, коэффициент готовности увеличивается, что естественно. Интегрированная логистическая поддержка



■ Рис. 2. Зависимость коэффициента готовности от интенсивностей переходов из состояния в состояние при различных интенсивностях восстановления (а), распознавания (б) и завершения ТО (в)

эксплуатации позволяет повысить как интенсивность распознавания неидентифицированных отказов γ , так и интенсивность восстановления μ .

На рис. 2, б приведены расчетные зависимости коэффициента готовности K_r от интенсивности неидентифицированных отказов λ_1 при различных интенсивностях их распознавания γ . Полагалось: $\alpha = 0,4 \text{ ч}^{-1}$, $\beta = 4 \text{ ч}^{-1}$, $\delta = 1,33 \text{ ч}^{-1}$, $\lambda_2 = 10^{-3} \text{ ч}^{-1}$, $\varphi = 2,3 \times 10^{-4} \text{ ч}^{-1}$, $\xi = 0,007 \text{ ч}^{-1}$, $\mu = 2 \text{ ч}^{-1}$. Кривая 1 соответствует $\gamma = 1 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время распознавания 1 ч), кривая 2 — $\gamma = 0,008 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время распознавания 5 сут), кривая 3 — $\gamma = 0,004 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время распознавания 10 сут). Приведенные зависимости показывают, что при малых значениях интенсивности неидентифицированных отказов коэффициент готовности СТС практически не изменяется. Увеличение интенсивности неидентифицированных отказов λ_1 приводит к снижению

коэффициента готовности, которое тем существеннее, чем меньше интенсивность распознавания неидентифицированных отказов γ . В рассмотренных условиях при $\gamma=1 \text{ ч}^{-1}$ изменение величины λ_1 в широких пределах практически не влияет на величину K_r . Интегрированная логистическая поддержка эксплуатации позволяет уменьшить время обнаружения неидентифицированных отказов и тем самым увеличить интенсивность распознавания неидентифицированных отказов γ . Кроме того, по мере накопления статистики и наполнения базы данных по отказам интенсивность неидентифицированных отказов λ_1 уменьшается, поскольку первоначально неидентифицированные отказы переходят в разряд идентифицированных.

На рис. 2, в представлены расчетные зависимости коэффициента готовности K_r от интенсивности завершения ТО ξ при различных интенсивностях восстановления μ . Полагалось: $\alpha=0,4 \text{ ч}^{-1}$, $\beta=4 \text{ ч}^{-1}$, $\delta=1,33 \text{ ч}^{-1}$, $\lambda_1=5 \times 10^{-4} \text{ ч}^{-1}$, $\lambda_2=10^{-3} \text{ ч}^{-1}$, $\varphi=2,3 \times 10^{-4} \text{ ч}^{-1}$, $\gamma=2 \text{ ч}^{-1}$. Кривая 1 соответствует $\mu=2 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время восстановления 30 мин), кривая 2 — $\mu=0,014 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время восстановления 3 сут), кривая 3 — $\mu=0,004 \text{ ч}^{-1}$ (среднее время восстановления 10 сут). Приведенные зависимости иллюстрируют повышение коэффициента готовности за счет уменьшения времени восстановления работоспособности СТС при использовании ИПИ-технологий, поскольку интегрированная логистическая поддержка эксплуатации позволяет уменьшить время восстановления работоспособности при устранении отказов и тем самым увеличить величину интенсивности восстановления μ .

Во всех рассмотренных случаях использование ИПИ-технологий проявляется в изменениях параметров марковской модели изменения состояний СТС, при которых обеспечивается повышение ее коэффициента готовности. Так, за счет того, что при использовании ИПИ-технологий обслуживающий персонал быстрее обнаруживает и устраняет неисправности, алгоритм устранения которых имеется в базе знаний, происходит снижение времени восстановления работоспособности СТС при устранении отказов. Этому способствует предусмотренное интегрированной логистической поддержкой эксплуатации использование интерактивных технических руководств, в которых содержится текстовая и графическая и мультимедийная информация о СТС, являющейся объ-

ектом эксплуатации, ее аналогах и прототипах с возможностью электронного поиска алгоритмов устранения отказов через указание их внешних признаков. Предельное значение коэффициента готовности $K_r = \xi / (\xi + \varphi)$, что соответствует выражению (1) при $T_o = 1/\varphi$, $T_B = 1/\xi$.

Следует отметить, что ведение общей базы данных об отказах СТС и об алгоритмах их устранения с доступом к ней в интегрированной информационной среде является одним из базовых принципов логистической поддержки эксплуатации наукоемких СТС. При первичном выявлении неидентифицированного отказа для выработки алгоритма его устранения с привлечением разработчиков СТС может потребоваться значительное время. Однако после занесения признаков выявленного отказа и разработанного алгоритма устранения вызвавшей его неисправности в электронную базу знаний, которая доступна всем участникам эксплуатационных процессов, этот отказ переходит в разряд идентифицированного, и при последующих возникновениях время его обнаружения и устранения существенно уменьшается.

Заключение

Типовые значения коэффициента готовности, задаваемые техническими заданиями при разработке СТС непрерывного применения с учетом плановых потерь суммарного времени готовности СТС на проведение ТО, как правило, лежат в диапазоне $0,93 \div 0,97$. Представленные результаты анализа готовности СТС при использовании ИПИ-технологий показывают, что в широком диапазоне изменения параметров эксплуатационных процессов внедрение ИПИ-технологий на этапе эксплуатации СТС позволяет повысить их коэффициент готовности в представляющей интерес области его значений.

Рассмотренная марковская математическая модель изменения состояний СТС на этапе эксплуатации в достаточной степени универсальна и позволяет исследовать эксплуатационные характеристики СТС с учетом влияния различных факторов, включая внедрение ИПИ-технологий в виде интегрированной логистической поддержки эксплуатации. Дальнейшим направлением исследования является разработка моделей прогнозирования технического состояния СТС с использованием ИПИ-технологий.

Литература

1. Гольдин В. В., Журавский В. Г., Сарафанов А. В., Кофанов Ю. Н. Информационная поддержка жизненного цикла электронных средств. — М.: Радио и связь, 2002. — 379 с.

2. Норенков И. П., Кузьмин П. К. Информационная поддержка наукоемких изделий. CALS-технологии. — М.: Изд-во МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2002. — 320 с.
3. Ковшов А. Н., Назаров Ю. Ф., Ибрагимов И. М., Никифоров А. Д. Информационная поддержка

жизненного цикла изделий машиностроения: принципы, системы и технологии CALS/ИПИ. — М.: Академия, 2007. — 304 с.

4. Жаднов В. В., Кофанов Ю. Н., Полесский С. Н. Автоматизация проектных исследований надежности радиоэлектронной аппаратуры. — М.: Радио и связь, 2003. — 156 с.
5. Погорелов Г. И., Куликов Г. Г., Фатиков В. С., Багаева Ю. О. Информационная поддержка жизненного цикла электронных систем управления ГТД на этапе эксплуатации // Вестник УГАТУ. 2011. № 3. С. 33–41.
6. Кривошеев И. А. Опыт разработки и внедрения компонентов информационной поддержки проектирования, доводки и эксплуатации ГТД и ГТУ // Изв. Самарского научного центра Российской академии наук. 2012. № 4. С. 428–436.
7. Лахин О. И., Полников А. С., Симонова Е. В., Скобелев П. О. Теория сложности и проблема управления жизненным циклом изделий аэрокосмической промышленности // Информационно-управляющие системы. 2015. № 1. С. 4–11. doi:10.15217/issn1684-8853.2015.1.4
8. Судов Е. В., Левин А. И. Концепция развития CALS-технологий в промышленности России. — М.: НИЦ CALS-технологий «Прикладная логистика», 2002. — 130 с.
9. Дикарев В. А. Автоматизация тренажерной подготовки операторов радиоэлектронных объектов. — М.: ИПРЖР, 2002. — 168 с.
10. Половко А. М., Гуров С. В. Основы теории надежности. — СПб.: БХВ-Петербург, 2006. — 704 с.
11. Ковалев А. П. Формирование требований к надежности и системам эксплуатации распределенных комплексов. — СПб.: Оракул, 1999. — 104 с.
12. Рябинин И. А. Надежность и безопасность структурно-сложных систем. — СПб.: Изд-во СПбГУ, 2007. — 278 с.
13. Молотов Е. П. Наземные радиотехнические системы управления космическими аппаратами. — М.: Физматлит, 2004. — 256 с.
14. Охтилев М. Ю., Соколов Б. В., Юсупов Р. М. Интеллектуальные технологии мониторинга и управления структурной динамикой сложных технических объектов. — М.: Наука, 2006. — 410 с.

UDC 004.896

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.38

Analysis of Complex Technical System Availability using Information Technologies of Lifecycle Support

Maltsev G. N.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, georgy_maltsev@mail.ru

Sklemin D. V.^a, Post-Graduate Student, dv_sklemin@mail.ru

^aA. F. Mozhaiskiy Military Space Academy, 13, Zhdanovskaia St., 197198, Saint-Petersburg, Russian Federation

Introduction: In modern conditions, the use of information technologies for lifecycle support is one of the key factors in maintaining the high reliability and availability of high-tech systems at the stage of their operation. **Purpose:** The goal is to analyze the availability of high-tech devices on the base of spatial description of their exploitation, taking into account the use of technologies for continuous information support of the life cycle. **Results:** A Markov model was developed for the change of states in a complex technical system during its operation, and its availability was studied, depending on the values of indicators characterizing the transitions from one state to another, taking into account the introduction of information support of the operational processes. The analysis of changes in the availability ratio of a complex technical system showed an increase in its availability when technologies of information support of the life cycle are introduced during the operational stage. **Practical relevance:** We have demonstrated the ways to increase the availability of complex technical systems by introducing technologies of information support of the life cycle. The obtained results can be used for developing life-cycle information support of complex technical systems at the stages of maintenance, organization and planning of the operational processes.

Keywords — Complex Technical Systems, CALS-Technologies, Maintenance, Availability Ratio.

References

1. Gol'din V. V., Zhuravskii V. G., Sarafanov A. V., Kofanov Iu. N. *Informatsionnaia podderzhka zhiznennogo tsikla elektronnykh sredstv* [Information Support of Life Cycle of Electronic Means]. Moscow, Radio i sviaz' Publ., 2002. 379 p. (In Russian).
2. Norenkov I. P., Kuz'min P. K. *Informatsionnaia podderzhka naukoemkikh izdelii. CALS-tehnologii* [Information Support of the Knowledge-intensive Products. CALS Technologies]. Moscow, MGTU im. N. E. Bauman Publ., 2002. 320 p. (In Russian).
3. Kovshov A. N., Nazarov Iu. F., Ibragimov I. M., Nikiforov A. D. *Informatsionnaia podderzhka zhiznennogo tsikla izdelii mashinostroeniia: printsipy, sistemy i tekhnologii CALS/IPI* [Information Support of Life Cycle of Products of Mechanical Engineering: Principles, Systems and CALS]. Moscow, Akademiia Publ., 2007. 304 p. (In Russian).
4. Zhadnov V. V., Kofanov Iu. N., Poleskii S. N. *Avtomatizatsiia proektnykh issledovaniy nadezhnosti radioelektronnoi apparatury* [Automation of Design Researches of Reliability of the Radio-electronic Equipment]. Moscow, Radio i sviaz' Publ., 2003. 156 p. (In Russian).
5. Pogorelov G. I., Kulikov G. G., Fatikov V. S., Bagaeva Iu. O. *Informatsionnaia podderzhka zhiznennogo tsikla elektronnykh sistem upravleniia GTD na etape ekspluatatsii* [Information Support of Life Cycle of Electronic Control Systems of GTD at an Operational Phase]. *Vestnik UGATU*, 2011, no. 3, pp. 33–41 (In Russian).
6. Krivosheev I. A. *Opyt razrabotki i vnedreniia komponentov informatsionnoi podderzhki proektirovaniia, dovodki i ekspluatatsii GTD i GTU* [Experience of Development and Deployment of Components of Information Support of Design, Operational Development and Operation of GTD and GTU]. *Izvestiia Samarshogo nauchnogo tsentra Rossiiskoi akademii nauk*, 2012, no. 4, pp. 428–436 (In Russian).
7. Lakhin O. I., Polnikov A. S., Simonova E. V., Skobelev P. O. Complexity Theory and Challenges of Aerospace Products Lifecycle Management. *Informatsionno-upravliaiushchie*

- sistemy* [Information and Control Systems], 2015, no. 1 (74), pp. 4–12 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2015.1.4
8. Sudov E. V., Levin A. I. *Kontseptsii razvitiia CALS-tehnologii v promyshlennosti Rossii* [The Concept of Development of CALS Technologies in the Industry of Russia]. Moscow, NITs CALS-tehnologii "Prikladnaia logistika" Publ., 2002. 130 p. (In Russian).
 9. Dikarev V. A. *Avtomatizatsiia trenazhernoii podgotovki operatorov radioelektronnykh ob'ektov* [Automation of Training Training of Operators of Radio-Electronic Objects]. Moscow, IPRZhR Publ., 2002. 168 p. (In Russian).
 10. Polovko A. M., Gurov S. V. *Osnovy teorii nadezhnosti* [Bases of the Theory of Reliability]. Saint-Petersburg, BHV-Peterburg Publ., 2006. 704 p. (In Russian).
 11. Kovalev A. P. *Formirovanie trebovanii k nadezhnosti i sistemam ekspluatatsii raspredelennykh kompleksov* [Formation of Requirements to Reliability and Systems of Operation of the Distributed Complexes]. Saint-Petersburg, Orakul Publ., 1999. 104 p. (In Russian).
 12. Riabinin I. A. *Nadezhnost' i bezopasnost' strukturno-slozhnykh sistem* [Reliability and Safety of Structural and Difficult Systems]. Saint-Petersburg, SPbGU Publ., 2007. 278 p. (In Russian).
 13. Molotov E. P. *Nazemnye radiotekhnicheskie sistemy upravleniia kosmicheskimi apparatami* [Land Radio Engineering Control Systems of Spacecrafts]. Moscow, Fizmatlit Publ., 2004. 256 p. (In Russian).
 14. Okhtilev M. Yu., Sokolov B. V., Yusupov R. M. *Intellektual'nye tehnologii monitoringa i upravleniia strukturnoii dinamikoii slozhnykh tehnikeskikh ob'ektov* [Intellectual Technologies of Monitoring and Management of Structural Dynamics of Difficult Technical Objects]. Moscow, Nauka Publ., 2006. 410 p. (In Russian).

УВАЖАЕМЫЕ АВТОРЫ!

Научные базы данных, включая SCOPUS и Web of Science, обрабатывают данные автоматически. С одной стороны, это ускоряет процесс обработки данных, с другой — различия в транслитерации ФИО, неточные данные о месте работы, области научного знания и т. д. приводят к тому, что в базах оказывается несколько авторских страниц для одного и того же человека. В результате для всех по отдельности считаются индексы цитирования, снижая рейтинг ученого.

Для идентификации авторов в сетях Thomson Reuters проводит регистрацию с присвоением уникального индекса (ID) для каждого из авторов научных публикаций.

Процедура получения ID бесплатна и очень проста: входите на страницу <http://www.researcherid.com>, слева под надписью «New to ResearcherID?» нажимаете на синюю кнопку «Join Now It's Free» и заполняете короткую анкету. По указанному электронному адресу получаете сообщение с предложением по ссылке заполнить полную регистрационную форму на ORCID. Получаете ID.

HEURISTICS OF CHANNEL ALLOCATION IN RADIO NETWORKS

Vladimir Lyandres^a, PhD, Professor, lyandres@ee.bgu.ac.il

^aBen-Gurion University of the Negev, POB 653, 1, Ben Gurion St., Beer Sheva, 74105, Israel

Introduction: Any radio network (cell) providing service to a geographical region is associated with certain interference environment described by so-called compatibility matrix which, in turn, defines the required frequency limitations between separate cells. An engineering approach to fixed channel allocation (frequency planning) could be described as a trial to find such a frequency plan which would satisfy all the matrix constraints and would have the shortest width (span). The combinatorial nature of this problem makes it unrealistic to obtain the optimal solution. The only way to solve it is to use a certain set of heuristic algorithms based on the features of the compatibility matrix. **Purpose:** Our goal is to obtain statistically stable conclusions about relative efficiency of heuristic algorithms (known and proposed ones) tested on benchmark problems (various matrices). **Methods:** The set of algorithms being compared includes both deterministic and stochastic ones. They all implement sequential trials to assign frequencies to networks, according to a certain ordering of the latter. The implemented "expert" system generates the required number of compatibility matrices with various characteristics. Each matrix represents a specific frequency allocation problem which is to be solved using the set of algorithms. Some algorithms are based on a simple ordering of networks during the process of frequency planning, while others also include ordering of frequencies themselves. As the tools for achieving an "almost best" frequency plan, i.e. the lower bound of its span, two adaptive random search algorithms were proposed and tested. **Results:** Algorithms with dual ordering (of networks and frequencies) show significant gain in effectiveness. The spans obtained with their help usually are shorter at least by some percents (sometimes by 10%) than those obtained by algorithms with simple ordering of only networks. The proposed adaptive random search algorithms provide that the frequency planning system is estimated to be close to "almost optimal". **Practical relevance:** Real frequency assignment problems should be solved by a set of heuristic algorithms with subsequent choice of the best result. The proposed algorithms with dual ordering have undoubted preference for including into the set used by Spectrum Manager.

Keywords – Frequency Planning, Adjacent Constraints, Sequential Scheduling Algorithms, Adaptive Random Search.

Introduction

The increasing demands on the radio spectrum due to developing communication needs are outpacing the expansion of the available frequency bands. The Spectrum Manager (SM), trying to solve the problem of the efficient use of the frequency resource allocated for the service, must take into account certain constraints providing an interference-free environment for each of the applicants for assignment. In radio networks, for transmitters located at different sites, the frequency plan to be sought must answer, first of all, to the set of frequency-distance separation conditions, or so-called adjacent constraints:

$$|f_{ip} - f_{jq}| \geq m_{ij}\Delta, \quad (1)$$

where the double index designates the allocation of the channel with frequency f_i to the p -th applicant, f_j to the q -th one correspondingly. If, as usual, the available spectrum represents a frequency grid with equal step Δ , m_{pq} is integer. The adjacent constraints (1) depend on the radio propagation, the required Signal-to Interference ratio at the most distant point of the service zone and mutual space distance d_{pq} between these applicants. If d_{pq} increases, then m_{ij} decreases and vice versa.

It is worth to separate the frequency planning to two related to each other problems. In the frame-

work of the first of them SM tries to minimize the number of applicants which did not succeed to obtain a free-interference assignment with the help of frequency band with the given length F . The purpose of the second problem is minimization of F itself on condition that all applicants obtain such an assignment.

In cellular networks with regular (usually hexagonal) structure optimal frequency assignment, based on the principle of periodic frequency reuse, is achieved elementary. However, in practice, even in cellular communication networks and, naturally, in other civil and military applications the space regularity is not more than a kind of idealization [1].

In the real space distribution of applicants (transmitters) optimal solution is computationally unrealistic even for a very moderate size of the set of applicants, not exceeding some dozens. The near-optimal assignment for a priori known set of applicants may be achieved with the help of algorithms with a greedy heuristic [2–4].

Constraint and Availability Matrices

Any process of frequency allocation represents certain sequence of successive steps of finding pairs of an applicant and an available frequency. For the formal description of the problem let define

the *adjacent* \mathbf{A} and *availability* \mathbf{B} matrices which are updated after each step of the assignment process. At the moment of the first step $\mathbf{A}(0)$ has fixed $R \times R$ dimension where R is the number of applicants with a priori known frequency-distance separation conditions. The matrix is symmetrical one with zeroes in the main diagonal and with other elements (integers from 0 to m_{pq}) obtained from (1). By deleting of one row and one column after n -th succeeding assignment the dimension of $\mathbf{A}(n)$ is reduced to $(R - n) \times (R - n)$, where $R - n$ is the number of applicants currently deserving assignment.

We suppose that there are M equally separated (ordered from 1 to M) frequency channels allocated for the service. At any step of the assignment process we may consider the *availability* binary matrix $\mathbf{B}(n)$ with dimension $(R - n) \times M$. The element $b_{(R-n),i}$ if the frequency f_i can not be assigned to the $(R - n)$ — the applicant and it is equal to zero in vice versa. Matrix $\mathbf{B}(n)$ is being updated following (1) as a result of every succeeded assignment performed.

Finite Allocation Strategies

In the most of theoretical publications devoted to the frequency planning problem, the considered network is interpreted as a non oriented graph with weighted edges [5–7], and the assignment process itself is interpreted as the regular coloring of this graph vertices, which means rigorous satisfaction of adjacent constraints. In the framework of this model the problems consists in more or less exact estimation of the chromatic number of the corresponding graph. As well known, it is an *NP*-hard, and so there the is no algorithm of its solution except the exhaustive search even for a non weighted graph. The more it is true for a weighted case. The second problem which SM has sometimes to solve (minimization of the number of applicants which did not get assignment) now can be interpreted as maximization of the number of graph vertices which may be «*F* colored».

All algorithms of the graph vertices coloring are realized as the sequential combined considerations of the current list of applicants and of the list of frequencies allocated for the service. Namely this act results in assignment of the frequency f_{ip} for the p -th applicant, where $1 \leq i \leq M$, $f_{i+1} - f_i = \Delta$, $1 \leq p < P$. The obtained span is, evidently, defined as $F = (i_{\max} - 1)\Delta$.

Any heuristic at each step of the corresponding algorithm manipulates with $\mathbf{A}(n)$ and $\mathbf{B}(n)$ and may be defined as a certain operator $F[\mathbf{A}(n), \mathbf{B}(n)]$. The most evident approach is based on consideration of sums of the elements in the rows of those matrices

$$sum_{\mathbf{A}(n),p} = \sum a_p, \quad sum_{\mathbf{B}(n),p} = \sum b_p, \quad (2)$$

which include only the applicants which need assignment after n successful steps. The greedy algorithms have recursive nature and operates with permanently updated values (2). The most popular group of them uses certain ordering of applicants, and the optional frequencies are considered according their increasing. As an example, the algorithm known as «the biggest first» (*BF*), where the next applicant to be serviced is that with maximal first sum in (2), may be considered. After each act of assignment matrix \mathbf{A} is reduced and all sums $sum_{\mathbf{A}(n),i} = \sum a_p$ for the applicants until not serviced are recalculated. An alternative to this algorithm is «the lowest last» (*LL*) heuristic. It is based on the inverted ordering of applicants.

There are two modifications of those algorithms which might be defined as «applicants before frequency» (*BFAF*) which is based only on the list of ordered applicants. The second modification includes reordering of applicants and reordering of frequencies, i.e. the frequency with lowest value

of $sum_{\mathbf{B}(n),i} = \sum_{p=1}^{R-n} b_{pi}$ is being «loaded» by appli-

cants from the list and only after its full saturation the next frequency with minimum value of $sum_{\mathbf{B}(n+1),i}$ is being considered. This approach is used in some of the algorithms to be compared and all ones from this group has the added abbreviation *FA*.

The most of the known greedy heuristics share the common property: they are based on consideration of the so called assignment difficulty. Really, $sum_{\mathbf{A}(n),p}$ in (2) represents the sum of constraints related to the p -th applicant, and $sum_{\mathbf{B}(n),i}$ characterizes the level of the unavailability of the frequency unavailability. In other words, they realize heuristic principle «first difficult». However, the assignment difficulty itself is not more than a common sense definition.

Adaptive Random Search of Frequency Plan with Minimum Span

The optimal (or rather close to it) ordering of applicants leading to minimum span may be constructed with the help of certain adaptive stochastic search (*AS*) which does not need a priory definition of the assignment difficulty. Let the number of frequencies required for to all applicants in a random sequence of applicants $\mathbf{V}_0 = \{v_0^{(1)}, v_0^{(2)}, \dots, v_0^{(p)}, \dots, v_0^{(R)}\}$ is M_1 .

A subsequence $\mathbf{V}_1^{f_{M_1}}$ of applicants for which the maximal frequency f_{M_1} was assigned is formed. For all its elements random uniformly distributed penalties are assigned and they are put in the head of the new sequence $\mathbf{V}_1 = \{v_1^{(1)}, v_1^{(2)}, \dots, v_1^{(p)}, \dots, v_1^{(R)}\}$.

At the initial step all applicants of

$\mathbf{V}_0 = \{v_0^{(1)}, v_0^{(2)}, \dots, v_0^{(p)}, \dots, v_0^{(R)}\}$ has zero «penalties». During the next step the algorithm tries to satisfy all R applicants with the help of $M_2 = M_1 - 1$ frequencies. If it occurs unsuccessful, penalties are assigned to the group of non-serviced applicants $\mathbf{V}_1^{M_2}$ and it is shifted to the head of the new sequence $\mathbf{V}_2 = \{v_2^{(1)}, v_2^{(2)}, \dots, v_2^{(R)}\}$, ordering by the obtained penalties. The cycle is repeated till the successful attempt or till the last (fixed a priori) iteration. The evident advantage of this algorithm is the fact that it converges to the exact estimation of the minimal span.

The following modification of this algorithm may significantly increase the convergence rate. In addition to reordering of the applicants' list we propose also reordering of frequencies after every assignment of the current estimation of the span. Minimally loaded frequencies also get random penalties and form the tail of the updated frequencies list. This algorithm is called below «double tuning» (*DT*).

Comparison of the Strategies

To compare the effectiveness of above considered algorithms, we used three kinds of test problems in our data set. The first is given by networks with only co-channel constraints (networks represented by ordinary graphs with binary edges density d_1). The second group was presented by the networks with co-channel and first adjacent channel constraints (networks represented by a graph with edges equal to one or two with edges densities d_1 and d_2). The third group consisted of the networks with co-channel, first and second adjacent channel constraints (with densities d_1, d_2, d_3). Dimensions of the networks varied from 20 to 80. Matrices of constraints $\mathbf{A}(0)$ were generated randomly and their number was chosen to be sufficient for the stable averaging of the values of the span achieved with the help of different algorithms.

Results for the average span for two dimensions of networks (20 and 80) are presented in Tables 1 and 2 respectively. In addition to above mentioned

■ **Table 1.** The value of average span obtained by different algorithms for networks with 20 transmitters

Algorithm	Adjacent constraints density								
	d_1			d_1, d_2			d_1, d_2, d_3		
	0.25	0.50	0.75	0.50 0.16	0.33 0.33	0.16 0.50	0.50 0.25 0.125	0.125 0.25 0.375	0.125 0.25 0.25
<i>BFAF</i>	4.2	7.0	9.9	10.9	12.6	15.7	15.5	18.6	20.7
<i>BFFA</i>	4.2	6.9	9.8	10.6	12.5	15.4	15.4	18.2	20.6
<i>LLAF</i>	4.1	7.1	9.8	11.0	12.7	15.6	15.6	18.7	20.9
<i>LLFA</i>	4.0	6.8	9.7	10.5	12.5	15.3	15.2	18.0	20.2
<i>TrAF</i>	5.0	7.6	13.4	13.0	14.3	17.7	17.8	19.7	24.1
<i>TrFA</i>	4.8	7.2	13.2	12.2	14.7	15.3	17.1	19.1	22.2
<i>AS</i>	4.0	6.5	9.6	8.7	10.8	13.6	12.8	17.7	19.5
<i>DT</i>	4.0	6.5	9.5	8.5	10.7	13.4	12.5	17.3	19.1

■ **Table 2.** The value of average span obtained by different algorithms for networks with 80 transmitters

Algorithm	Adjacent constraints density								
	d_1			d_1, d_2			d_1, d_2, d_3		
	0.25	0.50	0.75	0.50 0.16	0.33 0.33	0.16 0.50	0.50 0.125 0.125	0.25 0.25 0.25	0.125 0.375 0.25
<i>BFAF</i>	9.6	17.2	26.8	28.2	32.8	38.8	35.8	47.6	55.2
<i>BFFA</i>	9.5	17.0	26.1	27.7	32.0	38.4	35.2	47.3	54.1
<i>LLAF</i>	9.4	17.6	26.6	27.6	32.2	38.4	35.6	47.4	55.3
<i>LLFA</i>	9.3	17.2	25.8	27.2	31.9	38.2	35.0	47.0	55.1
<i>TrAF</i>	11.2	19.2	30.0	30.1	36.2	42.4	39.0	53.0	58.3
<i>TrFA</i>	11.4	19.1	29.8	29.8	35.9	42.0	38.9	52.9	58.0
<i>AS</i>	9.1	14.2	23.8	27.0	30.2	36.8	34.0	44.2	52.1
<i>DT</i>	9.0	13.9	23.6	26.7	30.1	36.3	33.7	43.8	51.7

algorithms the trivial one designated as *Tr1* without applicants and frequencies ordering and *Tr2* with frequencies ordering were included in testing.

Conclusions

From consideration of the Tables content the following conclusions may be done.

1. The effectiveness of any greedy heuristic is better than of an algorithm without applicants ordering at least by 15 %.

2. The difference of algorithms effectiveness increases with the network dimension.

3. Maximal difference ineffectiveness for networks with only co-channel constraints is observed for the case of density 0.5.

4. Effectiveness of algorithms from the group FA is always higher than of algorithms from the group AF, so ordering of frequencies occurs to be positive.

5. The proposed algorithm of adaptive search asymptotically reduces to the exact value of minimal span. Its gain in comparison to the considered greedy algorithms varies from 5 to 15 %. Ordering of frequencies leads to the shortage of the required number of iterations, so the «double tuning» heuristic is more effective than «simple adaptive search».

References

1. Amad E., Capone A., Malucelli C., Mannino C. Optimization Problems and Models for Planning Cellular Networks. In: *Handbook of Optimization in Telecommunications*. Springer, 2006, pp. 917–939.
2. Mishra A. *Advanced Cellular Network Planning and Optimization*. John Wiley & Sons, 2007. 542 p.
3. Luna F., Estebanez C., Leon C., Chaves-Gonzalez J. M., Nebro A. J., Aler R. Optimization Algorithms for Larger-scale Real World Instances of the Frequency Assignment Problem. *Soft Computing*, 2011, vol. 15, no. 5, pp. 975–990.
4. Lempiainen J., Manninen M. *Radio Interface System Planning for M/GPS/UMTS*. Kluwer Academic Publishers, 2001. 346 p.
5. Hale W. K. Frequency Assignment: Theory and Applications. *Proc. of the IEEE*, 1980, vol. 68, no. 12, pp. 1497–1514.
6. Lyandres V., Panich M. On some Algorithms of Vertices Coloring of the Weighted Graphs. *Proc. of ORSA CSTS Conference "The Impact of Emerging Technology on Computer Science and Operations Research"*, January 5–7, Williamsburg, U.S.A., 1994, pp. 80–82.
7. Lyandres V., Gigi E., Santiago R. C. Channel Assignment for Cellular Mobile Network with Nonhomogeneous Cells. *IEE Proceedings Communications*, 2006, vol. 153, no. 1, pp. 61–68.

УДК 621.396

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.47

Об эвристиках, используемых при назначении частот в радиосетях

В. З. Ляндрес^a, PhD, профессор, lyandres@ee.bgu.ac.il

^aНегевский университет им. Бен-Гуриона, Беер Шэва, Израиль

Введение: любая радиосеть, обслуживающая некий географический район, ассоциируется с определенной помеховой обстановкой, которая описывается так называемой матрицей совместимости, которая в свою очередь определяет требуемые частотные ограничения между отдельными радиосетями. Инженерный подход к решению проблемы назначения частот может быть интерпретирован как попытка найти такой частотный план, который бы удовлетворял всем ограничениям матрицы совместимости и имел бы минимальную протяженность. Комбинаторная природа этой задачи делает получение оптимального решения нереальным, и единственной альтернативой оказывается использование некоего набора эвристических алгоритмов, основанных на свойствах указанной матрицы. **Цель:** статистически устойчивые выводы о сравнительной эффективности эвристических алгоритмов (известных и предлагаемых), которые тестируются путем рассмотрения различных матриц. **Методы:** группа сравниваемых алгоритмов включает в себя как детерминированные, так и стохастические. И те и другие реализуют последовательные попытки назначить частоты сетям в соответствии с определенной упорядоченностью последних. Реализованная «экспертная» система генерирует требуемое количество матриц совместимости. Каждая матрица представляет собой конкретную проблему частотного планирования, которая должна быть решена с помощью всех алгоритмов группы. Некоторые алгоритмы используют простое упорядочивание (сетей и частот) демонстрируют существенный выигрыш в эффективности. Частотные планы, полученные с их помощью, оказываются на несколько процентов короче (иногда выигрыш достигает 10 %), чем планы, полученные с помощью алгоритмов с упорядочиванием только сетей. Предложенные алгоритмы адаптивного случайного поиска обеспечивают системе частотного планирования оценку ее близости к «почти оптимальной». **Практическая значимость:** реальные задачи частотного планирования для радиосетей должны решаться с помощью группы эвристических алгоритмов с последующим выбором лучшего результата. Предложенные алгоритмы с двойным упорядочиванием, несомненно, эффективнее и должны использоваться прежде других.

Ключевые слова — частотное планирование в радиосетях, ограничения по соседним каналам, последовательные алгоритмы оптимизации, адаптивный случайный поиск.

АРХИТЕКТУРА ПРОГРАММНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ СИСТЕМ ОПТИЧЕСКОЙ РЕГИСТРАЦИИ

И. В. Афанасьева^{а, б}, ведущий инженер, аспирант

Ф. А. Новиков^в, доктор техн. наук, профессор

^аСпециальная астрофизическая обсерватория РАН, Нижний Архыз, РФ

^бСанкт-Петербургский национальный исследовательский университет информационных технологий, механики и оптики, Санкт-Петербург, РФ

^вСанкт-Петербургский политехнический университет Петра Великого, Санкт-Петербург, РФ

Введение: системы регистрации астрономических изображений являются основным инструментом для наблюдений в оптическом и инфракрасном диапазонах. При этом требования к скорости, точности и надежности обработки видеoinформации в астрономии существенно выше по сравнению с системами технического зрения в промышленности и в быту. Поэтому системы регистрации изображений в астрономии используют специальное программное обеспечение. Несовершенство существующего программного обеспечения ПЗС-систем привело к ситуации, когда попытка исправить одни программные ошибки вызывает появление других, а разработка программ для новых высокоскоростных систем регистрации затягивается и не решает всех поставленных задач. Одним из эффективных путей решения данной проблемы является применение автоматного программирования. **Цель:** построение обобщенной архитектурной модели высокопроизводительного и высоконадежного программного обеспечения сбора видеоданных с учетом особенностей используемой аппаратуры. **Результаты:** описана структура системы цифровой регистрации, приведены характеристики существующих ПЗС-систем. Показано, что программы управления астрономическими инструментами относятся к классу реагирующих систем, поведение которых определяется с помощью моделей, основанных на переходах состояний. Данный подход лежит в основе автоматного программирования. Описаны алгоритмы программы сбора данных с помощью расширенных диаграмм состояний, приведены автоматы управления процессом наблюдений и платой связи. Исходя из построенной диаграммы взаимодействующих автоматов получена архитектурная модель программы сбора, описаны ее основные компоненты. Реализована программа, изоморфная архитектурной модели. **Практическая значимость:** представленная архитектура легла в основу нескольких программ сбора, разработанных для систем оптической регистрации. Применение разработанных моделей и алгоритмов позволило повысить эффективность астрономических наблюдений и значительно сократить сроки разработки программного обеспечения для широкого спектра систем цифровой регистрации. Полученные результаты могут быть использованы при разработке новых систем сбора, при создании программ автоматизации эксперимента с другими типами астрономических приборов.

Ключевые слова — система сбора данных, автоматное программирование, ПЗС-камера, наблюдательная астрономия, разработка программного обеспечения.

Введение

В настоящее время системы регистрации изображений являются базовыми инструментами для получения данных как в фундаментальной астрономии, так и в прикладной, в частности, для целей навигации и службы точного времени. Методы наблюдений также разнообразны — фотометрия, спектrophотометрия и ряд других.

Типичная астрономическая система регистрации состоит из криостатируемой камеры со встроенным матричным приемником изображения, контроллера, управляющего работой камеры, и интерфейса передачи данных в удаленный компьютер. Формат фотоприемника может существенно варьироваться: однокристалльные матрицы имеют размеры от 2048×2048 ($2K \times 2K$) до $10K \times 10K$ пикселей, а мозаичные — до $n \times (2K \times 4K)$ пикселей. В ходе наблюдений необходимо обеспечить прием, визуализацию, обработку и хранение информации для дальнейшего выявления физических, химических и других свойств астрономических объектов.

Основная проблема, присущая современным системам регистрации, связана с постоянным возрастанием объема обрабатываемой информации. Поток видеоданных от современного многоканального фотоприемника может составлять несколько гигабит в секунду и выше. Важно понимать, что в данном случае методы обработки с потерей информации неприменимы: при обработке астрономических данных недопустимы даже минимальные потери, т. е. информация собирается, принимается и обрабатывается с точностью до пикселя. Тенденция к увеличению объема данных в обозримом будущем сохранится, поэтому проблема их приема является очень актуальной.

От эффективности программы сбора данных зависит, насколько результативна система регистрации. Целью данной работы является построение обобщенной архитектуры класса программ сбора данных, позволяющей не только обеспечить надежность приема данных, но и существенно повысить продуктивность дальнейших разработок.

История развития наблюдательных средств оптической астрономии

Световое излучение небесных тел человек воспринимает непосредственно — при помощи глаз. Телескопы позволили собирать во много раз больше света, чем глаз человека, однако до недавнего времени результаты наблюдений можно было лишь записать либо зарисовать.

В начале XX в. роль приемника излучения в астрономии стала выполнять фотопластинка — стеклянная пластинка с нанесенной на нее фотоэмульсией, чувствительной в разных областях спектра, вплоть до инфракрасной. Фотопластинки являются емким и долговечным носителем информации (срок хранения более ста лет). Способность фотографической эмульсии накапливать свет позволяет с помощью длительных экспозиций получать изображения слабых объектов. До сих пор специальные сорта астрономических фотоэмульсий используются для некоторых научных задач.

В 1940-х гг. был изобретен электронно-оптический преобразователь (ЭОП) [1]. Системы с электронно-оптическим преобразованием широко применяются в астрономии для наблюдения слабых и быстропеременных объектов. В основе действия ЭОП лежит преобразование оптического или рентгеновского изображения в электронное, осуществляемое с помощью фотокатода, выполненного из материала с малой работой выхода электронов. При попадании фотонов на материал фотокатода генерируются фотоэлектроны, ускоряемые затем в вакууме электрическим полем. Разогнанные до больших скоростей электроны попадают на экран с люминофором, что приводит к излучению света. В многокаскадных преобразователях с микроканальной пластиной достигается усиление сигнала в миллионы раз. Основными недостатками ЭОП являются малая разрешающая способность и значительные внутренние шумы, ухудшающие качество изображения.

К 1970-м гг. лидирующее положение среди приемников заняли телевизионные трубки — видеоконны [2]. Телевизионный метод обладал рядом достоинств: широким спектральным диапазоном, возможностью получать изображения с более короткими экспозициями, а также возможностью вести наблюдения дистанционно из лаборатории. Было разработано множество вариантов таких приборов, отличающихся материалом мишени, наличием встроенного ЭОП, но все они имели ряд серьезных недостатков: большие размеры, низкую квантовую эффективность (на уровне 5–10 %), малый динамический диапазон.

В 1969 г. был открыт принцип работы твердотельных фотопреобразователей с переносом заряда. На этом принципе построены приборы

с зарядовой связью (ПЗС) [3, 4], которые состоят из большого числа светочувствительных ячеек, называемых пикселями, расположенных в виде одномерной линейки либо двумерной матрицы на кремниевой основе. Самым важным преимуществом ПЗС-матриц является большая квантовая эффективность — световая чувствительность достигает 98 %, т. е. практически все фотоны, достигшие матрицы, генерируют электроны (заряд) в светочувствительном элементе. Накопленные электроны через систему переноса заряда транспортируются в усилитель, затем сигнал оцифровывается аналого-цифровым преобразователем и в цифровом виде передается в компьютер. Недостатками ПЗС являются высокая стоимость приборов научного класса и большой тепловой шум при комнатных температурах. Чтобы снизить тепловой шум, применяют системы охлаждения кристалла матрицы до температур от минус 80 до минус 130 °С.

В 2008 г. альтернативой ПЗС стали КМОП-матрицы [5]. Транзисторный усилитель для считывания, внедренный в каждый пиксель, позволяет трансформировать заряд в напряжение без его переноса, а шины считывания строк и столбцов дают возможность произвольного считывания сигнала с любого из пикселей. Недостатками КМОП-технологии являются наличие структурного шума и высокий тепловой шум, а также плохой коэффициент заполнения, поскольку в каждом пикселе требуется место не только светочувствительному элементу, но и усилителю, и шинам. Однако относительная дешевизна производства и низкое энергопотребление делают этот приемник весьма конкурентоспособным.

Таким образом, наиболее распространенными и перспективными являются приемники на основе ПЗС- или КМОП-технологий.

Структура системы цифровой регистрации изображений

Система цифровой регистрации изображений [6], предназначенная для наземных наблюдений на оптическом телескопе, имеет в своем составе:

- криостатируемую камеру на основе ПЗС- или КМОП-матриц;
- контроллер камеры и стабилизированный источник питания;
- плату связи (интерфейс камера-компьютер);
- программу сбора данных [7].

Основная задача программы сбора — получение астрономических данных (изображений) в заданном режиме считывания. Изображение, т. е. набор пикселей, представлено двумерным массивом беззнаковых 16-битных чисел. Размер кадра и скорость потока данных зависят от характеристик системы регистрации (табл. 1).

■ Таблица 1

Тип приемника	Размер кадра, пиксели	Скорость считывания/выход, КБ/с	Число выходов	Скорость потока, МБ/с	Время считывания кадра, с
CCD42-90	8192×9224	4000	16	64	2,4
CCD60-01	128×130	16 500	1	16,5	0,002
КАF-4320	2092×2092	8000	4	32	0,3
CCD42-90	2048×4612	128/500/2000	2	4	4,8
КАF-16801	4096×4096	1000/8000	4	32	1,0
CCD203	4096×4096	100/200/400/2000	4	8	4,2
CCD42-40	2048×2052	128/500/2000	2	4	2,2
<i>pn</i> CCD	264×264	7000	8	56	0,003
CCD44-82	16 384×8192	2000	32	64	4,2
CMOS HAWAII-1	1024×1024	2000	4	8	0,25
CCD261-84	2048×4104	2000	2	4	4,1
CCD230-84	4096×4112	10 000	4	40	0,8

Начиная с 1998 г., в САО РАН разработано несколько поколений контроллеров семейства DINACON для ПЗС-приемников. В них впервые в мире реализована цифровая оптимальная противозумовая фильтрация видеосигнала, а также цифровая коррекция нестабильности и нелинейности передаточной характеристики «свет/цифровой сигнал» в реальном времени считывания кадров. Это позволило достичь наилучших из известных результатов по чувствительности и фотометрической стабильности для астрономических ПЗС-систем [6].

Контроллер представляет собой мультипроцессорную систему (на основе DSP или FPGA) и имеет модульное строение на основе плат стандарта Eurocard. Контроллер включает следующие устройства:

- модуль управления (коммуникационный);
- модуль генератора и драйверов управляющих сигналов;
- модуль видеопроцессора;
- блок питания.

Модуль управления воспринимает команды от компьютера и передает их в остальные модули, а также объединяет потоки данных от всех модулей и направляет их в общий внешний интерфейс. На него также возлагается задача синхронизации с внешними сигналами и термостабилизации приемника. Модуль генератора-драйверов обеспечивает формирование управляющих сигналов с программируемой временной диаграммой и телеметрию уровней фазных сигналов. Модуль видеопроцессора управляет режи-

мами выходных узлов матрицы, видеоканалами и обеспечивает телеметрию режимов выходных узлов. Видеоканалы преобразуют аналоговый видеосигнал в цифровые отсчеты и производят обработку видеосигнала в реальном времени для повышения отношения сигнал/шум. Количество модулей генераторов и видеопроцессоров зависит от числа и топологии фотоприемников.

Способ передачи данных между компьютером и контроллером камеры зависит от типа интерфейса контроллера и может осуществляться:

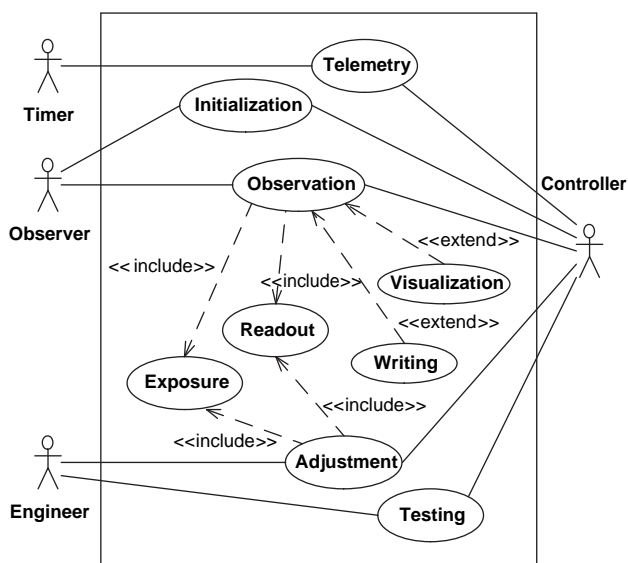
- по шине PCI;
- через адаптер связи, включающий устройство захвата изображения (так называемый фрейм-граббер) и конвертер интерфейсов;
- через сетевой адаптер оптоволоконной связи.

Таким образом, мы охарактеризовали класс рассматриваемых аппаратных систем.

Требования к программной системе сбора данных

Исследования в области разработки архитектуры для программ сбора астрономических данных описаны в работах [8–11]. Наша модель и методика проектирования в своих основах не противоречат указанным мировым тенденциям, но за счет детального учета особенностей используемой аппаратуры предлагаемая архитектура позволяет добиться сравнительно лучших показателей работы программного обеспечения.

Перечислим функциональные требования к программному обеспечению.



■ Рис. 1. Варианты использования системы сбора

Программа должна обеспечивать проведение астрономических наблюдений, что включает в себя:

- инициализацию контроллера;
- накопление, считывание и получение данных в различных режимах (кадровом, фрагментном, видео, с бинингом¹, пакетном), в том числе обеспечение задания параметров экспозиции и считывания:
 - длительность экспозиции;
 - кратность бининга по двум координатам;
 - скорость считывания элементов изображения;
 - номер используемого выходного узла приемника;
 - коэффициент усиления видеоканала;
 - координаты считываемого фрагмента изображения;
 - число кадров в серии;
- сохранение полученных изображений;
- визуализацию и анализ видеоданных;
- настройку системы регистрации, в том числе:
 - диагностику, тестирование линии связи и узлов контроллера;
 - измерение фотоэлектрических характеристик;
- автоматический мониторинг и постоянный вывод текущих значений следующих параметров:
 - температуры приемника;

¹ При использовании бининга сформированный сигнал заряд смежных пикселей объединяется при считывании.

■ Таблица 2

Требование	Расшифровка
Быстрая адаптация к новым ПСЗ-системам	Универсальная архитектура, позволяющая работать с разными типами контроллеров, чтобы минимизировать число разнородных разработок
Эффективность и надежность в эксплуатации	Надежная передача и сохранение большого объема данных, поступающих от камеры; способность справляться с увеличением нагрузки
Гибкость, расширяемость	Внесение изменений и добавлений в существующую программную систему в будущем, без нарушения структуры и логики
Повторное использование	Проектирование системы таким образом, чтобы ее фрагменты можно было повторно использовать в других системах

- уровней напряжений управляющих сигналов приемника;
- уровней напряжений и токов выходных узлов;
- состояния питания камеры.

Зафиксируем данные требования на диаграмме вариантов использования UML [12] (рис. 1).

В системе выделены четыре действующих лица: наблюдатель, инженер, контроллер камеры и таймер, который периодически инициирует телеметрический контроль температуры и уровней. Вариант использования *Observation* включает в себя накопление и считывание, и по выбору пользователя — запись и визуализацию изображения. Варианты использования *Adjustment* и *Testing* являются опциональными и требуются только для настройки камеры.

Нефункциональные требования к программе приведены в табл. 2.

Функциональные требования описывают поведение системы, тогда как нефункциональные в значительной степени влияют на архитектуру приложения, средства разработки и используемые технологии.

Архитектура и алгоритмы управления системой сбора

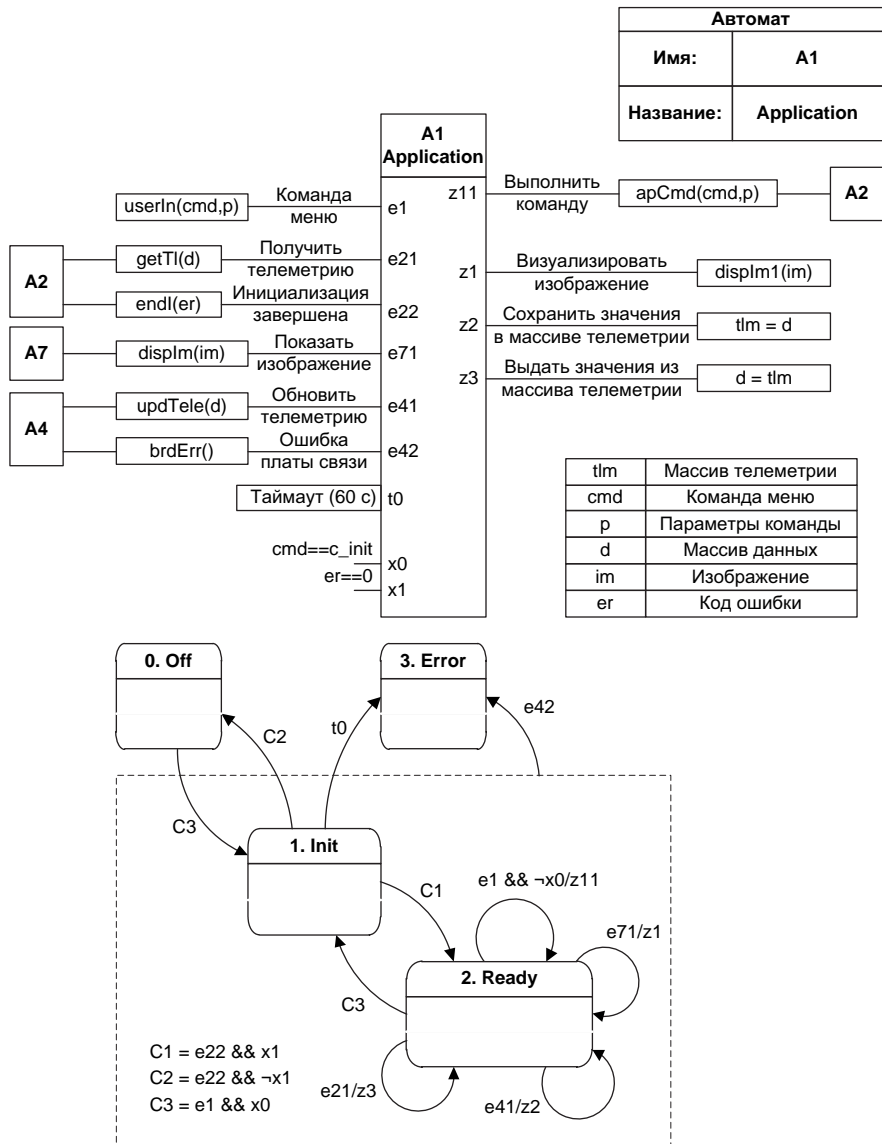
Системы реального времени реализуют цикл управления «стимул-реакция». Такие системы К. Бок [13] называет реагирующими, они взаимодействуют с окружающей средой путем обмена сообщениями в темпе, задаваемом средой. Все системы управления астрономическими инструментами являются реагирующими. Вообще говоря, описывать поведение можно разными спосо-

бами: переходами состояний, потоками управления и данных, последовательностями сообщений [13, 14]. Потоки управления и данных больше подходят для описания последовательных бизнес-процессов, а не реагирующих систем, в то время как последовательности сообщений имеют слишком низкий, приближенный к объектам, уровень. Поэтому для описания реагирующих систем рассматриваются модели поведения, основанные на переходах состояний.

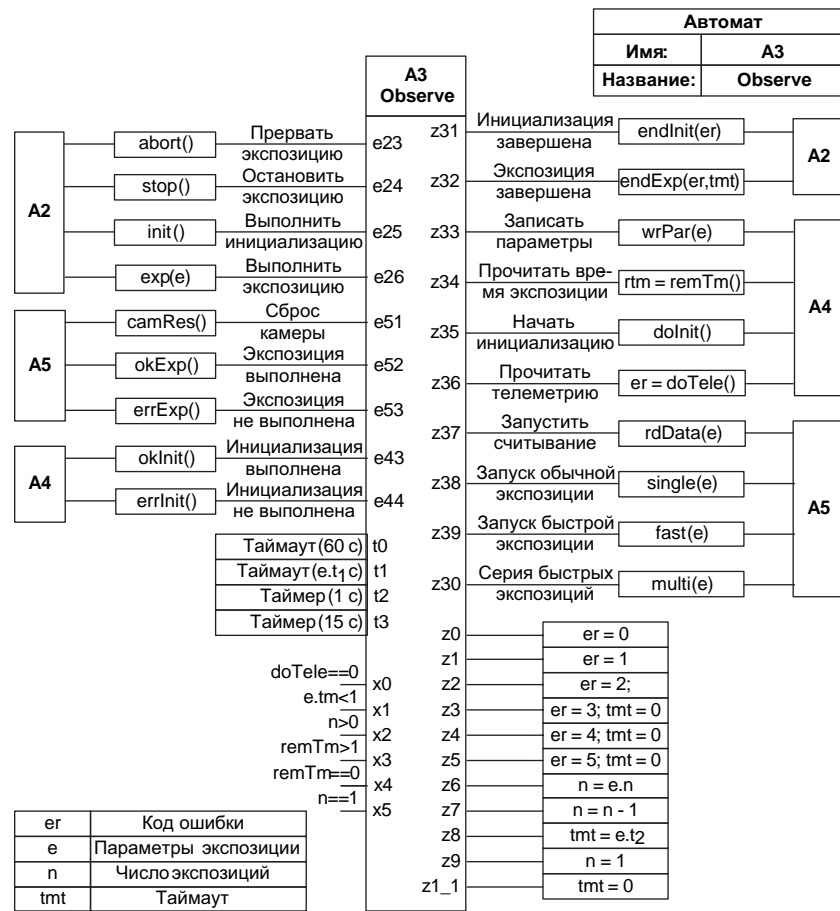
Среди моделей, основанных на диаграммах состояний, в первую очередь необходимо указать автоматное программирование профессора А. Шалыто. В соответствии с парадигмой автоматного программирования [15, 16], программы в целом предлагается строить как системы автоматизированных объектов управления, каждый из которых состоит из объектов управления

и системы управления. При этом в качестве управляющего устройства используется детерминированный конечный автомат. Автомат реагирует на входные воздействия и формирует выходные воздействия, указывающие объектам управления, что они должны делать. На этапе проектирования для каждого автомата следует построить диаграмму связей автомата и диаграмму состояний автомата, которые просто и понятно описывают алгоритм управления объектом [17].

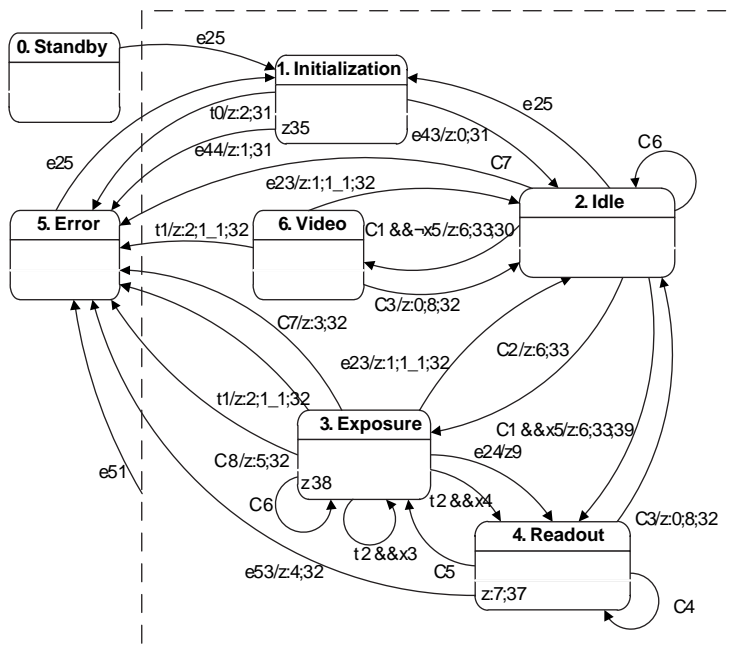
Перейдем к описанию поведения системы сбора данных. На рис. 2 представлены диаграмма связей и диаграмма состояний «головного» автомата управления приложением. Из схемы связей видно, что автомат принимает команды и события из меню и автоматов A2, A4 и A7 и управляет автоматом A2. В свою очередь автомат A2 (управление клиентами) принимает входные



■ Рис. 2. Диаграмма связей и алгоритм управления приложением



C1 = e26 && x1 C3 = e52 && ~x2 C5 = e52 && x2 && ~x1 C7 = t3 && ~x0
 C2 = e26 && ~x1 C4 = e52 && x2 && x1 C6 = t3 && x0 C8 = t2 && ~x3 && ~x4



■ Рис. 3. Диаграмма связей и алгоритм управления процессом наблюдений

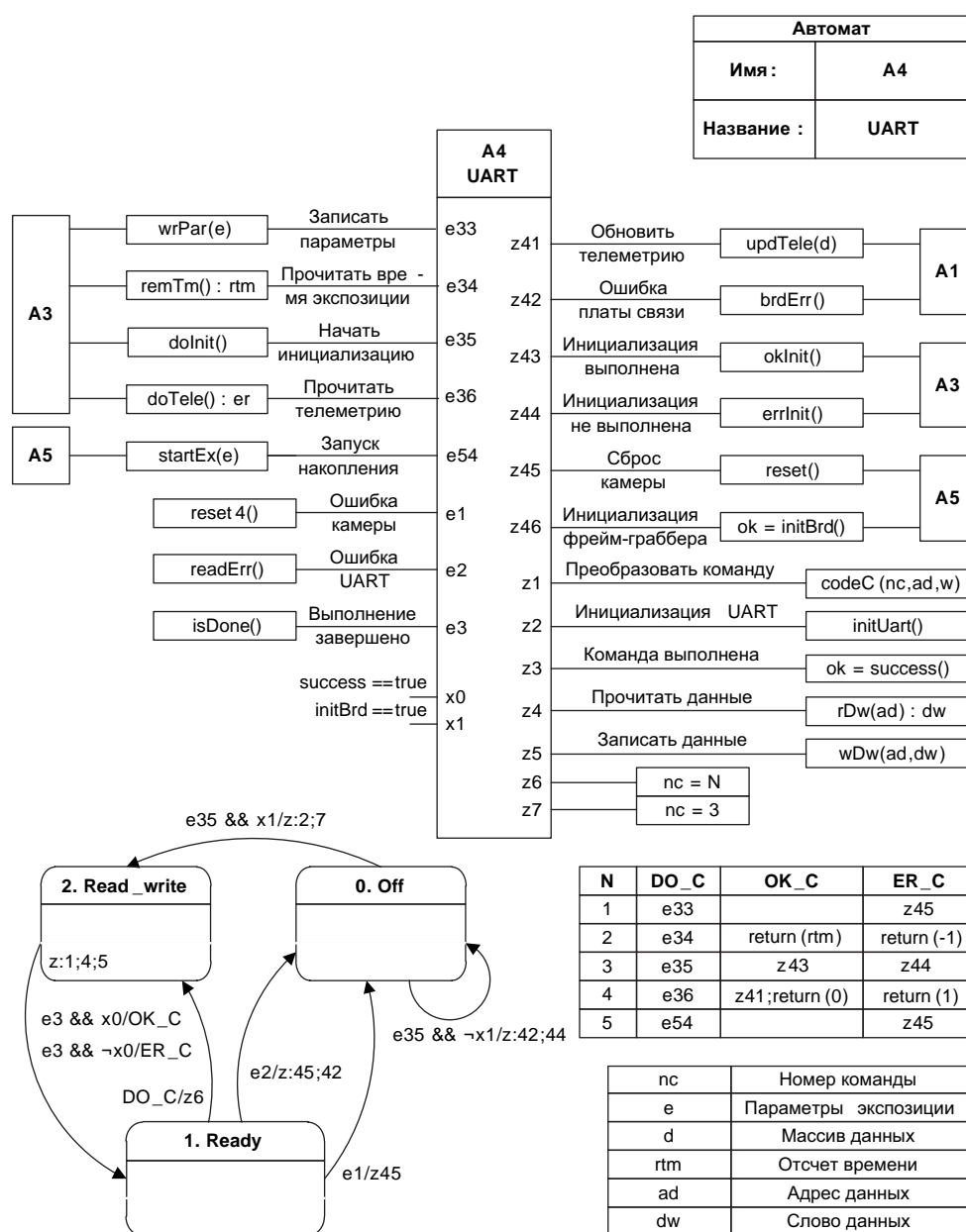
воздействия из автоматов A1 и A3 и управляет автоматами A1 и A3. Автомат A6 обрабатывает полученные данные и формирует изображение, A7 визуализирует кадр и подготавливает данные для записи, A8 производит запись. Схемы автоматов A2, A6, A7 и A8 мы не приводим, поскольку они тривиальны.

Автомат управления наблюдательным процессом A3 (рис. 3) принимает команды и события из автоматов A2, A4 и A5, а также от таймеров и управляет автоматами A2, A4 и A5. Автомат имеет семь состояний. Симметричность автомата не случайна. На каждую команду есть ответ-

ная реакция, и это естественно, поскольку если на команду нет реакции, эта команда не нужна, а реакция без причины считается неадекватным поведением.

Автомат управления последовательным портом A4 (рис. 4) принимает команды и события из автоматов A3 и A5 и управляет автоматами A1, A3 и A5.

Каждая команда, поступившая в состоянии *Ready*, вызывает переход в состояние *Read_write*, где происходит ее преобразование в последовательность команд записи и чтения данных в соответствии с протоколом, реализованным в контроллере.



■ Рис. 4. Диаграмма связей и алгоритм управления последовательным портом

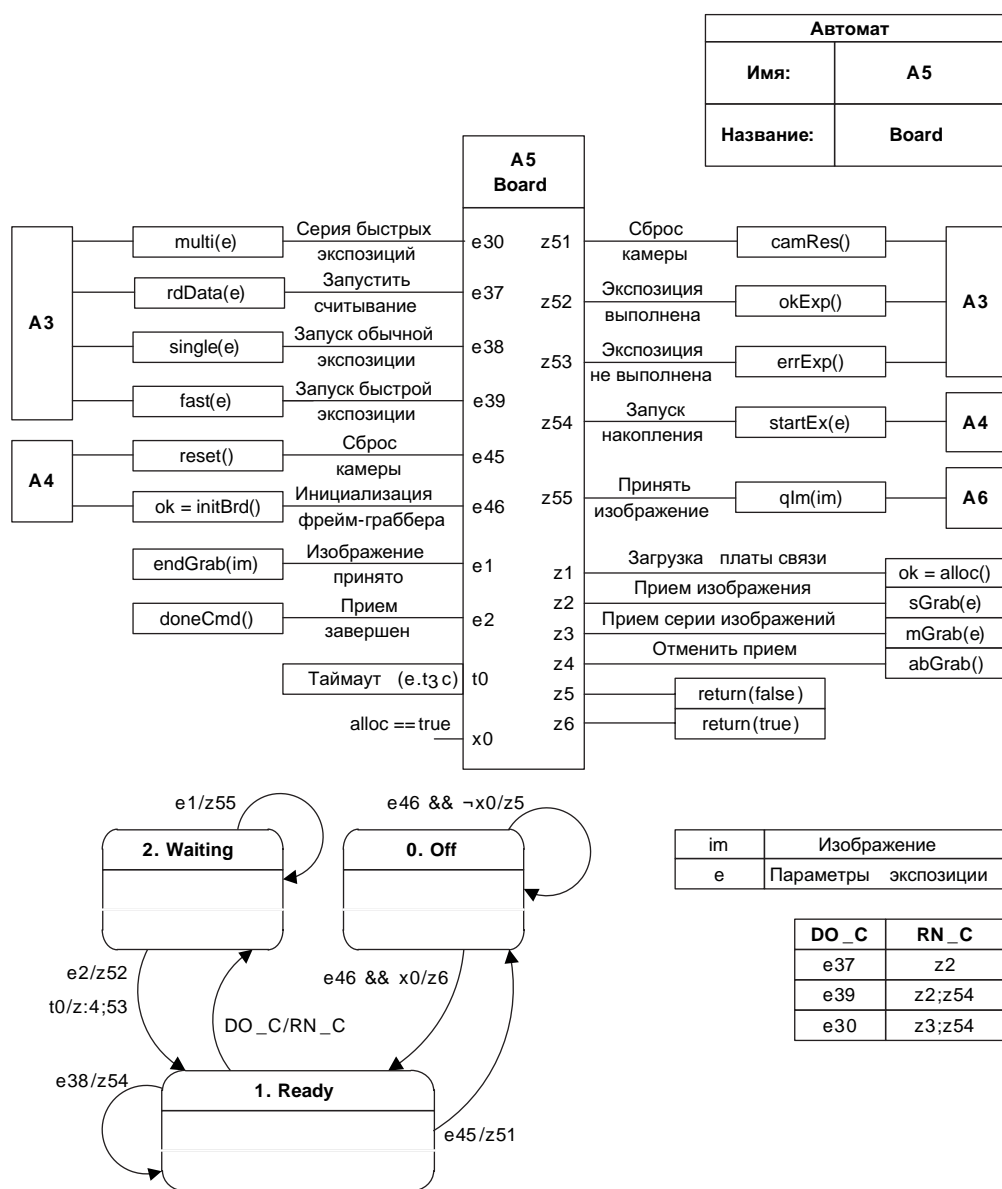


Рис. 5. Диаграмма связей и алгоритм управления фрейм-граббером

Автомат управления фрейм-граббером А5 (рис. 5) отвечает за прием видеоданных. Из схемы связей видно, что автомат принимает команды и события от автоматов А3 и А4 и управляет автоматами А3, А4 и А6.

Еще один способ описания поведения реагирующих программ предложен в работе [18]. В этом подходе источники событий — управляющие автоматы и объекты управления — уравниваются в правах и могут быть описаны одними и теми же средствами. Действительно, если один автомат отправляет другому команду, то для первого автомата — это посылка управляющего воздействия (требуемый интерфейс), а для второго — прием события (предоставляемый интерфейс).

В UML [12] нотация интерфейсов применяется только на диаграммах классов и компонентов, мы же расширяем средство описания диаграмм состояний путем добавления в схему требуемых и предоставляемых интерфейсов.

Для сравнения стилей описания показываем автоматы А3, А4 и А5 в другой нотации (рис. 6–8).

В этом способе представления поведения схема связей задается с помощью диаграммы взаимодействия автоматов, где указываются контракты предоставляемых и требуемых интерфейсов (рис. 9).

Группируя автоматы по функциональной нагрузке и учитывая выявленные связи между ними, получаем многослойную архитектуру приложения (рис. 10).

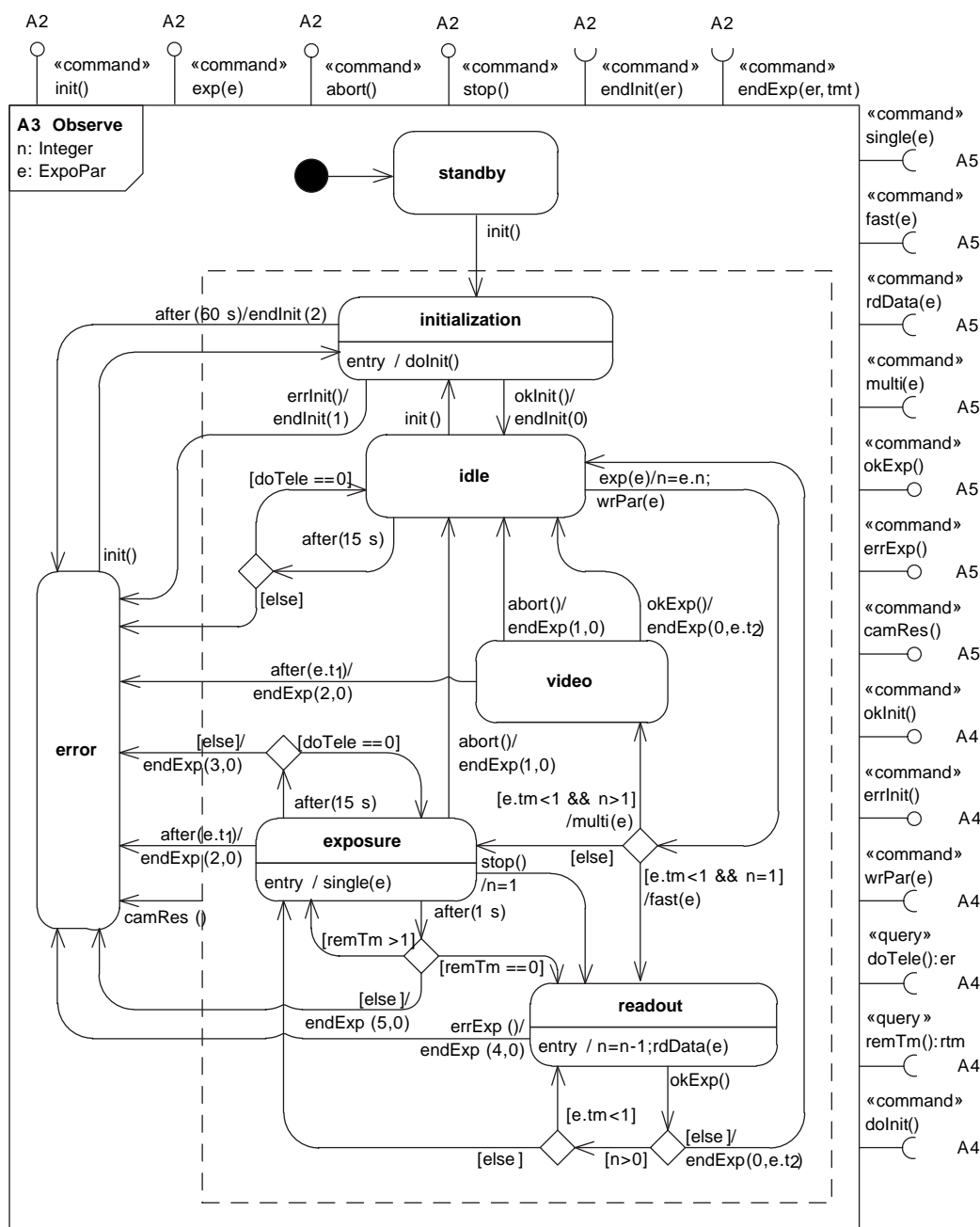
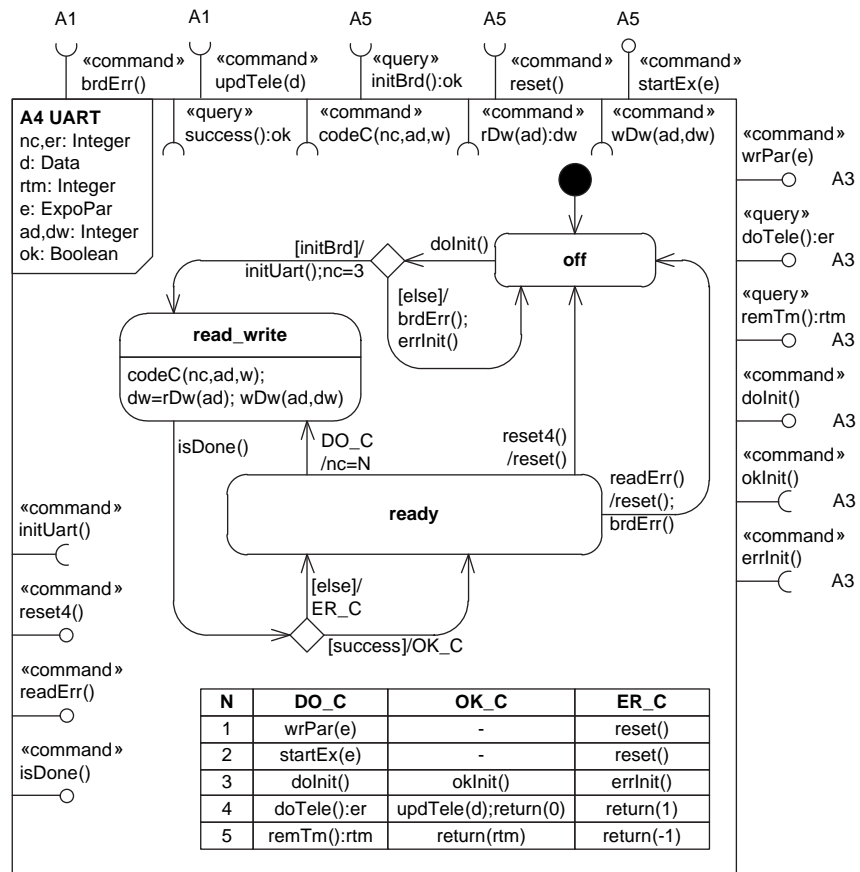


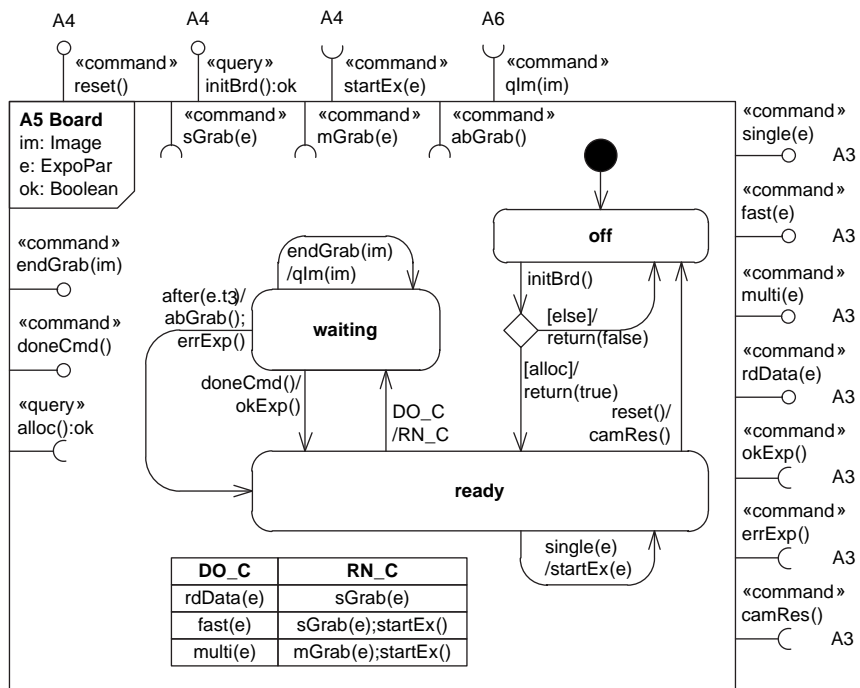
Рис. 6. Диаграмма состояний процесса наблюдений

Компоненты *Local Graphical Client* и *Acquisition Server* являются исполняемыми и реализуют автоматы A1 и A2 соответственно. Компонент *Observation* реализует автомат A3 и обеспечивает процесс наблюдений, *Controller Process* управляет платой ввода-вывода и реализует протокол управления камерой (автоматы A4 и A5). Компонент *Image Building* реализует автоматы A6–A8 и отвечает за управление потоком данных, формирование и запись изображений.

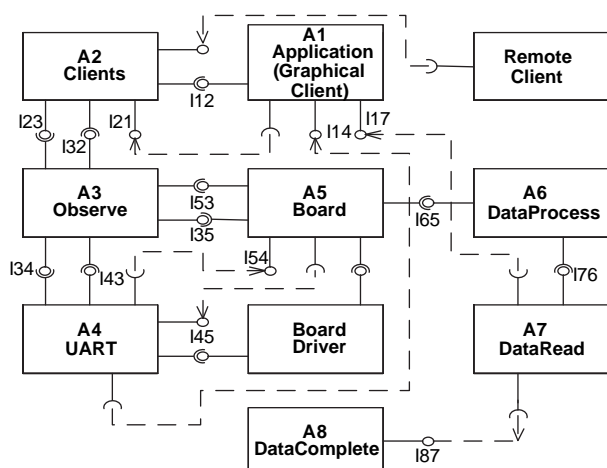
Полученная архитектурная модель полностью соответствует требованиям, предъявляемым к программе сбора астрономических данных: протокол контроллера сконцентрирован в одном компоненте; надежная передача данных обеспечивается распараллеливанием задач по приему и обработке; внесение изменений не нарушает логики программы, так как вычисления полностью отделены; реализованные шаблоны компонентов и готовые компоненты можно повторно использовать в других системах.



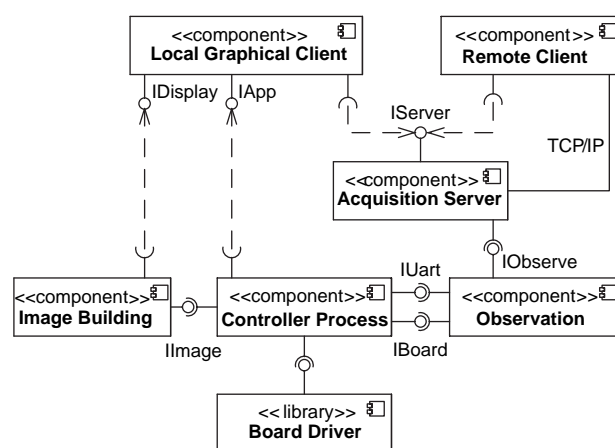
■ Рис. 7. Диаграмма состояний последовательного порта



■ Рис. 8. Диаграмма состояний фрейм-граббера



■ Рис. 9. Диаграмма взаимодействия автоматов



■ Рис. 10. Архитектурная модель системы сбора данных

После построения обобщенной архитектурной модели реализована программа, изоморфная модели и ставшая каркасом для программ управления новыми системами регистрации. Автоматы представлены в виде активных объектов с собственным потоком управления.

Заключение

В статье описан способ построения архитектуры программы сбора астрономических данных с помощью автоматного программирования. Ранее при разработке программ сбора данных не использовались модели подобного типа — с явным разделением логической и вычислительной составляющих. Чтобы внести изменения, приходилось перерабатывать массу исходного кода, в результате сложность возрастала, росло и число сбоев во время эксплуатации.

За счет проведения реорганизации программного обеспечения на указанных принципах повысилась эффективность астрономических наблюдений — отказы во время наблюдений на телескопах по причине программных сбоев сократились в несколько раз. Применение разработанных моделей и алгоритмов позволило сократить сроки кодирования на 30 % за счет повторного использования компонентов и применения каркаса приложения. Экспериментально проверены архитектурные и программные решения, обеспечивающие ввод интенсивного потока цифровых видеоданных от многоканального фотоприемника. Достигнута стабильная работа системы сбора при скорости потока данных 80 МБ/с [7].

Дальнейшая работа ведется в направлении разработки средства автоматизированного создания исходного кода для компонентов системы по диаграммам состояний.

Литература

1. Зайдель И. Н., Куренков Г. И. Электронно-оптические преобразователи. — М.: Сов. радио, 1970. — 60 с.
2. Абраменко А. Н., Агапов Е. С., Анисимов В. Ф. и др. Телевизионная астрономия. — М.: Наука, 1983. — 272 с.
3. Howell S. B. Handbook of CCD Astronomy. — Cambridge University Press, 2006. — 223 p. doi:10.1017/CBO9780511807909
4. Janesick J. Scientific Charge-Coupled Devices. — Bellingham: SPIE, 2001. — 920 p.
5. Janesick J., Gunawan F., Dosluoglu T., et al. Scientific CMOS Pixels // Scientific Detectors for Astronomy. 2004. P. 103–114. doi:10.1007/1-4020-2527-0_11
6. Markelov S. V., Murzin V. A., Borisenko A. N., et al. A High-Sensitivity CCD Camera System for Observa-

- tions of Early Universe Objects // Astronomical and Astrophysical Transactions. 2000. Vol. 19. P. 579–583. doi:10.1080/10556790008238604
7. Afanasieva I. V. Data Acquisition and Control System for High-Performance Large-Area CCD Systems // Astrophysical Bulletin. 2015. Vol. 70. N 2. P. 232–237. doi:10.1134/S1990341315020108
8. Cumani C., Balestra A., Stegmeier J. Software for the ESO New General Detector Controller // Scientific Detectors for Astronomy. 2005. P. 585–588. doi:10.1007/1-4020-4330-9_67
9. Moore P., Buchholz N., Hunten M., et al. MONSOON Image Acquisition System: Control Techniques for Application to the Orthogonal Transfer Array Detectors // Proc. of SPIE. 2008. Vol. 7014. doi:10.1117/12.802254
10. Honscheid K., Elliott A., Bonati M., et al. The DECam DAQ System: Lessons Learned after One Year of

- Operations // Proc. of SPIE. 2014. Vol. 9152. doi:10.1117/12.2057073
11. Karban R., Andolfato L., Bristow P., et al. Model Based Systems Engineering for Astronomical Projects// Proc. of SPIE. 2014. Vol. 9150. doi:10.1117/12.2055540
 12. Новиков Ф. А., Иванов Д. Ю. Моделирование на UML. Теория, практика, видеокурс. — СПб.: Профессиональная литература. Наука и Техника, 2010. — 640 с.
 13. Bock C., Odell J. Ontological Behavior Modeling// Journal of Object Technology. 2011. N 10. P. 1–36. doi:10.5381/jot.2011.10.1.a3
 14. Bock C. Three Kinds of Behavior Models // Journal of Object-Oriented Programming. 1999. N 12 (4). P. 36–39.
 15. Шалыто А. А. Парадигма автоматного программирования // Научно-технический вестник СПбГУ ИТМО. 2008. Вып. 53. С. 3–24.
 16. Поликарпова Н. И., Шалыто А. А. Автоматное программирование. — СПб.: Питер, 2011. — 176 с.
 17. Канжелев Н. И., Шалыто А. А. Преобразование графов переходов, представленных в формате MS Visio, в исходные коды программ для различных языков программирования. 2005. — 102 с. <http://is.ifmo.ru/projects/metaauto> (дата обращения: 10.04.2016).
 18. Atiskov A. Y., Novikov F. A., Fedorchenko L. N., et al. Ontology-Based Analysis of Cryptography Standards and Possibilities of Their Harmonization// Theory and Practice of Cryptography Solutions for Secure Information Systems. — Hershey: IGI Global, 2013. P. 1–33. doi:10.4018/978-1-4666-4030-6.ch001

UDC 004.42, 520.8

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.51

Software Architecture for Optical Detector Systems

Afanasieva I. V.^{a, b}, Senior Engineer, Post-Graduate Student, riv@sao.ru

Novikov F. A.^c, Dr. Sc., Tech., Professor, fedornovikov51@gmail.com

^aSpecial Astrophysical Observatory of RAS, Nizhnii Arkhyz, 369167, Russian Federation

^bSaint-Petersburg National Research University of Information Technologies, Mechanics and Optics, 49, Kronverkskii St., 197101, Saint-Petersburg, Russian Federation

^cPeter the Great St. Petersburg Polytechnic University, 29, Polytechnicheskaya St., 195251, Saint-Petersburg, Russian Federation

Introduction: Astronomical detector systems are the main tool for observations in the optical and infrared regions. But the requirements for speed, accuracy and reliability of video processing in astronomy are significantly higher than those in the industry and everyday life machine vision systems. Therefore, astronomical detector systems use ad hoc software. The imperfection of the existing software for CCD systems has led to a situation where an attempt to fix some software errors causes other faults; software development for new high-speed detector systems slows down and does not solve all the tasks. One of the effective ways to solve this problem is automata-based programming. **Purpose:** The goal is to develop a generalized architectural model for highly efficient and reliable video acquisition software taking into account the characteristics of the equipment in use. **Results:** The paper describes the structure of the digital detector system and shows the characteristics of the existing CCD systems. It is shown that astronomical control software should be classified as reactive systems whose behavior is determined using state-transition models. This approach lies at the basis of automata-based programming. The acquisition software algorithms are described by extended state machine diagrams. The paper shows the control automata for the observation process and the interface board. The architectural model of the acquisition program was constructed from the interacting state machine diagram. Its main components are discussed in the paper. The implemented program is isomorphic to the architectural model. **Practical relevance:** The presented architecture was the basis of several acquisition programs designed for optical detector systems. The developed models and algorithms have increased the efficiency of astronomical observations and greatly reduced the software development life for a wide range of digital detector systems. The obtained results can be used for the design of new acquisition systems or for developing experiment automation software along with other types of astronomical devices.

Keywords — Data Acquisition System, Automata-Based Programming, CCD Camera, Observational Astronomy, Software Development.

References

1. Zaidel' I. N., Kurenkov G. I. *Elektronno-opticheskie preobrazovateli* [Image Intensifiers]. Moscow, Sovetskoe Radio Publ., 1970. 60 p. (In Russian).
2. Abramenko A. N., Agapov E. S., Anisimov V. F., Galinskii N. D., Prokof'eva V. V., Sinenok S. M. *Televizionnaya astronomiya* [Television Astronomy]. Moscow, Nauka Publ., 1983. 272 p. (In Russian).
3. Howell S. B. *Handbook of CCD Astronomy*. Cambridge University Press, 2006. 223 p. doi:10.1017/CBO9780511807909
4. Janesick J. *Scientific Charge-Coupled Devices*. Bellingham: SPIE, 2001. 920 p.
5. Janesick J., Gunawan F., Dosluoglu T., Tower J., McCaffrey N. Scientific CMOS Pixels. *Scientific Detectors for Astronomy*, 2004, pp. 103–114. doi:10.1007/1-4020-2527-0_11
6. Markelov S. V., Murzin V. A., Borisenko A. N., Ivaschenko N. G., Afanasieva I. V., Ardilanov V. I. A High-Sensitivity CCD Camera System for Observations of Early Universe Objects. *Astronomical and Astrophysical Transactions*, 2000, vol. 19, pp. 579–583. doi:10.1080/10556790008238604
7. Afanasieva I. V. Data Acquisition and Control System for High-Performance Large-Area CCD Systems. *Astrophysical Bulletin*, 2015, vol. 70, no. 2, pp. 232–237. doi:10.1134/S1990341315020108
8. Cumani C., Balestra A., Stegmeier J. Software for the ESO New General Detector Controller. *Scientific Detectors for Astronomy*, 2005, pp. 585–588. doi:10.1007/1-4020-4330-9_67
9. Moore P., Buchholz N., Hunten M., et al. MONSOON Image Acquisition System: Control Techniques for Application to

- the Orthogonal Transfer Array Detectors. *Proc. of SPIE*, 2008, vol. 7014. doi:10.1117/12.802254
10. Honscheid K., Elliott A., Bonati M., et al. The DECam DAQ System: Lessons Learned after One Year of Operations. *Proc. of SPIE*, 2014, vol. 9152. doi:10.1117/12.2057073
 11. Karban R., Andolfato L., Bristow P., et al. Model Based Systems Engineering for Astronomical Projects. *Proc. of SPIE*, 2014, vol. 9150. doi:10.1117/12.2055540
 12. Novikov F. A., Ivanov D. Iu. *Modelirovanie na UML. Teoriya, praktika, videokurs* [Modeling in UML. Theory, Practice, Video Course]. Saint-Petersburg, Professional'naya literatura Publ., 2010. 640 p. (In Russian).
 13. Bock C., Odell J. Ontological Behavior Modeling. *Journal of Object Technology*, 2011, no. 10, pp. 1–36. doi:10.5381/jot.2011.10.1.a3
 14. Bock C. Three Kinds of Behavior Models. *Journal of Object-Oriented Programming*, 1999, no. 12 (4), pp. 36–39.
 15. Shalyto A. A. *Paradigma avtomatnogo programmirovaniia* [The Paradigm of Automata-Based Programming]. *Scientific and Technical Journal of Information Technologies, Mechanics and Optics*, 2008, vol. 53, pp. 3–24 (In Russian).
 16. Polikarpova N. I., Shalyto A. A. *Avtomatnoe programmirovaniie* [Automata-Based Programming]. Saint-Petersburg, Piter Publ., 2011. 176 p. (In Russian).
 17. Kanzhelev N. I., Shalyto A. A. *Preobrazovanie grafov perekhodov, predstavlenykh v formate MS Visio v iskhodnye kody programm dlia razlichnykh iazykov programmirovaniia* [Conversion of Transition Graphs Presented in MS Visio Format in the Source Code for Various Programming Languages]. 2005. 102 p. Available at: <http://is.ifmo.ru/projects/metaauto> (accessed 10 April 2016).
 18. Atiskov A. Y., Novikov F. A., Fedorchenko L. N., Vorobiev V. I., Moldovyan N. A. Ontology-Based Analysis of Cryptography Standards and Possibilities of Their Harmonization. *Theory and Practice of Cryptography Solutions for Secure Information Systems*, Hershey, IGI Global, 2013, pp. 1–33. doi:10.4018/978-1-4666-4030-6.ch001
-

УВАЖАЕМЫЕ АВТОРЫ!

Научная электронная библиотека (НЭБ) продолжает работу по реализации проекта SCIENCE INDEX. После того как Вы регистрируетесь на сайте НЭБ (<http://elibrary.ru/defaultx.asp>), будет создана Ваша личная страничка, содержание которой составят не только Ваши персональные данные, но и перечень всех Ваших печатных трудов, имеющих в базе данных НЭБ, включая диссертации, патенты и тезисы к конференциям, а также сравнительные индексы цитирования: РИНЦ (Российский индекс научного цитирования), h (индекс Хирша) от Web of Science и h от Scopus. После создания базового варианта Вашей персональной страницы Вы получите код доступа, который позволит Вам редактировать информацию, помогая создавать максимально объективную картину Вашей научной активности и цитирования Ваших трудов.

ТЕОРЕТИКО-ИНФОРМАЦИОННЫЙ АНАЛИЗ МНОГОУРОВНЕВОЙ FLASH-ПАМЯТИ Часть 2: Оценка параметров кодов, обеспечивающих заданную надежность хранения данных

А. Н. Трофимов^а, канд. техн. наук, доцент

Ф. А. Таубин^а, доктор техн. наук, профессор

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения,
Санкт-Петербург, РФ

Введение: многоуровневая flash-память благодаря высокой плотности записи занимает доминирующее место на рынке энергонезависимых устройств хранения данных и интенсивно используется для хранения данных в весьма обширной сфере приложений. Повышение плотности записи, достигаемое за счет уменьшающегося физического размера ячейки наряду с возрастающим количеством используемых состояний, приводит к снижению надежности хранения данных, что требует использования помехоустойчивого кодирования. **Цель:** исследование потенциальных возможностей помехоустойчивого кодирования для одной из основных моделей многоуровневой NAND flash-памяти в зависимости как от условий записи и хранения данных, так и заданного уровня надежности хранения данных. **Результаты:** в явном виде получены соотношения, связывающие между собой основные параметры гипотетических кодов, обеспечивающих заданный уровень надежности хранения данных для одной из возможных моделей flash-памяти, которая описывает страницу чипа памяти как систему с независимыми многоуровневыми ячейками. С использованием полученных соотношений устанавливаются обменные соотношения между скоростью гипотетического кода, его длиной и минимальным расстоянием, которое соответствует параметрам (гипотетического) кода с наименьшим расстоянием и, следовательно, с потенциально невысокой сложностью декодирования. Скорости таких кодов для типичных случаев оказываются весьма близкими к пропускной способности канала (разница составляет примерно 2–3 %). **Практическая значимость:** полученные результаты позволяют оценить степень близости параметров конкретной схемы кодирования для flash-памяти к их предельным значениям. Показано, что для типичных значений параметров канала хранения данных flash-памяти минимальное расстояние гипотетического кода с потенциально невысокой сложностью декодирования составляет 4 или 5, а длины соответствующих кодов варьируются в пределах примерно от 600 до 900. При этом оказывается, что увеличение числа циклов перезаписи и (или) длительности хранения данных при сохранении требуемой надежности хранения данных приводит к уменьшению длины гипотетического кода с потенциально невысокой сложностью декодирования.

Ключевые слова — многоуровневая NAND flash-память, канал записи, граница случайного кодирования, граница Варшавова — Гилберта.

Введение

Увеличение плотности записи в многоуровневой flash-памяти достигается за счет уменьшения разницы между соседними пороговыми уровнями напряжения в ячейке. Это приводит к возрастанию влияния шума записи/считывания и других факторов, снижающих надежность хранения данных. Как отмечалось в работе [1], вероятность ошибки (raw bit error rate) в многоуровневой NAND flash-памяти оказывается неприемлемо высокой — порядка 10^{-4} и более, тогда как требуемая вероятность ошибки лежит в диапазоне 10^{-12} – 10^{-16} . В результате обеспечение требуемой надежности хранения данных может быть достигнуто лишь при использовании помехоустойчивого кодирования.

К настоящему времени предложено довольно много вариантов помехоустойчивого кодирования, предназначенного для многоуровневой NAND flash-памяти: коды БЧХ, коды Рида — Соломона, низкоплотностные коды, решетчатые

коды (см., например, публикации [2–8]). Отметим, что на практике в большинстве чипов с многоуровневой NAND flash-памятью используются коды БЧХ, что объясняется приемлемой (для индустрии) сложностью реализации декодеров БЧХ-кодов.

Как представляется, объективный сравнительный анализ эффективности предложенных вариантов помехоустойчивого кодирования для flash-памяти должен включать, наряду с традиционными характеристиками, и сопоставление с характеристиками, полученными на основе теоретико-информационного анализа. В данной работе в качестве таких характеристик рассматриваются параметры гипотетических кодов, обеспечивающих заданный уровень надежности хранения данных. Под *гипотетическим* кодом далее понимается код, для которого вероятность ошибки декодирования P_e кодового блока (слова) по максимуму правдоподобия удовлетворяет неравенству $P_e < 2^{-nE(R)}$, где $E(R)$ — экспонента случайного кодирования. Как правило, гипотетиче-

ский код является случайным кодом и поэтому не имеет регулярной структуры. Параметры гипотетических кодов находятся с использованием а) границ случайного кодирования для многоуровневой NAND flash-памяти, полученными в работе [1], и б) границы Варшавова — Гилберта для q -ичных блоковых кодов. Полученные таким образом параметры представляют собой своего рода опорные отметки, т. е. они позволяют оценить, в какой степени конкретная схема кодирования для flash-памяти близка к потенциально предельным возможностям.

Модель канала

Модель, описывающая канал записи flash-памяти и используемая в настоящей работе, с необходимыми деталями, обоснованиями и ссылками подробно рассмотрена в работе [1]. Здесь для связности изложения приводится краткое формальное описание этой модели.

В изучаемой модели блок flash-памяти рассматривается как множество независимых ячеек. В работе [1] и здесь полагается, что физический носитель может рассматриваться как стационарный канал без заметной тенденции к пакетированию ошибок, поэтому математическая модель представляет собой модель канала без памяти, которая полностью определяется моделью одиночной ячейки flash-памяти. Входные уровни каждой ячейки принимают некоторые фиксированные значения x_0, x_1, \dots, x_{q-1} , а выходные значения представляют собой случайные величины. Распределения этих случайных величин параметризованы значениями x_0, x_1, \dots, x_{q-1} и описываются условными функциями плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$, где $-\infty < y < \infty$, $x = x_0, x_1, \dots, x_{q-1}$. Условные функции плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ задаются следующим образом:

$$p_{y|x}(y|x) = \begin{cases} p_0(y|x), & \text{если } x = x_0; \\ p_0(y|x) * p_r(y) * p_c(y) * p_d(y), & \text{если } x = x_1, x_2, \dots, x_{q-1}. \end{cases} \quad (1)$$

В равенстве (1) использованы следующие обозначения: $p_0(\cdot|\cdot)$ — функции плотности вероятности, задающие распределения номинальных выходных значений; $p_r(\cdot), p_c(\cdot), p_d(\cdot)$ — функции плотности вероятности, определяющие соответственно влияние записи/стирания, взаимную интерференцию ячеек и влияние времени хранения (детали и пояснения — см. [1]). Знаком * в правой части равенства (1) обозначена операция свертки.

Как и в работе [1], будем далее считать, что $q = 4$ и в рассматриваемом примере значения но-

минальных, или начальных, уровней x_0, x_1, \dots, x_3 равны: $x_0 = 1,4, x_1 = 2,6, x_2 = 3,2, x_3 = 3,93$.

Функции плотности вероятности $p_0(\cdot|\cdot)$, задающие распределения начальных уровней, определены как гауссова плотность для $x = x_0$

$$p_0(y|x_0) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma} e^{-\frac{(y-x_0)^2}{2\sigma^2}}, \quad \sigma = 0,35$$

и как равномерные плотности для $x = x_1, \dots, x_{q-1}$, т. е.

$$p_0(y|x_i) = \begin{cases} \frac{1}{\Delta_i}, & \text{если } |y - x_i| \leq \frac{\Delta_i}{2}; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

$i = 1, 2, \dots, q - 1; \Delta_1 = \Delta_2 = \Delta_3 = 0,2$.

Функция плотности вероятности $p_r(\cdot)$ задается как двусторонняя симметричная экспоненциальная плотность

$$p_r(y) = \frac{1}{2\lambda_r} e^{-\frac{|y|}{\lambda_r}},$$

где параметр λ_r связан с числом циклов записи/стирания N зависимостью $\lambda_r = K_\lambda \sqrt{N}$, $K_\lambda = 0,00025$.

Функция плотности вероятности $p_c(\cdot)$ в рассматриваемой модели задана как усеченная гауссова плотность, т. е. она имеет вид

$$p_c(y) = \begin{cases} \frac{c}{\sqrt{2\pi}\sigma_c} e^{-\frac{(x-\mu_c)^2}{2\sigma_c^2}}, & \text{если } |y - \mu_c| \leq w_c; \\ 0 & \text{в противном случае,} \end{cases}$$

где c — нормирующий коэффициент, обеспечивающий выполнения равенства $\int_{-\infty}^{\infty} p_c(y) dy = 1$, а остальные параметры имеют значения $w_c = 0,1\mu_c$ и $\sigma_c = 0,4\mu_c, \mu_c = 0,2$. Функция плотности вероятности $p_d(\cdot)$ задается как нормальная плотность вероятности

$$p_d(y) = \frac{1}{\sqrt{2\pi}\sigma_d} e^{-\frac{(y-\mu_d)^2}{2\sigma_d^2}},$$

где величины μ_d и σ_d определяются как

$$\mu_d = -K_s(x - x_0)K_d N^{0,5} \ln(1 + T / T_0);$$

$$\sigma_d = K_s(x - x_0)K_m N^{0,6} \ln(1 + T / T_0).$$

В этих выражениях, как и ранее, N обозначает число циклов перезаписи; T — время хранения; T_0 — интервал времени, соответствующий одному часу; $K_s = 0,38, K_d = 10^{-4}$ и $K_m = 4 \cdot 10^{-6}$.

Функции плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ могут быть найдены численно в соответствии с равенствами (1). Для некоторых значений величин N и T функции $p_{y|x}(y|x)$ могут быть с приемлемой точностью аппроксимированы гауссовыми

плотностями. Детали аппроксимации приведены в работе [1]. Рассмотренная модель, определяемая функциями плотности вероятности $p_{y|x}(y|x)$ или их гауссовыми аппроксимациями, называемая также моделью с гауссовым шумом, стандартное отклонение которого зависит от входного значения (input-dependent additive Gaussian noise) [9], допускает обобщение на большее число входных уровней, в частности, на шесть, восемь и двенадцать уровней [3]. Такое обобщение не представляется сложным и может быть при необходимости выполнено.

Параметры кодов, обеспечивающих заданный уровень надежности

С использованием построенных границ случайного кодирования для вероятности ошибки на блок можно оценить параметры гипотетического блочного кода, позволяющего достичь требуемого уровня надежности хранения данных. Оценивание основных параметров корректирующего гипотетического кода для канала flash-памяти далее выполняется на основе границы случайного кодирования, рассмотренной в работе [1], для декодера максимального правдоподобия, использующего непрерывный выход канала (мягкие решения). Практическая реализация такого, строго оптимального, алгоритма декодирования может оказаться затруднительной и даже неприемлемой для систем flash-памяти из-за высокой сложности. Возможным выходом может быть применение субоптимальных алгоритмов [10, 11]. Ключевая особенность этих и подобных им алгоритмов состоит в том, что сравнительно простой алгоритм декодирования выполняется несколько раз для различных вариантов формирования жесткого выхода канала (квантования), а окончательное решение принимается с использованием результатов этих попыток декодирования и непрерывного выхода канала. Такие алгоритмы были разработаны несколько десятилетий назад, но интерес к ним вновь возник, и они оказались востребованными при проектировании высокоскоростных систем передачи и хранения информации. Алгоритмы декодирования из этого класса очень незначительно уступают по вероятности ошибки декодирования оптимальным алгоритмам, использующим непрерывный выход канала, но в ряде случаев значительно превосходят их по сложности реализации. Заметную долю сложности таких алгоритмов составляет сложность алгебраического или комбинаторного декодирования жесткого выхода канала, поскольку на этой стадии выполняется несколько попыток декодирования. Сложность алгебраического декодирования зависит от многих параметров, и одним из важнейших факторов, влияющих на слож-

ность, является кратность исправляемых ошибок, определяемая минимальным расстоянием кода. Поэтому минимальное расстояние кода и граница вероятности ошибки для декодирования в канале с непрерывным выходом могут рассматриваться как основы для оценки параметров кода для субоптимального алгоритма декодирования.

Примем для определенности, что надежность хранения данных оценивается требуемым уровнем вероятности ошибки на бит P_b . Альтернативным выбором критерия для оценки надежности хранения данных может быть вероятность ошибки на блок. Выбор в качестве критерия вероятности ошибки на бит представляется более приемлемым, поскольку в этом случае не возникает вопрос о длине блока, разрешение которого хотя и является важным для практических приложений, может создать ненужные трудности при теоретическом рассмотрении.

Предположим, что канал описывается рассмотренной моделью многоуровневой ячейки flash-памяти. Теорема кодирования для канала без памяти [12] утверждает, что существует блочный код длины n , объема M слов, со скоростью R , $R = n^{-1} \log_2 M$ бит/символ канала, для которого вероятность ошибки на блок P_e ограничена сверху как

$$P_e < 2^{-nE(R)}, \quad (2)$$

где $E(R)$ — показатель экспоненты случайного кодирования, вычисляемый по формуле

$$E(R) = \max_{p_x} \max_{0 < \rho < 1} (E_0(\rho, p_x) - \rho R), \quad (3)$$

где

$$E_0(\rho, p_x) = -\log_2 \int_{-\infty}^{\infty} \left(\sum_x p_x(x) p_{y|x}(y|x)^{\frac{1}{1+\rho}} \right)^{1+\rho} dy. \quad (4)$$

Важное следствие из теоремы кодирования состоит в том, что пропускная способность канала C и функция Галлагера (4) связаны соотношением

$$C = \max_{p_x} \left. \frac{\partial E_0(p_x, \rho)}{\partial \rho} \right|_{\rho=0}.$$

Важной характеристикой канала является вычислительная скорость канала R_0 , определяемая как

$$\begin{aligned} R_0 &= \max_{p_x} E_0(p_x, 1) = \\ &= -\log_2 \min_{p_x} \int_{-\infty}^{\infty} \left(\sum_x p_x(x) \sqrt{p_{y|x}(y|x)} \right)^2 dy. \end{aligned}$$

Эта величина может рассматриваться как предельное значение *практически достижимой* скорости кода.

Для решения задачи оценивания параметров кода требуется связать вероятность ошибки на бит P_b с вероятностью ошибки на блок P_e . Для этого обозначим через P_s вероятность ошибки в одном q -ичном кодовом символе, возникающей в результате неверного декодирования кодового блока, и найдем сначала связь между вероятностью ошибки на блок P_e и величиной P_s , а потом выразим P_b через P_s .

При ошибочном декодировании декодер отдает получателю кодовое слово, отличающееся от истинного слова в некотором числе символов. Наиболее вероятным будет ошибочное декодирование в пользу ближайшего слова кода, т. е. отличающегося от истинного в d символах, где d — минимальное расстояние кода. Поэтому в первом приближении можно считать, что с приемлемой точностью выполняется соотношение (см. также [13])

$$P_s \approx \frac{d}{n} P_e = \delta P_e, \quad (5)$$

где $\delta = d/n$. Вероятность ошибки на символ и вероятность ошибки на бит связаны неравенствами

$$(1 / \log_2 q) P_s \leq P_b \leq P_s. \quad (6)$$

Тогда с использованием выражений (3)–(6) можно записать, что существует код, для которого

$$P_b \approx \delta P_e < \delta 2^{-nE(R)}. \quad (7)$$

Величина δ и скорость кода R могут быть связаны между собой границей Варшавова — Гилберта. Для случая q -ичных кодов эта граница может быть сформулирована как [14]

$$\begin{aligned} R &= \frac{\log_2 M}{n} \geq \frac{1}{n} \log_2 \frac{q^n}{\sum_{i=0}^d C_n^i (q-1)^i} = \\ &= \log_2 q - \frac{1}{n} \log_2 \sum_{i=0}^d C_n^i (q-1)^i \end{aligned}$$

и при $n \rightarrow \infty$ представлена в виде

$$R \geq \log_2 q - h(\delta), \quad (8)$$

где $h(x) = x \log_2 q - x \log_2 x - (1-x) \log_2 (1-x)$. Полагая в выражениях (7) и (8) выполнение равенств, можно записать, что параметры кода n и δ для требуемого значения вероятности ошибки на бит P_b могут быть заданы как функции от скорости кодирования R , $0 < R < C$, в виде

$$\delta(R) = h^{-1}(\log_2 q - R); \quad (9)$$

$$n(R) = \frac{\log_2(P_b / \delta(R))}{E(R)}. \quad (10)$$

Определим также величину

$$d(R) = \delta(R)n(R). \quad (11)$$

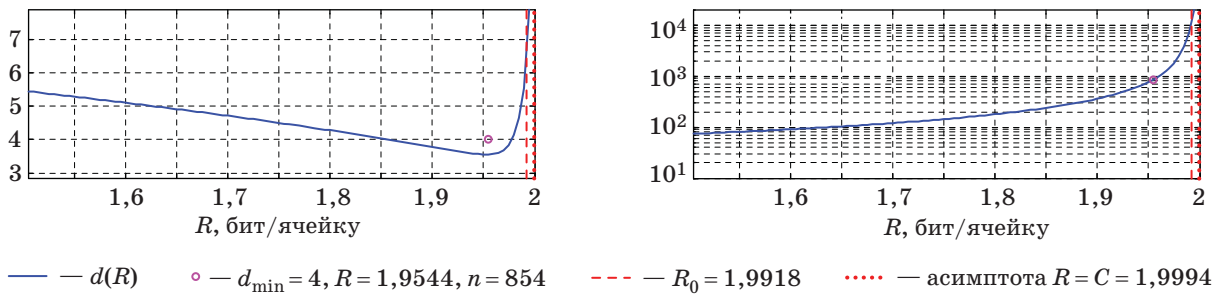
Итак, выражения (9)–(11) в совокупности устанавливают взаимосвязь между длиной и минимальным расстоянием гипотетического кода, который обеспечивает заданную вероятность ошибки на бит P_b .

Численные результаты

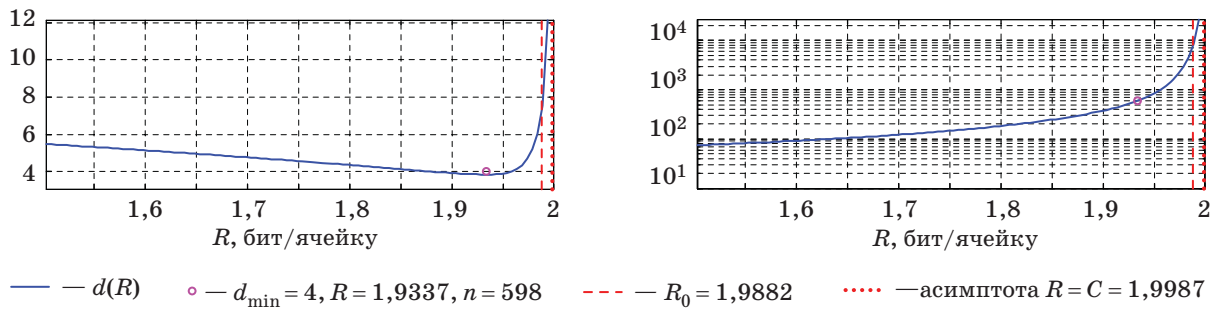
Зависимости $d(R)$ и $n(R)$ вычислены согласно выражениям (9)–(11) при заданных значениях вероятности ошибки на бит $P_b = 10^{-12}$ и $P_b = 10^{-14}$. Результаты вычислений представлены на рис. 1–4.

Как видно из приведенных графиков, кривая $d(R)$ имеет минимум, который соответствует параметрам (гипотетического) кода с наименьшим расстоянием и, следовательно, с малой сложностью декодирования. Этому минимуму соответствует точка на графике $n(R)$, определяющая длину этого кода с потенциально невысокой сложностью декодирования. Как следует из рис. 1, для $P_b = 10^{-12}$, $N = 100$, $T = 1$ мес. этот код имеет минимальное расстояние $d = 4$, длину 850 и скорость $R \approx 1,95$ бит/символ канала (бит/ячейку). Из рис. 2, представляющего канал записи с другими параметрами, следует, что для $P_b = 10^{-12}$, $N = 1000$, $T = 12$ мес. параметры кода с потенциально небольшой сложностью имеют значения $d = 4$, $n \approx 600$, $R \approx 1,93$ бит/символ канала. Рис. 3 и 4 иллюстрируют взаимосвязь параметров (гипотетического) кода для случая, когда требуемая вероятность ошибки и $P_b = 10^{-14}$. При числе циклов перезаписи $N = 100$ и времени хранения $T = 1$ мес. код с потенциально невысокой сложностью декодирования имеет параметры $d = 4$, $n \approx 900$ и скорость $R \approx 1,95$ бит/символ канала. При увеличении числа циклов перезаписи N до 1000 и длительности хранения данных T до 12 мес. параметры кода с потенциально небольшой сложностью принимают следующие значения: $d = 5$, $n \approx 700$, $R \approx 1,93$ бит/символ канала.

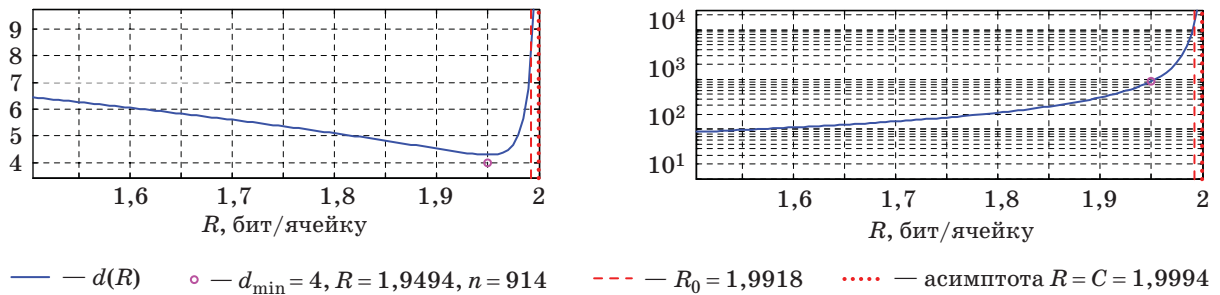
Как видим, снижение требуемой вероятности ошибки P_b на два порядка — с 10^{-12} до 10^{-14} — сопровождается увеличением длины гипотетического кода примерно в 1,07–1,2 раза. Увеличение числа циклов перезаписи и (или) длительности хранения данных при сохранении требуемой надежности хранения данных, наоборот, приводит к уменьшению длины гипотетического кода с потенциально невысокой сложностью декодирования. Отметим также, что скорость указанных гипотетических кодов (с потенциально невысокой сложностью декодирования) оказывается весьма близка к пропускной способности канала записи — разница составляет



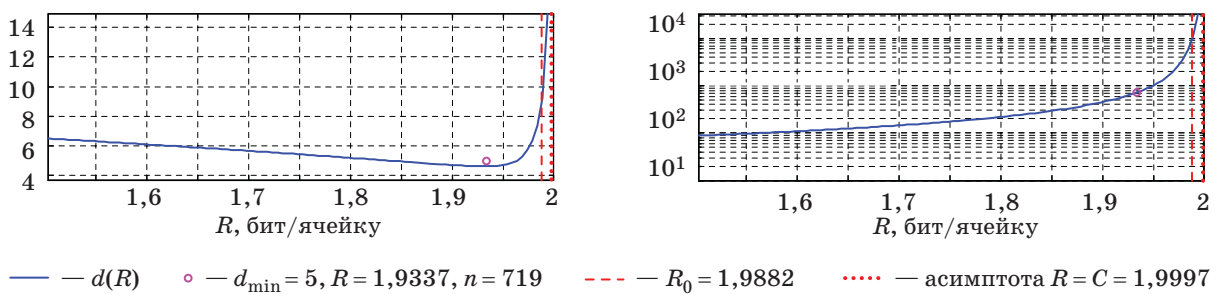
■ Рис. 1. Графики функций $d(R)$ и $n(R)$ для $P_b = 10^{-12}, N = 100, T = 1$ мес.



■ Рис. 2. Графики функций $d(R)$ и $n(R)$ для $P_b = 10^{-12}, N = 1000, T = 12$ мес.



■ Рис. 3. Графики функций $d(R)$ и $n(R)$ для $P_b = 10^{-14}, N = 100, T = 1$ мес.



■ Рис. 4. Графики функций $d(R)$ и $n(R)$ для $P_b = 10^{-14}, N = 1000, T = 12$ мес.

примерно 2,4 % (в случае $N = 100, T = 1$ мес.) и примерно 3,3 % (в случае $N = 1000, T = 12$ мес.).

Разумеется, приведенные значения могут служить лишь предварительными и приблизительными ориентирами для поиска параметров ре-

ализуемых схем кодирования для каналов flash-памяти. Очевидно также, что если величина скорости кода, соответствующая наименьшему значению минимального расстояния, оказывается недостаточной (или избыточность кода слишком

велика) для практических приложений, то следует сместиться по графикам $d(R)$ и $n(R)$ вправо и выбрать код с большим минимальным расстоянием и большей длиной. Например, для достижения скорости кода $R = R_0 = 1,9982$ бит/символ канала при $N = 1000$, $T = 12$ мес., $P_b = 10^{-12}$ параметры кода должны быть порядка $n = 7000 \dots 8000$ и $d = 8 \dots 9$, и в этих пределах следует проводить дальнейший поиск приемлемых вариантов. Еще раз стоит обратить внимание, что приведенное рассмотрение и примеры справедливы при использовании непрерывного выхода канала. Указанный подход может быть непосредственно распространен для исследования схем кодирования в канале записи с квантованным выходом. Также полученные оценки могут быть полезны для выбора параметров кодов и для важных для практики субоптимальных алгоритмов декодирования, использующих мягкий выход канала.

Заключение

В работе был рассмотрен круг вопросов, связанных с оценкой параметров гипотетических кодов, обеспечивающих заданный уровень надежности хранения данных применительно к одной из возможных моделей flash-памяти. Эта модель описывает систему с независимыми многоуровневыми ячейками. Распределение выходных значений представляет собой случайную величину, определенную на множестве одиночных элементов памяти, распределение которой существенно зависит от ряда мешающих факторов, включающих влияние циклов записи/стирания, взаимную интерференцию ячеек и влияние времени хранения данных. В рассматриваемой модели предполагается отсутствие группирования искажений, поэтому канал хранения данных описывается моделью без памяти с непрерывным выходом. Такая модель задает наилучшее использование выхода канала. Параметры гипотетических кодов определялись путем комбинирования границ случайного кодирования для многоуровневой NAND flash-памяти, полученными в работе [1], и границы Варшамова — Гилберта для q -ичных блоковых кодов.

На основе представленных результатов можно сформулировать следующие выводы:

— функция $d(R)$, описывающая зависимость минимального расстояния кода от скорости R ,

имеет минимум, который соответствует параметрам (гипотетического) кода с наименьшим расстоянием и, следовательно, с потенциально невысокой сложностью декодирования;

— для типичных значений параметров канала хранения данных flash-памяти минимальное расстояние гипотетического кода с потенциально невысокой сложностью декодирования составляет 4 или 5; при этом длины кодов n варьируются в ориентировочных пределах 600–900;

— снижение требуемой вероятности ошибки P_b на два порядка (с 10^{-12} до 10^{-14}) сопровождается увеличением длины гипотетического кода примерно в 1,07–1,2 раза;

— увеличение числа циклов перезаписи и (или) длительности хранения данных при сохранении требуемой надежности хранения данных приводит к уменьшению длины гипотетического кода с потенциально невысокой сложностью декодирования;

— скорость указанных гипотетических кодов (с потенциально невысокой сложностью декодирования) оказывается весьма близкой к пропускной способности канала — разница составляет примерно 2,4 % (в случае $N = 100$, $T = 1$ мес.) и примерно 3,3 % (в случае $N = 1000$, $T = 12$ мес.).

Приведенные результаты получены, как отмечалось, для модели канала с непрерывным выходом. На практике сигнал, считываемый из ячейки flash-памяти, подвергается равномерному квантованию (uniform sensing quantization) на 16–32 уровня. Предложенный в данной работе подход может быть непосредственно распространен и на модель с квантованным выходом. Представляется весьма вероятным, что введение 16-уровневого и тем более 32-уровневого квантования не приведет к сколько-нибудь существенному изменению приведенных выше основных выводов. В пользу этого говорит и тот факт, что введение квантования для конкретных кодовых схем (см., например, [6, 7]) не приводит к заметному снижению эффективности кодирования.

Работа выполнена при поддержке Минобрнауки РФ при выполнении научно-исследовательской работы в рамках проектной части государственного задания в сфере научной деятельности по заданию № 2.2716.2014/К от 17.07.2014.

Литература

1. Трофимов А. Н., Таубин Ф. А. Теоретико-информационный анализ многоуровневой flash-памяти. Ч. 1: Модель канала и границы случайного кодирования // Информационно-управляющие системы. 2016. № 2. С. 56–67. doi:10.15217/issn1684-8853.2016.2.56

2. Sun F., Devarajan S., Rose K., Zhang T. Design of On-Chip Error Correction Systems for Multilevel NOR and NAND Flash Memories // IET Circuits Devices and Systems. 2007. Vol. 1. N 3. P. 241–249.

3. Sun F., Rose K., Zhang T. On the Use of Strong BCH Codes for Improving Multilevel NAND Flash Memo-

- ry Storage Capacity. http://www.researchgate.net/publication/254376882_On_the_Use_of_Strong_BCH_Codes_for_Improving_Multilevel_NAND_Flash_Memory_Storage_Capacity (дата обращения: 26.10.2014).
4. Kurkoski B. M. The E8 Lattice and Error Correction in Multi-Level Flash Memory // Proc. of the IEEE Intern. Conf. on Communications, 5 June–9 June 2011, Kyoto, Japan. 2011. P. 1–5.
 5. Dong G., Xie N., Zhang T. On the Use of Soft-Decision Error-Correction Codes in NAND Flash Memory // IEEE Transactions on Circuits and Systems I: Regular Papers. 2011. Vol. 58. N 2. P. 429–439.
 6. Li S., Zhang T. Improving Multi-Level NAND Flash Memory Storage Reliability Using Concatenated BCH-TCM Coding // IEEE Transactions on VLSI Systems. 2010. Vol. 18. N 10. P. 1412–1420.
 7. Xu Q., Gong P., Chen T. M. Concatenated LDPC-TCM Coding for Reliable Storage in Multi-level Flash Memories // Proc. of the 9th Intern. Symp. on Communication Systems, Networks & Digital Signal Processing (CSNDSP 2014). July 2014. P. 166–170.
 8. Kurkoski B. M. Coded Modulation Using Lattices and Reed-Solomon Codes, with Applications to Flash Memories // IEEE Transactions on Selected Areas in Communications. 2014. Vol. 32. N 5. P. 900–908.
 9. Huang X., et al. Multilevel Flash Memories: Channel modeling, Capacities and Optimal Coding Rates // X. Huang, A. Kavcic, X. Ma, G. Dong, T. Zhang // Intern. Journal on Advances in Systems and Measurement. 2013. Vol. 6. N 3&4. P. 364–373. http://www.iariajournals.org/systems_and_measurements/sysmea_v6_n34_2013_paged.pdf (дата обращения: 26.10.2014).
 10. Chase D. A Class of Algorithms for Decoding Block Codes with Channel Measurement Information // IEEE Transactions on Information Theory. 1972. Vol. 18. N 1. P. 170–182.
 11. Weldon E. Decoding Binary Block Codes on Q-ary Output Channel // IEEE Transactions on Information Theory. 1971. Vol. 17. N 6. P. 713–718.
 12. Gallager R. G. Information Theory and Reliable Communication. — N. Y.: John Wiley & Sons, 1968. — 588 p.
 13. Clark G., Cain J. Error-Correction Coding for Digital Communications. — N. Y.: Plenum Press, 1981. — 422 p.
 14. Van Lint J. H. Introduction to Coding Theory (Graduate Texts in Mathematics, vol. 86). 3rd edition. — Berlin: Springer, 1999. — 227 p.

UDC 621.391

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.64

Information Theory Analysis for Multilevel Flash Memory. Part 2: Evaluation of Code Parameters for Given Data Storage Reliability

Trofimov A. N.^a, PhD, Tech., Associate Professor, andrei.trofimov@vu.spb.ruTaubin F. A.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, ftaubin@yahoo.com^aSaint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaja St., Saint-Petersburg, 190000, Russian Federation

Introduction: Multilevel flash memory due to its higher recording density has a dominant position at the market of non-volatile storage devices, being used extensively in a very wide range of applications. Increasing the recording density achieved by decreasing the physical size of a cell, and the increasing number of states lead to a decrease in the reliability of the data storage and to the need of error-correcting coding. **Purpose:** The goal is to study the capabilities of error-correcting coding for a model of multilevel NAND flash memory depending on the conditions of the recording and on a given level of the data storage reliability. **Results:** Explicit relations have been obtained connecting the main parameters of the hypothetical codes which provide a given level of data storage reliability for a flash memory model specifying a memory page as a system with independent multilevel cells. Using the obtained dependencies, trade-off relationships are set up for a hypothetical code between its rate, length and minimum distance. It is shown that the function describing the dependence of the minimum distance on the code rate has a minimum which corresponds to a code with the smallest distance and, hence, with a potentially low decoding complexity. Rates of such codes for typical cases are very close to the channel capacity (the difference is about 2-3%). **Practical relevance:** The obtained results allow us to estimate how close the parameters of a coding scheme for flash memory are to their limit values. It is shown that for the typical values of flash memory data-storage channel parameters, the minimum distance of a hypothetical code with a potentially low decoding complexity is 4 or 5, and the length of the respective codes are in the range from 600 to 900. A larger number of the rewriting cycles and/or longer duration of data storage with the same required reliability lead to a shorter hypothetical code with a potentially low decoding complexity.

Keywords — Multilevel NAND Flash Memory, Recording Channel, Random Coding Bound, Varshamov–Gilbert Bound.

References

1. Trofimov A. N., Taubin F. A. Information Theory Analysis of Multilevel Flash Memory. Part 1. Channel Model and Random Coding Bounds. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2016, no. 2, pp. 56–67 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2016.2.56
2. Sun F., Devarajan S., Rose K., Zhang T. Design of On-chip Error Correction Systems for Multilevel NOR and NAND Flash Memories. *IET Circuits Devices and Systems*, 2007, vol. 1, no. 3, pp. 241–249.
3. Sun F., Rose K., Zhang T. On the Use of Strong BCH Codes for Improving Multilevel NAND Flash Memory Storage Capacity. Available at: http://www.researchgate.net/publication/254376882_On_the_Use_of_Strong_BCH_Codes_for_Improving_Multilevel_NAND_Flash_Memory_Storage_Capacity

- Memory_Storage_Capacity (accessed 26 October 2014).
4. Kurkoski B. M. The E8 Lattice and Error Correction in Multi-Level Flash Memory. *Proc. of the IEEE Intern. Conf. on Communications*, 5 June–9 June 2011, Kyoto, Japan, 2011, pp. 1–5.
 5. Dong G., Xie N., Zhang T. On the Use of Soft-Decision Error-Correction Codes in NAND Flash Memory. *IEEE Transactions on Circuits and Systems I: Regular Papers*, 2011, vol. 58, no. 2, pp. 429–439.
 6. Li S., Zhang T. Improving Multi-Level NAND Flash Memory Storage Reliability Using Concatenated BCH-TCM Coding. *IEEE Transactions on VLSI Systems*, 2010, vol. 18, no. 10, pp. 1412–1420.
 7. Xu Q., Gong P., Chen T. M. Concatenated LDPC-TCM Coding for Reliable Storage in Multi-Level Flash Memories. *Proc. of the 9th Intern. Symp. on Communication Systems, Networks & Digital Signal Processing (CSNDSP 2014)*, July 2014, pp. 166–170.
 8. Kurkoski B. M. Coded Modulation Using Lattices and Reed-Solomon Codes, with Applications to Flash Memories. *IEEE Transactions on Selected Areas in Communications*, 2014, vol. 32, no. 5, pp. 900–908.
 9. Huang X., Kavcic A., Ma X., Dong G., Zhang T. Multilevel Flash Memories: Channel Modeling, Capacities and Optimal Coding Rates. *International Journal on Advances in Systems and Measurement*, 2013, vol. 6, no. 3&4, pp. 364–373. Available at: http://www.ariajournals.org/systems_and_measurements/sysmea_v6_n34_2013_paged.pdf (accessed 26 October 2014).
 10. Chase D. A Class of Algorithms for Decoding Block Codes with Channel Measurement Information. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1972, vol. 18, no. 1, pp. 170–182.
 11. Weldon E. Decoding Binary Block Codes on Q-ary Output Channel. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1971, vol. 17, no. 6, pp. 713–718.
 12. Gallager R. G. *Information Theory and Reliable Communication*. New York, John Wiley & Sons, 1968. 588 p.
 13. Clark G., Cain J. *Error-Correction Coding for Digital Communications*. New York, Plenum Press, 1981. 422 p.
 14. Lint J. H. van. *Introduction to Coding Theory (Graduate Texts in Mathematics, vol. 86)*. 3rd edition. Berlin, Springer, 1999. 227 p.

**Научный журнал
«ИНФОРМАЦИОННО-УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ»
выходит каждые два месяца.**

Стоимость годовой подписки (6 номеров) для подписчиков России — 4800 рублей, для подписчиков стран СНГ — 5400 рублей, включая НДС 18%, таможенные и почтовые расходы.

Подписку на печатную версию журнала можно оформить в любом отделении связи по каталогу:

«Роспечать»: № 48060 — годовой индекс, № 15385 — полугодовой индекс,

а также через посредство подписных агентств:

«Северо-Западное агентство „Прессинформ“»

Санкт-Петербург, тел.: (812) 335-97-51, 337-23-05,

эл. почта: press@crp.spb.ru, zajavka@crp.spb.ru,

сайт: <http://www.pinform.spb.ru>

«МК-Периодика» (РФ + 90 стран)

Москва, тел.: (495) 681-91-37, 681-87-47,

эл. почта: export@periodicals.ru, сайт: <http://www.periodicals.ru>

«Информнаука» (РФ + ближнее и дальнее зарубежье)

Москва, тел.: (495) 787-38-73, эл. почта: informnauka3@yandex.ru,

сайт: <http://www.informnauka.com>

«Деловая пресса»

Москва, тел.: (495) 962-11-11, эл. почта: podpiska@delpress.ru,

сайт: <http://delpress.ru/contacts.html>

«Коммерсант-Курьер»

Казань, тел.: (843) 291-09-99, 291-09-47, эл. почта: kazan@komcur.ru,

сайт: <http://www.komcur.ru/contacts/kazan/>

«Урал-Пресс» (филиалы в 40 городах РФ)

Сайт: <http://www.ural-press.ru>

«Идея» (Украина)

Сайт: <http://idea.com.ua>

«ВТЛ» (Узбекистан)

Сайт: <http://btl.sk.uz/ru/cat17.html> и др.

На электронную версию нашего журнала (все выпуски, годовая подписка, один выпуск, одна статья)

вы можете подписаться на сайтах НЭБ: <http://elibrary.ru>;

РУКОНТ: <http://www.rucont.ru>; ИВИС: <http://www.ivis.ru/>

Полнотекстовые версии журнала за 2002–2015 гг.

в свободном доступе на сайте журнала (<http://www.i-us.ru>),

НЭБ (<http://www.elibrary.ru>)

и Киберленинки (<http://cyberleninka.ru/>

journal/n/informatsionno-upravlyayuschiesistemy).

КВАЗИДОПОЛНИТЕЛЬНЫЕ БИНАРНЫЕ КОДОВЫЕ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОСТИ

Ю. В. Чепруков^а, канд. техн. наук

М. А. Соколов^а, доктор техн. наук, профессор

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, РФ

Введение: повышение качества работы систем управления и связи возможно при использовании более совершенных бинарных кодов и сигналов на их основе. Известны дополнительные N -элементные бинарные последовательности — пары кодов с противофазными значениями автокорреляционной функции в области боковых пиков. Их суммарная автокорреляционная функция вне максимального значения равна нулю, они используются для построения по определенным правилам композиционных последовательностей. Указанные сигналы применяются для повышения эффективности работы радиолокационных систем при различении объектов на фоне пассивных помех. Однако возможности построения таких последовательностей существенно ограничены. Ранее предложены RU-коды, на основе которых возможно увеличение количества последовательностей с компенсацией боковых пиков суммарной автокорреляционной функции, а также создание множества разнообразных по длине последовательностей. Эти возможности реализуются путем введения квазидополнительных последовательностей, обеспечивающих в некоторых точках не полную, а частичную компенсацию боковых пиков суммарной автокорреляционной функции. **Цель:** обобщение и расширение возможностей построения бинарных последовательностей, обладающих свойством компенсации боковых пиков суммарной автокорреляционной функции. **Результаты:** обоснованы правила построения композиционных последовательностей на основе квазидополнительных кодов, даны примеры для $N=8; 25$. Показано, что увеличилось количество выбора. Число допустимых значений элементов последовательностей N возросло более чем в 7 раз, а количество разнообразных вариантов повысилось более чем в 400 раз. **Практическая значимость:** предложенные последовательности могут быть использованы в системах управления и связи, а также в радиолокационных системах, в которых формируются «пачки» импульсов и осуществляется накопление сигналов.

Ключевые слова — бинарные коды, дополнительные кодовые последовательности, композиционные кодовые последовательности, R-коды.

Введение

В современных системах управления, связи и радиолокации широко используются шумоподобные сигналы (ШПС). Разновидностью ШПС являются фазоманипулированные сигналы (ФМС) [1], которые характеризуются бинарными кодовыми последовательностями, или просто кодами, которые представим в виде последовательности чисел $\{a_N\} = \{a_i, i = 1, \dots, N\}$, $a_i = \pm 1$.

Дополнительные последовательности в виде бинарных кодов с равным числом N символов [1] представляют собой такие пары

$$\begin{aligned} \{a_N\} &= \{a_1, a_2, a_3, \dots, a_{N-2}, a_{N-1}, a_N\} \text{ и} \\ \{b_N\} &= \{b_1, b_2, b_3, \dots, b_{N-2}, b_{N-1}, b_N\}, \end{aligned} \quad (1)$$

у которых при сложении их автокорреляционных функций (АКФ) главные пики удваиваются, а боковые пики полностью компенсируются, так что уровень боковых пиков (УБП) суммарной АКФ равен нулю.

Бинарные коды, АКФ которых в области боковых пиков может изменяться в пределах $\pm R$ ($0 \leq R \leq N-1$, R — целое), названы R-кодами [2, 3]. Далее используются обозначения: R2-, R3-, R4-коды при $R=2, 3, 4$ соответственно.

В работе [3] получены все R2-коды (максимальное значение $N_m=28$). Среди них установ-

лено наличие дополнительных последовательностей. При $N=8$ найдены 8 пар таких R2-кодов, при сложении АКФ которых боковые пики полностью компенсируются. Например, пусть $\{1, -1, -1, -1, 1, 1, -1, 1\}$ и $\{1, -1, -1, -1, -1, 1, 1, -1\}$ — R2-коды; $\{1, -2, 1, 0, -1, -2, -1, 8\}$ и $\{-1, 2, -1, 0, 1, 2, 1, 8\}$ — индивидуальные АКФ, тогда $\{0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 8\}$ — суммарная АКФ.

В работе [1] приведены по одной последовательности R3-кодов с $N=4, 8, 10$ (например, $\{111-111-11\}$; $\{111-1-1-11-1\}$). В материалах [3] представлены R3-коды со свойствами дополнительных последовательностей. При $N=20$ $\{1, 1, -1, 1, 1, 1, 1, 1, -1, -1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, 1\}$ и $\{1, 1, -1, 1, 1, 1, 1, 1, -1, -1, -1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, 1\}$ — R3-коды; $\{1, 2, -1, -2, 3, 2, -1, 2, -3, 0, -1, 2, 1, 2, 1, 2, 1, -2, -1, 20\}$ и $\{-1, -2, 1, 2, -3, -2, 1, -2, 3, 0, 1, -2, -1, -2, -1, -2, 1, 20\}$ — их частные АКФ; $\{0, 0, \dots, 0, 0, 20\}$ — результирующая АКФ.

Существуют варианты создания разнообразных композиций из дополнительных последовательностей. Это позволило ввести так называемые E- и D-коды, составляющие коды Велти и четвертичные коды [1]. Заметим, что требования к УБП АКФ отдельных последовательностей в этой работе не рассматривались, а ключевым свойством сигналов является компенсация пиков суммарной АКФ.

В диссертации [5] указаны возможности построения ФМС, в которых отдельные дискреты сложного сигнала представляются частотно-модулированными сигналами. Рассмотрено применение ортогональных кодирующих последовательностей на основе E -кодов. Приведены варианты внутридискретной модуляции сигналов (линейной, квадратичной или кубической), причем бинарными кодами всего сигнала являются E -коды. Исследованные сигналы предложено использовать в обзорных радиолокаторах, содержащих систему селекции движущихся целей, где при накоплении пачки сигналов осуществляется выделение полезных сигналов на фоне пассивных помех. Однако в работе отсутствуют рекомендации по выбору дополнительных последовательностей, используемых при построении E -кодов.

Нами введены RU -коды [3] — это такие R -коды, которые обладают свойством компенсации боковых пиков суммарной АКФ. Уровень такой компенсации обозначен параметром U (модуль суммы значений АКФ отдельных последовательностей не превосходит величины $U=0; 1; 2; \dots$). В частном случае $U=0$, что соответствует дополнительным последовательностям. Представлена таблица значений N , U и $k_{3,N,U}$ — количество $R3$ -кодов с указанными свойствами (компенсации пиков суммарной АКФ). При $U>0$ боковые пики компенсируются частично.

Уточним представление о композиционных последовательностях [1]. Если имеется пара дополнительных последовательностей $\{a_N\}$ и $\{b_N\}$ длины N (назовем их исходными дополнительными последовательностями), то их композициями называют дополнительные последовательности длины $2N$, образованные из исходных последовательностей по определенным правилам. В работе [1] упомянуты правило чередования и правило присоединения (в данной статье они названы также правило 1 и правило 2). Применяя любое правило k раз, получаем последовательности длины $N_k = N2^k$. Видно, что числа этого ряда (N_k , $k=1, 2, 3, \dots$) следуют с большой разреженностью ($2N, 4N, 8N, \dots$). Там же представлен ряд из двадцати трех значений $N \leq 100$, которые соответствуют необходимым (но не достаточным) условиям существования дополнительных последовательностей. Уже доказано, что для некоторых значений N указанные последовательности не существуют. Это дополнительно показывает ограниченность выбора длины не только исходных, но и композиционных последовательностей.

Квазидополнительными N -элементными последовательностями на основе R -кодов будем называть такие композиционные последовательности, которые составлены из исходных RU -кодов для $U \geq 1$. Значение УБП исходных и композиционных последовательностей равно U/N . Здесь

имеется неполная компенсация боковых пиков, т. е. при $U=1$ УБП равен $1/N$. Выбирая наибольшее значение N , для которого имеются квазидополнительные последовательности, можно обеспечить минимально возможное отличие УБП их суммарной АКФ от того же значения для дополнительных последовательностей. При этом появляется намного больше вариантов избрания исходных N -элементных и композиционных кодов (часто важно иметь возможности выбора многоэлементных последовательностей в широких пределах). Введенные квазидополнительные N -элементные последовательности далее называются квазидополнительными кодами.

Таким образом, в данной работе рассмотрены свойства квазидополнительных кодов с учетом корреляционных свойств исходных последовательностей ($R2$ - и $R3$ -кодов).

Расширение возможностей создания композиционных последовательностей возможно за счет увеличения выбора значений N квазидополнительных кодов и наличия множества вариантов исходных последовательностей при заданных N .

Упомянутые правила составления композиций сигналов справедливы для дополнительных последовательностей, но не очевидна их справедливость для квазидополнительных кодов (этот вопрос нуждается в исследовании).

Цель работы — обобщить известные правила построения композиционных дополнительных последовательностей, распространив их на квазидополнительные последовательности.

Обоснование правил создания композиционных последовательностей на основе квазидополнительных кодов

Рассмотрим АКФ исходных последовательностей, представив ее суммой двух частей: $K_a(i) = K_a^{(1)}(i) + K_a^{(2)}(i)$, где $K_a^{(1)}(i)$ — дискретные значения АКФ последовательности $\{a_N\}$ от начала до главного пика ($i=1, \dots, N$), а $K_a^{(2)}(i)$ — та же величина от следующего за главным пиком индекса $i=N+1$ до последнего ненулевого параметра $i=2N-1$. Выпишем значения первого слагаемого через коэффициенты последовательности: $K_a^{(1)}(i) = \{K_a^{(1)}(i), i=1, \dots, N\} = \{a_1 \cdot a_N; a_1 \cdot a_{N-1} + a_2 \cdot a_N; a_1 \cdot a_{N-2} + a_2 \cdot a_{N-1} + a_3 \cdot a_N; \dots; a_1 \cdot a_3 + a_2 \cdot a_4 + \dots + a_{N-2} \cdot a_N; a_1 \cdot a_2 + a_2 \cdot a_3 + \dots + a_{N-1} \cdot a_N; E_a\}$. Последнее значение при $i=N$ соответствует максимуму АКФ, его обозначим $E_a = a_1^2 + a_2^2 + \dots + a_N^2 = N$. Выражение для $K_a^{(2)}(i) = \{K_a^{(2)}(i), i=N+1, \dots, 2N-1\}$ можно представить схожим образом.

Для достижения указанной цели работы далее понадобится функция $K_a^{(3)}(k) = K_a^{(2)}(i)$, $k=i-N$, т. е. при $i=N+1, \dots, 2N-1$ имеем $k=1, \dots, N-1$. Это вторая часть АКФ, но сдвинутая на N значений аргумента к началу координат.

Для другой последовательности $\{b_N\}$ АКФ равна $K_b(i) = K_b^{(1)}(i) + K_b^{(2)}(i)$, где $K_b^{(1)}(i) = \{K_b^{(1)}(i), i = 1, \dots, N\} = \{b_1 \cdot b_N; b_1 \cdot b_{N-1} + b_2 \cdot b_N; b_1 \cdot b_{N-2} + b_2 \cdot b_{N-1} + b_3 \cdot b_N; \dots; b_1 \cdot b_3 + b_2 \cdot b_4 + \dots + b_{N-2} \cdot b_N; b_1 \cdot b_2 + b_2 \cdot b_3 + \dots + b_{N-1} \cdot b_N; E_b\}$, причем $E_b = b_1^2 + b_2^2 + \dots + b_N^2 = N$ — максимум АКФ второй последовательности. Выражение для $K_b^{(2)}(i) = \{K_b^{(2)}(i), i = N+1, \dots, 2N-1\}$ можно записать через коэффициенты аналогично. Для $\{b_N\}$ также введем $K_b^{(3)}(k) = K_b^{(2)}(i)$, $k = i - N$; при $i = N+1, \dots, 2N-1$ имеем $k = 1, \dots, N-1$ (это сдвинутая к началу отсчета вторая часть АКФ).

Последовательности называются дополнительными [1], если

$$\begin{aligned} K_a(i) + K_b(i) &= 0, \text{ когда } i = 1, \dots, N-1 \text{ и} \\ & i = N+1, \dots, 2N-1 \text{ или} \\ K_a^{(j)}(i) + K_b^{(j)}(i) &= 0 \text{ для } j = 1, 2; \\ K_a(i) + K_b(i) &= 2N \text{ при } i = N \end{aligned} \quad (2)$$

(введение индекса $j = 1, 2$ позволяет записать равенство для обеих частей АКФ).

Условие компенсации (2) для пар дополнительных последовательностей при разных индексах i (дискретных значениях аргумента АКФ) запишем через коэффициенты соотношения (1) в виде

$$\begin{aligned} i = 1: & a_1 \cdot a_N + b_1 \cdot b_N = 0; \\ i = 2: & (a_1 \cdot a_{N-1} + a_2 \cdot a_N) + (b_1 \cdot b_{N-1} + b_2 \cdot b_N) = 0; \\ i = 3: & (a_1 \cdot a_{N-2} + a_2 \cdot a_{N-1} + a_3 \cdot a_N) + \\ & + (b_1 \cdot b_{N-2} + b_2 \cdot b_{N-1} + b_3 \cdot b_N) = 0; \dots; \\ i = N-2: & (a_1 \cdot a_3 + a_2 \cdot a_4 + \dots + a_{N-2} \cdot a_N) + \\ & + (b_1 \cdot b_3 + b_2 \cdot b_4 + \dots + b_{N-2} \cdot b_N) = 0; \\ i = N-1: & (a_1 \cdot a_2 + a_2 \cdot a_3 + \dots + a_{N-1} \cdot a_N) + \\ & + (b_1 \cdot b_2 + b_2 \cdot b_3 + \dots + b_{N-1} \cdot b_N) = 0. \end{aligned} \quad (3)$$

Используем (3) и введем условия компенсации для квазидополнительных последовательностей. Далее они будут являться исходными при составлении композиций кодов. Отметим, во-первых, что для $i=N$ максимум суммарной АКФ двух N -элементных последовательностей равен $2N$, а во-вторых, что требуется получить величину УБП суммарной АКФ квазидополнительных последовательностей, равную U/N (для этого сами значения не должны превосходить $2U$). Поэтому равенства (3) преобразуем в систему неравенств:

$$\begin{aligned} i = 1: & |a_1 \cdot a_N + b_1 \cdot b_N| \leq 2U; \\ i = 2: & |(a_1 \cdot a_{N-1} + a_2 \cdot a_N) + (b_1 \cdot b_{N-1} + b_2 \cdot b_N)| \leq 2U; \\ i = 3: & |(a_1 \cdot a_{N-2} + a_2 \cdot a_{N-1} + a_3 \cdot a_N) + \\ & + (b_1 \cdot b_{N-2} + b_2 \cdot b_{N-1} + b_3 \cdot b_N)| \leq 2U; \dots; \\ i = N-2: & |(a_1 \cdot a_3 + a_2 \cdot a_4 + \dots + a_{N-2} \cdot a_N) + \\ & + (b_1 \cdot b_3 + b_2 \cdot b_4 + \dots + b_{N-2} \cdot b_N)| \leq 2U; \\ i = N-1: & |(a_1 \cdot a_2 + a_2 \cdot a_3 + \dots + a_{N-1} \cdot a_N) + \\ & + (b_1 \cdot b_2 + b_2 \cdot b_3 + \dots + b_{N-1} \cdot b_N)| \leq 2U \text{ или} \end{aligned}$$

$$|K_a(i) + K_b(i)| \leq 2U \text{ (в частности,}$$

$$|K_a^{(1)}(i) + K_b^{(1)}(i)| \leq 2U; |K_a^{(2)}(i) + K_b^{(2)}(i)| \leq 2U). \quad (4)$$

Перейдем к композиционным последовательностям, рассмотрим упомянутые выше правила.

Правило чередования: если заданы две исходные последовательности (1), то последовательность $\{a_N : b_N\} = \{a_1, b_1, a_2, b_2, \dots, a_N, b_N\}$, в которой символы одной исходной последовательности чередуются с символами другой, называется составленной по правилу чередования. Утверждается [1] (без вывода), что если использовать правило чередования и составить две последовательности

$$\begin{aligned} \{a_N : b_N\} &= \{a_1, b_1, a_2, b_2, \dots, a_N, b_N\} \text{ и} \\ \{a_N : -b_N\} &= \{a_1, -b_1, a_2, -b_2, \dots, a_N, -b_N\}, \end{aligned} \quad (5)$$

то они являются дополнительными. В каждой последовательности $2N$ символов, максимум АКФ каждой из них обозначим $E_{a:b} = E_{a:-b} = 2N$. Полученные на $k-1$ -м шаге наборы могут использоваться в качестве исходных последовательностей в следующей k -й итерации составления композиционных последовательностей. Особенность задачи состоит в небольшом количестве известных последовательностей, которые можно использовать как исходные.

Правило 1 введено для дополнительных последовательностей. Необходимо обобщить его для квазидополнительных последовательностей. Обоснуем справедливость правила чередования для этого случая. Используем (5) и найдем дискретные значения свертки для наборов $\{a_N : b_N\}$:

$$\begin{aligned} i = 1: & a_1 \cdot b_N; i = 2: a_1 \cdot a_N + b_1 \cdot b_N; \\ i = 3: & a_1 \cdot b_{N-1} + b_1 \cdot a_N + a_2 \cdot b_N; \dots; \\ i = N-2: & a_1 \cdot a_2 + b_1 \cdot b_2 + a_2 \cdot a_3 + b_2 \cdot b_3 + \dots + \\ & + a_{N-1} \cdot a_N + b_{N-1} \cdot b_N; \\ i = N-1: & a_1 \cdot b_1 + b_1 \cdot a_2 + a_2 \cdot b_2 + b_2 \cdot a_3 + a_3 \cdot b_3 + \dots + \\ & + b_{N-2} \cdot a_{N-1} + a_{N-1} \cdot b_{N-1} + b_{N-1} \cdot a_N + a_N \cdot b_N. \end{aligned} \quad (6)$$

Аналогичные величины для последовательностей $\{a_N : -b_N\}$ равны:

$$\begin{aligned} i = 1: & -a_1 \cdot b_N; i = 2: a_1 \cdot a_N + b_1 \cdot b_N; \\ i = 3: & -a_1 \cdot b_{N-1} - b_1 \cdot a_N - a_2 \cdot b_N; \dots; \\ i = N-2: & a_1 \cdot a_2 + b_1 \cdot b_2 + a_2 \cdot a_3 + b_2 \cdot b_3 + \dots + \\ & + a_{N-1} \cdot a_N + b_{N-1} \cdot b_N; \\ i = N-1: & -a_1 \cdot b_1 - b_1 \cdot a_2 - a_2 \cdot b_2 - b_2 \cdot a_3 - a_3 \cdot b_3 - \dots - \\ & - b_{N-2} \cdot a_{N-1} - a_{N-1} \cdot b_{N-1} - b_{N-1} \cdot a_N - a_N \cdot b_N. \end{aligned} \quad (7)$$

Дискретные значения суммы найденных АКФ композиционных последовательностей (6) и (7) равны: 0 (при $i=1$); $2 \cdot (a_1 \cdot a_N + b_1 \cdot b_N)$ (если $i=2$); 0 (когда $i=3$); \dots ; $2 \cdot (a_1 \cdot a_2 + b_1 \cdot b_2 + a_2 \cdot a_3 + b_2 \cdot b_3 + \dots + a_{N-1} \cdot a_N + b_{N-1} \cdot b_N)$ (для $i=N-2$); 0 (в случае $i=N-1$).

Согласно (4), каждое выражение в скобках в предыдущем абзаце не более $2U$, поэтому абсолютные значения боковых пиков (с учетом коэффициента два перед скобкой) не более $4U$. Так как наибольшая величина АКФ каждой последовательности $\{a_N : b_N\}$ и $\{a_N : -b_N\}$ равна $2N$, то максимум АКФ суммарной последовательности равен $4N$. Поэтому относительное значение УБП суммарной АКФ композиционных квазидополнительных последовательностей также равно U/N . Итак, правило чередования для квазидополнительных последовательностей верно.

Перейдем к анализу второго правила, используя последовательности (1).

Правило присоединения: последовательности

$$\begin{aligned} \{a_N | b_N\} &= \{a_1, a_2, a_3, \dots, \\ a_{N-2}, a_{N-1}, a_N, b_1, b_2, b_3, \dots, b_{N-2}, b_{N-1}, b_N\} \text{ и} \\ \{a_N | -b_N\} &= \{a_1, a_2, a_3, \dots, a_{N-2}, a_{N-1}, \\ a_N, -b_1, -b_2, -b_3, \dots, -b_{N-2}, -b_{N-1}, -b_N\}, \end{aligned} \quad (8)$$

в которых за символами первой исходной последовательности следуют символы другой, называются составленными по указанному правилу. Утверждается [1] (без вывода), что последовательности (8) являются дополнительными. Аргументируем справедливость правила присоединения для квазидополнительных последовательностей. В отличие от анализа правила чередования, применим другой подход. Искомая суммарная АКФ будет представляться суммой сверток исходных квазидополнительных последовательностей.

Предварительно введем $K_{ab}(i) = K_{ab}^{(1)}(i) + K_{ab}^{(2)}(i)$ — свертка последовательностей $\{a_N\}$ и $\{b_N\}$: $K_{ab}^{(1)}(i) = \{K_{ab}^{(1)}(i), i=1, \dots, N\} = \{a_1 \cdot b_N; a_1 \cdot b_{N-1} + a_2 \cdot b_N; \dots; a_1 \cdot b_2 + \dots + a_{N-1} \cdot b_N; a_1 \cdot b_1 + \dots + a_N \cdot b_N\}$; $K_{ab}^{(2)}(i) = \{K_{ab}^{(2)}(i), i=N+1, \dots, 2N-1\} = \{a_2 \cdot b_1 + a_3 \cdot b_2 + \dots + a_N \cdot b_{N-1}; a_3 \cdot b_1 + a_4 \cdot b_2 + \dots + a_N \cdot b_{N-2}; \dots; a_{N-1} \cdot b_1 + a_N \cdot b_2; a_N \cdot b_1\}$. Здесь и далее для определенности считаем, что элементы $\{a_N\}$ формулы (1) «вдвигаются» в $\{b_N\}$ справа, что также учтено в обозначении $K_{ab}(i)$. Аналогично $K_{ba}(i) = K_{ba}^{(1)}(i) + K_{ba}^{(2)}(i)$ — свертка последовательностей $\{b_N\}$ и $\{a_N\}$. Выражение через коэффициенты будет тем же, но значения располагаются в другом порядке (первое значение сверток равно $a_N \cdot b_1$, а последнее $a_1 \cdot b_N$).

Кроме того, введем $K_{ab}^{(3)}(k) = K_{ab}^{(2)}(i)$, $k=i-N$; при $i=N+1, \dots, 2N-1$ имеем $k=1, \dots, N$. Это вторая часть сверток двух последовательностей, сдвинутая к началу отсчета.

Используем (8) и найдем АКФ этих композиционных последовательностей, составленных по правилу присоединения. Так как они состоят из $2N$ элементов, то индекс дискретных значений

АКФ изменяется от $i=1$ до $i=4N-1$. Обозначим АКФ первой последовательности в формуле (8) в виде $K_{ab}^{(*)}(i)$. Дискретные величины этой АКФ на разных интервалах равны:

1) при $i=1, \dots, N$ справедливо $K_{ab}^{(*)}(i) = K_{ab}^{(1)}(i)$ (для данного интервала имеется свертка последовательностей $\{a_N\}$ и $\{b_N\}$);

2) если $i=N+1, \dots, 2N$, то $K_{ab}^{(*)}(i_1) = K_a^{(1)}(i_1) + K_{ab}^{(3)}(i_1) + K_b^{(1)}(i_1)$, где $i_1 = i - N$. Теперь при вариации i в указанных пределах индекс $i_1 = 1, \dots, N$. Это соответствует введенной выше области изменения аргумента АКФ последовательностей. Здесь, во-первых, величины $\{a_N\}$ одной композиционной последовательности сворачиваются с $\{a_N\}$ другой, во-вторых, формируется вторая часть сверток $K_{ab}^{(3)}(i)$; в-третьих, сформировывается первая часть сверток $\{b_N\}$ одной композиционной последовательности с теми же коэффициентами другой последовательности;

3) когда $i=2N+1, \dots, 3N$, то $K_{ab}^{(*)}(i_2) = K_a^{(3)}(i_2) + K_{ba}^{(1)}(i_2) + K_b^{(3)}(i_2)$, причем $i_2 = i - 2N$, что позволяет использовать ранее введенные свертки. На данном интервале имеем вторые части сверток последовательностей $\{a_N\}$ и $\{b_N\}$, а также первую часть сверток наборов $\{b_N\}$ и $\{a_N\}$, входящих в разные композиционные последовательности;

4) для $i=3N+1, \dots, 4N-1$ получается $K_{ab}^{(*)}(i_3) = K_{ba}^{(3)}(i_3)$ (имеем вторую часть сверток наборов $\{b_N\}$ и $\{a_N\}$); $i_3 = i - 3N$, $i_3 = 1, \dots, N$, что дает возможность применить введенную ранее вторую часть сверток этих последовательностей.

Анализ АКФ первой из двух композиционных последовательностей, составленных по правилу присоединения, завершен.

Теперь получим дискретные величины АКФ $K_{a|-b}^{(*)}(i)$ последовательности $\{a_N | -b_N\}$ [второй последовательности в формуле (8)]:

1) при $i=1, \dots, N$ справедливо $K_{a|-b}^{(*)}(i) = -K_{ab}^{(1)}(i)$ (предварительно была определена свертка последовательностей $\{a_N\}$ и $\{b_N\}$, поэтому введен лишь знак минус);

2) если $i=N+1, \dots, 2N$, то $K_{a|-b}^{(*)}(i_1) = K_a^{(1)}(i_1) - K_{ab}^{(3)}(i_1) + K_b^{(1)}(i_1)$. На этом интервале набор $\{a_N\}$ одной композиционной последовательности сворачивается с $\{a_N\}$ другой. Формируется вторая часть сверток $K_{ab}^{(3)}(i_1)$, а также первая часть сверток $\{b_N\}$ одной композиционной последовательности с теми же коэффициентами другой последовательности; $i_1 = i - N$, $i_1 = 1, \dots, N$, что обеспечивает изменение дискретного аргумента исследуемой АКФ в требуемых пределах;

3) когда $i=2N+1, \dots, 3N$, тогда $K_{a|-b}^{(*)}(i_2) = K_a^{(3)}(i_2) - K_{ba}^{(1)}(i_2) + K_b^{(3)}(i_2)$, т. е. имеем вторые части АКФ последовательностей $\{a_N\}$ и $\{b_N\}$. Кроме этого, формируется первая часть сверток наборов $\{b_N\}$ с $\{a_N\}$, которые входят в состав различных

композиционных последовательностей; $i_2 = i - 2N$, при этом $i_2 = 1, \dots, N$;

4) для $i = 3N + 1, \dots, 4N - 1$ имеем $K_{a|b}^{(*)}(i_3) = -K_{ba}^{(2)}(i_3)$ — вторую часть свертки $\{b_N\}$ с $\{a_N\}$; $i_3 = i - 3N, i_3 = 1, \dots, N$.

Далее необходимо суммировать полученные выше дискретные значения АКФ последовательностей $\{a_N|b_N\}$ и $\{a_N|-b_N\}$. Введем дискретные значения суммарной АКФ композиционных последовательностей в виде $K_c(i) = K_{a|b}^{(*)}(i) + K_{a|-b}^{(*)}(i)$, которые на разных интервалах суммирования равны:

1) при $i = 1, \dots, N$ имеем $K_{a|b}^{(*)}(i) = K_{ab}^{(1)}(i)$ и $K_{a|-b}^{(*)}(i) = -K_{ab}^{(1)}(i)$, тогда $K_c(i) = 0$;

2) при $i = N + 1, \dots, 2N$ имеем $K_{a|b}^{(*)}(i_1) = K_a^{(1)}(i_1) + K_{ab}^{(3)}(i_1) + K_b^{(1)}(i_1)$ и $K_{a|-b}^{(*)}(i_1) = K_a^{(1)}(i_1) - K_{ab}^{(3)}(i_1) + K_b^{(1)}(i_1)$, тогда $K_c(i_1) = 2(K_a^{(1)}(i_1) + K_b^{(1)}(i_1))$;

3) при $i = 2N + 1, \dots, 3N$ имеем $K_{a|b}^{(*)}(i_2) = K_a^{(3)}(i_2) + K_{ba}^{(1)}(i_2) + K_b^{(3)}(i_2)$ и $K_{a|-b}^{(*)}(i_2) = K_a^{(3)}(i_2) - K_{ba}^{(1)}(i_2) + K_b^{(3)}(i_2)$, тогда $K_c(i_2) = 2(K_a^{(3)}(i_2) + K_b^{(3)}(i_2))$;

4) при $i = 3N + 1, \dots, 4N - 1$ имеем $K_{a|b}^{(*)}(i_3) = K_{ba}^{(3)}(i_3)$ и $K_{a|-b}^{(*)}(i_3) = -K_{ba}^{(3)}(i_3)$, тогда $K_c(i_3) = 0$.

На первом и четвертом интервалах суммарная АКФ равна нулю. На втором интервале, согласно (4), выражение в скобках не более $2U$, а с учетом коэффициента два перед скобками в результате получим $4U$. То же относится и к третьему интервалу, если учесть, что $|K_a^{(2)}(i) + K_b^{(2)}(i)| = |K_a^{(2)}(k) + K_b^{(2)}(k)|$ (при соответствующем переименовании индексов аргументов функций). Таким образом, максимальное значение суммарной АКФ также не более $4U$, т. е. как и раньше, УБП равен не более U/N (U, N — параметры исходных последовательностей). Это значит, что правило присоединения для квазидополнительных последовательностей верно.

Примеры построения композиционных кодов из квазидополнительных последовательностей

Пример 1 использования квазидополнительных последовательностей на основе $R2$ -кодов с $N = 8$: $\{a_N\} = \{1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, 1\}$; $K_a^{(1)}(i) = \{1, 2, 1, 0, -1, 2, -1, 8\}$; $\{b_N\} = \{1, 1, 1, -1, 1, 1, -1, -1\}$; $K_b^{(1)}(i) = \{-1, -2, -1, 2, 1, -2, 1, 8\}$ — первая и вторая исходные квазидополнительные последовательности и их АКФ (приводится одна из двух симметричных половин); $\{0, 0, 0, 1, 0, 0, 0, 8\}$ — полусумма АКФ исходных последовательностей (нормировка к единичному боковому пику).

1. Комбинационные последовательности для $k = 1$ ($N_k = 2N$), созданные по правилу присоединения: $\{a_N|b_N\} = \{1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, -1, 1, 1, -1, -1\}$;

$\{a_N|-b_N\} = \{1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, 1, -1, -1, -1, 1, -1, -1, 1, 1\}$. АКФ этих последовательностей: $\{-1, -2, -1, 2, 1, 0, 1, 2, -1, 4, -1, 2, 1, 2, 1, 16\}$ и $\{1, 2, 1, -2, -1, 0, -1, -2, 1, -4, 1, 2, -1, -2, -1, 16\}$; суммарная АКФ: $\{0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 4, 0, 0, 0, 32\}$. УБП равен той же величине $1/8$, что и у исходных последовательностей. Каждая из комбинационных последовательностей в отдельности в общем случае не остается $R2$ -кодом, как исходные последовательности. В данном примере они стали $R4$ -кодами [6]. Имеется 8 пар различных последовательностей [2], которые могут использоваться в качестве исходных квазидополнительных кодов (имеется также 8 пар дополнительных последовательностей). Полученные последовательности для выбранного k являются исходными для следующей итерации построения комбинационных последовательностей с N_{k+1} элементами.

2. Комбинационные последовательности для $k = 1$ ($N_k = 2N$), созданные по правилу чередования: $\{a_N : b_N\} = \{1, 1, 1, 1, 1, 1, -1, -1, 1, 1, -1, 1, 1, -1, 1, -1\}$ и $\{a_N : -b_N\} = \{1, -1, 1, -1, 1, -1, -1, 1, 1, -1, -1, 1, 1, 1, 1, 1\}$. Значения их АКФ: $\{-1, 0, -1, 0, 1, 0, 3, 2, 1, 0, -1, 0, 5, 0, 1, 16\}$ и $\{1, 0, 1, 0, -1, 0, -3, 2, -1, 0, 1, 0, -5, 0, -1, 16\}$; суммарная АКФ: $\{0, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 4, 0, 0, 0, 0, 0, 0, 32\}$, соответственно, УБП равен $1/8$. Заметим, что единственный ненулевой боковой пик расположен в 2 раза дальше от максимума суммарной АКФ, чем в предыдущем случае.

При $k = 2$ положение боковых пиков и максимума АКФ друг относительно друга не меняется, а увеличивается лишь количество нулевых отсчетов АКФ. Из примеров следует, что одиночный пик более удален от максимума суммарной АКФ в случае, если применять правило чередования.

Эти результаты относительно УБП квазидополнительных последовательностей соответствуют ранее полученным выводам для общего случая. Здесь для простоты выбрано малое значение N (можно проконтролировать операции вручную).

Пример 2 использования квазидополнительных последовательностей на основе $R2$ -кодов с $N = 25$: $\{a_N\} = \{1, 1, 1, -1, -1, 1, 1, 1, -1, -1, -1, -1, -1, -1, 1, -1, 1, -1, -1, 1, 1\}$; $K_a^{(1)}(i) = \{1, 0, -1, -2, -1, 2, -1, -2, 1, -2, 1, -2, -1, 0, -1, 0, -1, 2, -1, 2, -1, -2, 1, 0, 25\}$; $\{b_N\} = \{1, 1, -1, -1, -1, 1, 1, 1, 1, 1, 1, -1, 1, -1, 1, -1, -1, -1, 1, 1, 1\}$; $K_b^{(1)}(i) = \{1, 0, -1, 2, -1, -2, -1, 2, 1, 2, -1, 0, -1, 0, -1, -2, -1, 2, 1, 0, 25\}$ — первая и вторая исходные квазидополнительные последовательности и их АКФ (приводится одна из двух симметричных половин); $\{1, 0, -1, 0, -1, 0, -1, 0, 1, 0, 1, 0, -1, 0, -1, 0, -1, 0, -1, 0, 1, 0, 25\}$ — полусумма АКФ исходных последовательностей (здесь УБП равен $1/N = 1/25$, что в 2 раза меньше, чем у АКФ исходных $R2$ -кодов в отдельности). Всего имеется 4 пары кодов с такими свойствами, которые возможно взять за исходные последовательности. Особенностью выбранных кодов является то, что

наибольшее значение RU -кода с $U=1$ среди всех $R2$ -кодов равно $N=25$ [4].

1. Комбинационные последовательности для $k=1$ ($N_k=2N$), созданные по правилу присоединения. Каждая последовательность состоит из 50 элементов, и максимум АКФ каждой из них равен этому же числу, а наибольшее значение суммарной АКФ равно, соответственно, 100. Ненормированная суммарная АКФ равна: $\{0, \dots, 0, 4, 0, -4, 0, -4, 0, -4, 0, 4, 0, 4, 0, -4, 0, -4, 0, -4, 0, -4, 0, 4, 0, 100\}$. Здесь все значения первой половины равны нулю, а УБП равен $1/N=1/25$.

2. Комбинационные последовательности для $k=1$ ($N_k=2N$), созданные по правилу чередования. Ненормированная суммарная АКФ: $\{0, 4, 0, 0, 0, -4, 0, 0, 0, -4, 0, 0, 0, 4, 0, 0, 0, 4, 0, 0, 0, -4, 0, 0, 0, -4, 0, 0, 0, -4, 0, 0, 0, -4, 0, 0, 0, 4, 0, 0, 0, 100\}$. Область боковых пиков состоит из повторяющихся совокупностей значений, а УБП равен $1/N=1/25$. При $k=2$ особенности суммарной АКФ сохраняются (наборы нулевых и ненулевых значений чередуются).

Аналогично строятся последовательности и на основании $R3$ -кодов. Из таблицы работы [4] следует, в частности, что существует 24 пары кодов с $N=32$, которые могут быть использованы как исходные наборы при построении комбинационных последовательностей. УБП их суммарных АКФ, соответственно, равен $1/32$.

Оценка достоинств применения квазидополнительных последовательностей

Появление новых возможностей характеризуем количественно, рассмотрев для наглядности случай, когда имеется достаточно большое количество кодов.

Эффективность использования квазидополнительных последовательностей оценим, взяв данные из таблицы [4] для $R3$ -кодов с числом элементов $N=5, \dots, 24; 29, \dots, 32$. Полная компенсация боковых пиков суммарной АКФ ($U=0$) имеется для трех значений $N=8, 16, 20$. Количество пар указанных последовательностей равно 24, 148, 40 (всего 212). Неполная компенсация при $U=1$ (т. е. УБП суммарной АКФ равен $1/N$) возможна для 22 чисел N (среди значений $N=5, \dots, 24; 29, \dots, 32$ коды с $U=0$; 1 для $N=30, 31$ отсутствуют).

Большее количество пар кодов (10 688; 17 412; 10 888) имеется для $N=14, 16, 18$ соответственно, а для $N=32$ их всего 24. Общее число квазидополнительных последовательностей для всех значений ($N=5, \dots, 24; 29, \dots, 32$) равно 87 711, так что $D_1=87\,711/212=413$. То есть количество квазидополнительных последовательностей в D_1 раз больше, чем дополнительных. Это существенно увеличивает возможности выбора исходных и

композиционных последовательностей, создаваемых на их основе. Вместе с тем увеличивается количество вариантов выбора значений N с трех до 22. То есть имеется рост более чем в $D_2=7$ раз.

Известны как традиционные, так и разрабатываемые в настоящее время системы, в которых реализуется накопление сигналов. Например, в радиолокации при обзоре пространства узким лучом антенны в каждом угловом направлении излучается конечное число импульсов, составляющих пачку. Осуществляется накопление откликов от различных сигналов пачки. Кроме того, интенсивно исследуются сверхширокополосные системы, в которых используются сверхкороткие импульсы, состоящие из нескольких периодов колебаний [7]. Они также могут составлять пачку, что создает условия реализации в указанных системах доплеровских методов обнаружения движущихся целей на фоне пассивных помех. Квазидополнительные последовательности позволяют реализовать компенсацию боковых пиков АКФ накопленных сигналов пачки (хотя в некоторых точках она частичная), причем имеются широкие возможности выбора величины N и, соответственно, N_k . Это позволяет варьировать сигналы в зависимости от радиолокационных целей.

В морских радиолокационных системах [5], где имеется многолучевое распространение сигналов, важно обеспечить некоторые заданные свойства АКФ. Используются дополнительные последовательности (выбор их невелик), и необходимы нулевые боковые пики в некоторой окрестности главного пика АКФ, причем допустима частичная компенсация вне этого интервала. Предложенные в данной работе сигналы могут найти применение в таких системах.

Представленные последовательности можно использовать в системах связи и управления, так как на основе данных материалов возможно построение ансамблей и систем сигналов по известным методикам [2, 4, 6].

Заключение

Совершенствование систем передачи данных предполагает расширение возможностей выбора разнообразных сигналов, параметры которых близки к оптимальным. Идеальная АКФ состоит из главного пика и равных нулю боковых лепестков. Такая функция получается при использовании дополнительных последовательностей. Они в свою очередь составляют пару N -элементных исходных последовательностей, применяемых для построения композиционных кодов. Однако возможности выбора невелики, поэтому потенциал для создания систем таких кодов недостаточен. Предложены квазидополнительные после-

довательности. Хотя в некоторых точках области боковых пиков их суммарной АКФ значения этой функции не равны нулю, но зато существенно расширяются возможности выбора длины N исходных и N_k композиционных последовательностей, а также разнообразных вариантов чередования бинарных коэффициентов самих после-

довательностей. В определенных пределах изменения параметра N возможности выбора повышаются в $D_2=7$ и $D_1=413$ раз соответственно. Обеспечивается УВП суммарной АКФ, равный $1/N$. Полученные результаты могут найти применение в традиционных и современных радиолокационных и связных системах.

Литература

1. Варакин Л. Е. Системы связи с шумоподобными сигналами. — М.: Радио и связь, 1985. — 384 с.
2. Чепруков Ю. В. Синтез бинарных R-кодов // Информационно-управляющие системы. 2015. № 1. С. 59–67. doi:10.15217/issn1684-8853.2015.1.59
3. Чепруков Ю. В., Соколов М. А. Бинарные R2-коды, их характеристики и применение // Информационно-управляющие системы. 2014. № 1. С. 76–82.
4. Чепруков Ю. В., Соколов М. А. Корреляционные характеристики и применение бинарных R3-кодов // Информационно-управляющие системы. 2014. № 3. С. 93–102.

5. Литюк Л. В. Синтез, анализ и обработка систем радиолокационных фазоманипулированных сигналов с внутридискретной частотной модуляцией с заданными свойствами суммарной функции неопределенности: дисс. ... канд. техн. наук. — Таганрог: ТГРУ, 2000. — 235 с.
6. Чепруков Ю. В., Соколов М. А. Корреляционные характеристики некоторых бинарных R4-кодов и ансамблей сигналов на их основе // Информационно-управляющие системы. 2014. № 5. С. 87–96.
7. Чапурский В. В. Избранные задачи теории сверхширокополосных радиолокационных систем. — М.: МГТУ им. Н. Э. Баумана, 2012. — 279 с.

UDC 621.396:621.391.26

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.72

Quasiadditional Binary Code Sequences

Cheprukov Yu. V.^a, PhD, Tech., chuv52@mail.ru

Socolov M. A.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, guap22@mail.ru

^aSaint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaya, 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation

Introduction: The quality of control and communication systems can be improved when using more advanced binary codes and signals on their basis. There are additional N -element binary sequences, which are couples of codes with antiphase values of an autocorrelated function in the area of side peaks. Their total autocorrelated function out of the maximum value is equal to zero; they are used to construct composite sequences by certain rules. The signals mentioned above are used in radar-tracking systems to increase their efficiency at distinction of objects against passive hindrances. However, the possibilities to create such sequences are significantly limited. RU-codes were proposed with which you can increase the amount of sequences with compensated side peaks of the total autocorrelated function, and also create a set of sequences various in length. These opportunities are realized by introducing quasiadditional sequences which provide not full, but partial compensation of the side peaks of the total autocorrelated function in some points. **Purpose:** The goal is to generalize and expand the ways to build binary sequences which can compensate the side peaks of the total autocorrelated function. **Results:** Rules are substantiated for the creation of composite sequences on the basis of quasiadditional codes; examples for $N = 8; 25$ are given. It is shown that the choice possibilities have expanded. The number of admissible values of the elements from sequences N has increased more than by 7 times, and the amount of various options has increased more than by 400 times. **Practical relevance:** The proposed sequences can be used in control systems and communication, as well as in radar-tracking systems where "packs" of impulses are formed and signals are accumulated.

Keywords — Binary Codes, Additional Code Sequences, Composite Code Sequences, R-Codes.

References

1. Varakin L. E. *Sistemy svyazi s shumopodobnymi signalami* [Communication Systems with Noise Signals]. Moscow, Radio i svyaz' Publ., 1985. 384 p. (In Russian).
2. Cheprukov Yu. V. Synthesis of Binary R-Codes. *Informatsionno-upravliayushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2015, no. 1, pp. 59–67 (In Russian). doi:10.15217/issn1684-8853.2015.1.59
3. Cheprukov Yu. V., Socolov M. A. Binary R2-Codes, Their Features and Application. *Informatsionno-upravliayushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2014, no. 1, pp. 76–83 (In Russian).
4. Cheprukov Yu. V., Socolov M. A. Correlation Characteristics and Application of Some Binary Codes. *Informatsionno-upravliayushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2014, no. 3, pp. 93–102 (In Russian).
5. Litjuk L. V. *Sintez, analiz i obrabotka sistem radiolokatsionnykh fazomanipulirovannykh signalov s vnutridiskretnoi*

chastotnoi moduliatsiei s zadannymi svoystvami summarnoi funktsii neopredelennosti. Dis. kand. tehn. nauk [Synthesis, Analysis and Processing of Radiolocational Phase-manipulated Signal Systems with Innerdiscreted Frequency Modulation with Given Characteristics of Summary Indefinite Function. PhD tech. sci. diss.]. Taganrog, TGRU Publ., 2000. 235 p. (In Russian).

6. Cheprukov Yu. V., Socolov M. A. Correlation Characteristics and Application of Some Binary R4-Codes and Ensembles of Signals on Their Basis. *Informatsionno-upravliayushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2014, no. 5, pp. 87–96 (In Russian).
7. Chapurskij V. V. *Izbrannye zadachi teorii sverkhshirokopolosnykh radiolokatsionnykh sistem* [Selected Problems of Theory of Super Wide-Band Radiolocation Systems]. Moscow, MGTU im. N. E. Bauman Publ., 2012. 279 p. (In Russian).

ШИФРОВАНИЕ ПРИ ПОМОЩИ СПАРИВАНИЯ

А. Ю. Абрамов^{а,1}, аспирант

Е. С. Востокова^{б,1}, аспирант

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, РФ

^бСанкт-Петербургский государственный университет, Санкт-Петербург, РФ

Постановка проблемы: исследование математических задач, лежащих в основе современных криптосистем с открытым ключом, привело к значительному увеличению длин ключей и, как следствие, повышению вычислительной сложности операций шифрования и расшифрования. **Цель:** создание криптосистем, основанных на новых математических задачах, вычислительная эффективность процедур шифрования и расшифрования, а также криптографическая стойкость которых были бы выше, чем у существующих систем. **Результаты:** доказана возможность создания криптосистем на основе билинейного спаривания и приведены примеры таких систем, построенных на задачах факторизации больших чисел и дискретного логарифмирования. Сущность данного подхода состоит в увеличении скорости шифрования и расшифрования сообщений с использованием спаривания в локальных полях и в надежности полученных систем. Криптоанализ систем показал, что обе системы устойчивы к прямым атакам, а именно к поиску простых сомножителей для разложения (факторизации) при использовании достаточно больших ключей, длиной не менее 2048. **Практическая значимость:** разработанные криптографические системы могут быть использованы в приложениях, для защиты программного обеспечения и в системах электронной подписи.

Ключевые слова — криптография с открытым ключом, билинейное спаривание, числа Вифериха.

Введение

После появления работы Диффи и Хеллмана, в которой были сформулированы основные принципы криптографии с открытым ключом, начался поиск так называемых «функций с закрытыми дверями», при помощи которых можно было бы строить асимметричные криптосистемы. Пусть C — некоторое функциональное преобразование, ставящее в соответствие сообщению m из множества допустимых сообщений шифротекст $u = C(m)$, тогда если не существует обратной функции к C (т. е., имея u , невозможно восстановить m), то такая функция C называется односторонней. Однако понятно, что использовать такую функцию для шифрования невозможно, так как даже легальный пользователь не сможет восстановить исходное сообщение по шифротексту. Допустим, что C^{-1} существует, но для его нахождения требуется знать дополнительный параметр k . Функция, обладающая таким свойством, называется функцией с закрытыми дверями, и с ее использованием становится возможным строить криптосистемы с открытым ключом. Легальный пользователь, используя секретный ключ k , может вычислить $m = C^{-1}(u, k)$ и таким образом восстановить исходное сообщение, а нелегальный

должен найти неизвестный ему ключ k . Таким образом, появилась задача поиска функции с закрытыми дверями, которая бы обеспечивала наиболее вычислительно «простое» шифрование и расшифрование информации и наибольшую криптографическую стойкость при заданном размере ключа.

На данный момент сформулировано два основных подхода к построению таких функций: один основан на задачах из области теории чисел (криптосистемы RSA [1], El-Gamal [2], Koblitz [3], Miller [4]), а другой — на задаче декодирования кода, исправляющего ошибки (McEliece [5], Krouk [6]).

Появление каждой системы асимметричной криптографии приводило к развитию техник решения той «сложной» задачи, которая лежала в ее основе. В результате появились новые алгоритмы факторизации чисел и поиска дискретного логарифма: ρ - и χ -методы Полларда, общий метод решения числового поля, новые алгоритмы декодирования линейных кодов [7–9]. Однако ни про задачу дискретного логарифмирования, ни про задачу факторизации не доказано, что они принадлежат классу NP-полных задач, т. е. тех задач, которые принято считать вычислительно трудными. Кроме того, существуют алгоритмы решения этих задач для квантовых компьютеров, имеющие полиномиальную сложность.

Совокупность вышеозначенных соображений приводит к необходимости продолжать поиск новых трудноразрешимых задач в области теории чисел, на основе которых можно строить системы шифрования.

¹ Научный руководитель — профессор, доктор технических наук, проректор по науке, директор Института информационных систем и защиты информации, заведующий кафедрой безопасности информационных систем Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения Е. А. Крук.

Общие принципы спаривания

В данной статье рассматривается математический аппарат билинейного спаривания и описывается подход, позволяющий использовать его для построения систем асимметричного шифрования. В последнее десятилетие этот подход применяли для построения протоколов аутентификации обмена ключами, цифровой подписи с использованием пользовательской информации [10–14] и др. Для построения криптосистемы на спаривании в общем случае требуется построить две группы и шифрующее отображение из пары элементов одной группы в элемент другой. Тогда элементами одной группы являются сообщения, другой — шифротексты, а закрытым ключом является обратное преобразование. Опишем предложенный подход более формально. Пусть заданы две группы G_1 и G_2 , имеющие простой порядок q , и имеется отображение

$$e: G_1 \times G_1 \rightarrow G_2.$$

Будем обозначать элементы G_1 как P, Q и считать, что $aP = \underbrace{P + P + \dots + P}_a$. Тогда отображениям, которые могут быть эффективно использованы для построения криптосистем, присущи следующие свойства:

1) билинейность: $\forall P, Q \in G_1, \forall a,$

$$b \in \mathbb{Z}_q^* e(aP, bQ) = e(P, Q)^{ab};$$

2) невырожденность: $P \neq 0 \Rightarrow e(P, P) \neq 1;$

3) вычислимость — должен существовать эффективный алгоритм вычисления e .

Известны примеры отображений, которые удовлетворяют вышеперечисленным свойствам, — спаривания Вейля и Тейта, и на их основе построены криптосистемы, перечисленные выше. Очевидно, что для взлома такой системы злоумышленнику придется решать задачу нахождения дискретного логарифма, когда $Q = aP$ и требуется найти a при известных P и Q . При определенном выборе групп G_1, G_2 для решения этой задачи может не оказаться известных алгоритмов, которые были бы быстрее полного перебора. Понятно, что решить задачу дискретного логарифма в G_1 не сложнее, чем в G_2 . Пусть

$$e(P, Q) = e(P, aP) = e(P, P)^a,$$

тогда

$$P' = e(P, P), Q' = e(P, Q)$$

и a может быть найдено в группе G_2 как $\log_p(Q')$. А сама задача Диффи — Хеллмана в группе решается вычислительно просто. Она заключается в различении двух наборов

$$\langle P, aP, bP, C = cP \rangle \text{ и } \langle P, aP, bP, C = abP \rangle$$

при неизвестных a, b . Действительно, если вычислить

$$v_1 = \langle aP, bP \rangle, v_2 = \langle P, C \rangle$$

и окажется, что $v_1 = v_2$, то заданный набор принадлежит типу $\langle P, aP, bP, abP \rangle$:

$$e(aP, bP) = e(P, P)^{ab} = e(P, abP) = e(P, C).$$

Таким образом, если известно отображение e , то решение данной задачи требует меньшей сложности.

Настоящая статья описывает новый подход, состоящий в использовании спаривания для построения криптосистем асимметричного шифрования. Это становится возможным благодаря применению аппарата чисел Вифериха.

Билинейное спаривание и числа Вифериха

Опишем необходимую для построения криптосистем теоретическую информацию об аппарате спариваний и числах Вифериха. Пусть p — простое нечетное число, N^+ — полугруппа натуральных чисел по сложению, а $Z^{(p)}$ — полугруппа целых взаимно простых с p чисел по умножению. Рассмотрим функцию, обратную к функции Артина — Хассе:

$$l(a) = \frac{1}{p} \log a^{p-1}, a \in Z^{(p)}.$$

Тогда из свойств логарифма следует, что

$$\begin{aligned} l(ab) &= \frac{1}{p} \log(ab)^{p-1} = \frac{1}{p} \log a^{p-1} + \frac{1}{p} \log b^{p-1} = \\ &= l(a) + l(b), a, b \in Z^{(p)}. \end{aligned} \quad (1)$$

Определение. Пусть p — простое число. Число a , взаимно простое с p , будем называть числом Вифериха, если выполнено условие

$$a^{p-1} \equiv 1 \pmod{p^2}. \quad (2)$$

В противном случае число a будем называть антивифериховым, т. е. выполняется

$$a^{p-1} \not\equiv 1 \pmod{p^2}. \quad (3)$$

Лемма 1. Если $a \equiv b \pmod{p^2}$, то $l(a) \equiv l(b) \pmod{p}$.

Доказательство: Пусть $a = b + p^2k$, тогда

$$\begin{aligned} l(a) &= l(b + p^2k) = \frac{1}{p} \log \left((b + p^2k)^{p-1} \right) = \\ &= \frac{1}{p} \log \left(1 + \frac{(b + p^2k)^{p-1} - 1}{p} \right) \equiv \\ &\equiv \frac{(b + p^2k)^{p-1} - 1}{p} \equiv \frac{b^{p-1} - 1}{p} \equiv l(b) \pmod{p}. \end{aligned}$$

Определение. Будем называть спариванием отображение следующего вида:

$$\langle , \rangle_p : \mathbb{Z}^{(p)} \times \mathbb{N}^+ \rightarrow \mathbb{Z} / p\mathbb{Z},$$

$$\langle a, n \rangle_p = l(a)n \bmod p.$$

Лемма 2. Спаривание \langle , \rangle_p билинейно и невырождено по первому аргументу для антивифериховых чисел.

Доказательство:

1. Линейность по первому аргументу следует из равенства (1). Линейность по второму аргументу очевидна.

2. Невырожденность. Проверим сначала, что если a не является числом Вифериха, то

$$l(a) \neq 0 \bmod p.$$

Действительно:

$$l(a) = \frac{1}{p} \log a^{p-1} = \frac{1}{p} \log \left(1 + \frac{a^{p-1} - 1}{p} \right) =$$

$$= \frac{1}{p} \left(\frac{a^{p-1} - 1}{p} - \left(\frac{a^{p-1} - 1}{p} \right)^2 + \dots \right) \equiv \frac{a^{p-1} - 1}{p} \not\equiv 0 \bmod p,$$

поэтому разрешимо сравнение

$$l(a)n = 1 \bmod p,$$

откуда следует, что

$$\langle a, n \rangle_p = 1. \tag{4}$$

Лемма 3. Если $a \equiv b \bmod p^2$, то

$$\langle a, n \rangle_p = \langle b, n \rangle_p. \tag{5}$$

Доказательство: Из леммы 1 следует, что $l(a) \equiv l(b) \bmod p$. Тогда равенство (5) получается непосредственно из определения.

Лемма 4. Пусть p, q_1, q_2, \dots, q_r — различные простые числа. Тогда найдется целое число c , которое будет антивифериховым для числа p и вифериховым для q_1, q_2, \dots, q_r .

Доказательство: Построим сначала антивифериховое число a для простого p . Если a является таковым, то процесс построения окончен, иначе возьмем $a' = a + p$. Тогда $a^{p-1} \equiv 1 \bmod p^2$ и

$$(a')^{p-1} - 1 = (a + p)^{p-1} - 1 \equiv$$

$$\equiv (a^{p-1} - 1) + (p-1)a^{p-2}p \equiv -a^{p-2}p \not\equiv 0 \bmod p^2,$$

и значит a' будет антивифериховым для p .

Построим теперь, исходя из числа a' , число c , которое будет вифериховым для q_1, q_2, \dots, q_r и останется антивифериховым для p .

Шаг 1. Если a' является вифериховым для q_1 , то $c = a'$, и переходим к следующему шагу. В противном случае рассмотрим

$$c_1 = a' + p^2 q_1 x$$

и будем искать x такое, чтобы

$$c_1^{q_1-1} \equiv 1 \bmod q_1^2.$$

Для этого получим относительно x сравнение первой степени по модулю q_1 :

$$c_1^{q_1-1} - 1 \equiv (a')^{q_1-1} - 1 + (q_1 - 1)(a')^{q_1-2} p^2 q_1 x \equiv$$

$$\equiv (a')^{q_1-1} - 1 - (a')q_1 - 2p^2 q_1 x \bmod q_1^2.$$

Отсюда получаем сравнение для x :

$$(a')^{q_1-2} p^2 x \equiv \frac{(a')^{q_1-1} - 1}{q_1} \bmod q_1,$$

решая которое получаем искомое число c_1 .

Заметим, что $c_1 \equiv a' \bmod p^2$, поэтому оно останется антивифериховым для p .

Шаг 2. Если c_1 будет вифериховым для q_2 , то переходим к следующему шагу и далее. В противном случае рассмотрим

$$c_2 = c_1 + p^2 q_1^2 q_2 x.$$

Здесь $c_2 \equiv c_1 \bmod p^2$ и $c_2 \equiv c_1 \bmod q_1^2$, следовательно, c_2 будет антивифериховым для p и вифериховым для q_1 . Чтобы c_2 стало вифериховым для q_2 , решаем сравнение

$$c_2^{q_2-1} - 1 \equiv (c_1^{q_2-1} - 1) + (q_2 - 1)c_1^{q_2-2} p^2 q_1^2 q_2 x \equiv$$

$$\equiv (c_1^{q_2-1} - 1) + c_1^{q_2-2} p^2 q_1^2 q_2 x \bmod q_2^2.$$

Отсюда получаем сравнение для x :

$$bx \equiv \frac{c_1^{q_2-1} - 1}{q_2} \bmod q_2,$$

где $b = c_1^{q_2-2} p^2 q_1^2$ — взаимно простое с q_2 число.

Решая последнее сравнение, получим c_2 . Продолжая процесс, получим искомое число c , удовлетворяющее условию леммы.

Из формулы (1) и определения спаривания можно получить

$$\langle a, n \rangle = l(a)n \equiv \frac{a^{p-1} - 1}{p} n \bmod p.$$

Поскольку $\frac{a^{p-1} - 1}{p} \not\equiv 0 \bmod p$, то это сравнение

имеет единственное решение, равное n . Докажем теперь еще одно свойство, которое используется в построении криптосистемы и является ключевым в расшифровании информации.

Лемма 5. Если $a \equiv b \bmod p^2$, то $l(a) \equiv l(b) \bmod p$.

Доказательство: По условию, $b = a + p^2 c$, следовательно:

$$l(b) \equiv \frac{b^{p-1} - 1}{p} \equiv \frac{(a + p^2 c)^{p-1} - 1}{p} \equiv \frac{a^{p-1} - 1}{p} \equiv$$

$$\equiv l(a) \bmod p.$$

На основании представленных доказательств построены две новые криптографические системы с открытым ключом, использующие билинейное спаривание и числа Вифериха.

Примеры криптосистем на спаривании

Криптосистема 1. В этом случае в качестве групп G_1 и G_2 рассматриваем, соответственно, группы $Z^{(p)} \times N^+$ и Z/pZ .

1. *Генерация ключей.* Пусть $p, q < p$ — простые числа и $m = pq$. Возьмем число $a \in Z$, удовлетворяющее условию

$$\frac{a^{p-1} - 1}{p} \not\equiv 0 \pmod{p}.$$

Найдем натуральное число n , решая сравнение

$$\frac{a^{p-1} - 1}{p} n \equiv 1 \pmod{p}.$$

Закрытый ключ: (p, q, n) .

Открытый ключ: (a, m) .

2. *Шифрование.* Пусть число M — информационное сообщение, и $M < \sqrt{m}$. Тогда шифротекст r может быть получен следующим образом:

$$r \equiv a^M \pmod{m^2}.$$

3. *Расшифрование.* Чтобы восстановить сообщение M , требуется вычислить

$$M = \frac{r^{p-1} - 1}{p} n \pmod{p}.$$

4. *Корректность.* Из того, как осуществляется шифрование, и того, что $p|m$, следует, что $r \equiv a^M \pmod{p^2}$. Тогда по лемме 3 и равенству (5) получаем

$$\langle r, n \rangle_p = \langle a^M, n \rangle_p = M \langle a, n \rangle_p = M.$$

При расшифровании мы решаем задачу во второй группе с уже известными нам из закрытого ключа числами n и p , в то время как злоумышленнику они неизвестны. Найти число n без знания p не представляется возможным, а поиск числа p является трудноразрешимой задачей факторизации. Однако, зная p , получить n можно довольно просто путем решения соответствующего сравнения.

Криптосистема 2. Здесь в роли групп G_1 и G_2 выступают те же самые группы, что и в предыдущем примере, а именно $Z^{(p)} \times N^+$ и Z/pZ .

1. *Генерация ключей.* Зафиксируем некоторое число m и выберем произвольное $s: 2 \leq s \leq m$. Выберем $N = pq_1 \dots q_{s-1}$, a — число Вифериха для всех q_i и антивиферихово для p , т. е.

$$a^{p-1} \not\equiv 1 \pmod{p^2}, a^{q_i-1} \equiv 1 \pmod{q_i^2}.$$

Обозначим $b = \frac{a^{p-1} - 1}{p}$ и найдем n как решение сравнения

$$b(1 + pb + p^2b^2 + \dots + p^{s-1}b^{s-1})n \equiv 1 \pmod{p^2}.$$

Открытый ключ: (m, N, a) .

Закрытый ключ: $(n, p, q_1, \dots, q_{s-1})$.

2. *Шифрование.* Пусть число M — информационное сообщение, и $M < N$. Тогда шифротекст r может быть получен следующим образом:

$$r \equiv a^M \pmod{N^m}.$$

3. *Расшифрование.* Пусть $c = \frac{r^{p-1} - 1}{p}$, тогда

$$c(1 + pc + \dots + p^{s-1}c^{s-1}) \equiv M \pmod{p^s}.$$

Помимо задачи факторизации числа N возникает вопрос о количестве простых чисел в его разложении, т. е. необходимо после каждой итерации алгоритма факторизации проверять каждое число в полученном разложении на простоту. Также появляется дополнительная трудность в выборе из полученного набора простых чисел того числа, для которого a является антивифериховым.

Заключение

В данной работе предложен подход, позволяющий строить асимметричные системы шифрования при помощи операции спаривания на билинейных группах. Вычислительно сложной задачей в таких системах является задача дискретного логарифмирования — это несложно увидеть, опираясь на то, как осуществляется шифрование и дешифрование в системах, описанных выше. Пусть задан шифротекст r , полученный в результате шифрования информации M в системах 1 и 2:

$$r = a^M \pmod{m^2} \text{ либо } r = a^M \pmod{N^m}.$$

Тогда атакой первого рода на эти системы будет являться поиск M как решение задачи дискретного логарифма:

$$M = \log_a r.$$

Как следствие есть основания полагать, что при выборе тех групп, между которыми определена операция спаривания таким образом, что в группе G_2 не будет существовать эффективных алгоритмов для нахождения дискретного логарифма, окажется, что такие криптосистемы в смысле размера ключей будут эффективнее, чем RSA или ElGamal. Поиск таких групп представляет значительный интерес для исследования.

Литература

1. Rivest R., Shamir A., Adleman L. A Method for Obtaining Digital Signatures and Public-Key Cryptosystems // Communications of the ACM. 1978. N 21(2). P. 120–126.
2. ElGamal T. A Public-Key Cryptosystem and a Signature Scheme Based on Discrete Logarithms // IEEE Transactions on Information Theory. 1985. N 31(4). P. 469–472.
3. Koblitz N. Elliptic Curve Cryptosystems // Mathematics of Computation. 1987. Vol. 48. N 177. P. 203–209.
4. Miller V. Use of Elliptic Curves in Cryptography // Advances in Cryptology — CRYPTO'85. 1985. N 85. P. 417–426.
5. McEliece R. J. A Public-Key Cryptosystem Based on Algebraic Coding Theory // DSN Progress Report. 1978. N 114. P. 42–44.
6. Krouk E. A New Public Key Cryptosystem // Proc. of Sixth Joint Swedish-Russian International Workshop on Information Theory, Moelle, Sweden. 1993. P. 285–286.
7. Barg A., Krouk E. A. and van Tilborg H. C. A. On the Complexity of Minimum Distance Decoding of Long Linear Codes // IEEE Transactions on Information Theory. 1999. N 45. P. 1392–1405.
8. Finiasz M., Sendrier N. Security Bounds for the Design of Code-based Cryptosystems // Cryptology ePrint Archive. IACR. 2009. P. 414.
9. Becker A., Joux A., May A., Meurer A. Decoding Random Binary Linear Codes in $2^{n/20}$: How $1 + 1 = 0$ Improves Information Set Decoding // Advances in Cryptology — Eurocrypt 2012. Lecture Notes in Computer Science. Springer-Verlag, 2012.
10. Yuan Q., Li S. A New Efficient ID-based Authenticated Key Agreement Protocol // Cryptology ePrint Archive. Report. 2005. P. 309.
11. Shim K. Efficient ID-based Authenticated Key Agreement Protocol Based on the Weil Pairing // Electronics Letters. 2003. N 39(8). P. 653–654.
12. Chen L., Kudla C. Identity Based Authenticated Key Agreement Protocols from Pairings // Cryptology ePrint Archive. 2002. P. 184.
13. Boneh D. and Franklin M. Identity-based Encryption from the Weil Pairing // Lecture Notes in Computer Science. 2001. N 2139. P. 213–229.
14. Hess F. Efficient Identity Based Signature Schemes Based on Pairings // Proc. of 9th Annual Intern. Workshop of SAC 2002, Newfoundland, Canada, Aug. 15–16. 2003. N 2595. P. 310–324.

UDC 003.26.09

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.79

Encryption by Paring

Abramov A. Y.^a, Post-Graduate Student, hexxyg@gmail.comE. S. Vostokova^b, Post-Graduate Student, lizk.vostokova@gmail.com^aSaint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaja St., 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation^bSaint-Petersburg State University, 7/9, Universitetskaya Nab., 199034, Saint-Petersburg, Russian Federation

Introduction: Studying the mathematical problems which underlie modern public-key cryptosystems has led to a significant increase in the lengths of the keys and, consequently, to an increase in the computational complexity of encryption and decryption. **Purpose:** The goal is to create cryptosystems based on new mathematical challenges which would have more computationally efficient encryption and decryption, and cryptographic resistance higher than that of the existing systems. **Results:** We proved that it is possible to create cryptosystems based on bilinear pairing, and gave examples of such systems based on large integer factorization and on discrete logarithms. The essence of this approach is to increase the speed of encryption and decryption of messages using pairing in local fields, with a high reliability of the obtained systems. Cryptanalysis of the proposed systems showed that the complexity of compromising either of them is equivalent to the complexity of compromising RSA cryptosystem as these systems are based on the same computationally hard problem. **Practical relevance:** The developed cryptographic systems can be used in applications for protecting software or in electronic signature systems.

Keywords — Public-Key Cryptography, Bilinear Pairing, Wieferich Prime.

References

1. Rivest R., Shamir A., Adleman L. A Method for Obtaining Digital Signatures and Public-Key Cryptosystems. *Communications of the ACM*, 1978, no. 21(2), pp. 120–126.
2. ElGamal T. A Public-Key Cryptosystem and a Signature Scheme Based on Discrete Logarithms. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1985, no. 31(4), pp. 469–472.
3. Koblitz N. Elliptic Curve Cryptosystems. *Mathematics of Computation*, 1987, vol. 48, no. 177, pp. 203–209.
4. Miller V. Use of Elliptic Curves in Cryptography. *Advances in Cryptology. CRYPTO*, 1985, no. 85, pp. 417–426.
5. McEliece R. J. A Public-Key Cryptosystem Based On Algebraic Coding Theory. *DSN Progress Report*, 1978, no. 114, pp. 42–44.
6. Krouk E. A New Public Key Cryptosystem. *Proc. of Sixth Joint Swedish-Russian Inter. Workshop on Information Theory*, Moelle, Sweden, 1993, pp. 285–286.
7. Barg A., Krouk E. A. and van Tilborg H. C. A. On the Complexity of Minimum Distance Decoding of Long Linear Codes. *IEEE Transactions on Information Theory*, 1999, no. 45, pp. 1392–1405.

8. Finiasz M., Sendrier N. Security Bounds for the Design of Code-based Cryptosystems. *Cryptology ePrint Archive. IACR*, 2009, p. 414.
 9. Becker A., Joux A., May A., Meurer A. Decoding Random Binary Linear Codes in $2^{n/20}$: How 1+1=0 Improves Information Set Decoding. *Advances in Cryptology — Eurocrypt 2012. Lecture Notes in Computer Science*, Springer-Verlag, 2012.
 10. Yuan Q., Li S. A New Efficient ID-based Authenticated Key Agreement Protocol. *Cryptology ePrint Archive. Report*, 2005, p. 309.
 11. Shim K. Effient ID-based Authenticated Key Agreement Protocol Based on the Weil Pairing. *Electronics Letters*, 2003, no. 39(8), pp. 653–654.
 12. Chen L., Kudla C. Identity Based Authenticated Key Agreement Protocols from Pairings. *Cryptology ePrint Archive*, 2002, p. 184.
 13. Boneh D. and Franklin M. Identity-based Encryption from the Weil Pairing. *Lecture Notes in Computer Science*, 2001, no. 2139, pp. 213–229.
 14. Hess F. Efficient Identity Based Signature Schemes Based on Pairings. *Proc. of 9th Annual Intern. Workshop of SAC 2002*, 2003, no. 2595, pp. 310–324.
-

ПАМЯТКА ДЛЯ АВТОРОВ

Поступающие в редакцию статьи проходят обязательное рецензирование.

При наличии положительной рецензии статья рассматривается редакционной коллегией. Принятая в печать статья направляется автору для согласования редакторских правок. После согласования автор представляет в редакцию окончательный вариант текста статьи.

Процедуры согласования текста статьи могут осуществляться как непосредственно в редакции, так и по e-mail (ius.spb@gmail.com).

При отклонении статьи редакция представляет автору мотивированное заключение и рецензию, при необходимости доработать статью — рецензию. Рукописи не возвращаются.

Редакция журнала напоминает, что ответственность за достоверность и точность рекламных материалов несут рекламодатели.

ВЕРОЯТНОСТНАЯ СТРУКТУРА ФАЗОВЫХ ТРАЕКТОРИЙ СЛУЧАЙНЫХ ПРОЦЕССОВ

В. И. Хименко^а, доктор техн. наук, профессор
^аОАО «НИО ЦИТ «Петрокомета», Санкт-Петербург, РФ

Цель: анализ возможностей представления случайных процессов на фазовой плоскости и исследование детальной вероятностной структуры фазовых траекторий на уровне количественных характеристик. **Результаты:** показаны характерные особенности формирования фазового пространства состояний при исследовании непрерывных случайных процессов. Введены количественные характеристики для описания выборочных функций и предложен единый подход к анализу вероятностной структуры фазовых траекторий. На примере гауссовых моделей рассмотрены особенности влияния спектрально-корреляционных свойств процессов на их фазовые отображения. **Практическая значимость:** повышение информативности исследований случайных процессов, возможности вероятностного анализа общей структуры фазовых представлений, объединение классических методов фазового пространства и методов общей теории выбросов случайных функций, наглядность представления данных в задачах сбора, преобразования и обработки информации.

Ключевые слова — обработка информации, случайные процессы, фазовое пространство, фазовые траектории, вероятностный анализ.

Введение

Одной из наиболее общих проблем физики и техники, биологии и естествознания является проблема извлечения информации из случайных данных (наблюдений, измерений, экспериментальных исследований). Эта проблема включает в себя этапы получения и преобразования данных; построения моделей реальных процессов и систем; обработки, анализа и интерпретации получающихся результатов. На всех этапах неизбежно возникают вопросы выбора формы представления информации и выбора методов анализа исследуемых процессов. От их решения во многом зависит полнота описания, сложность исследований и особенности практического использования результатов.

В задачах обработки и анализа информации используются различные формы представления данных о структуре исследуемых процессов. Одной из наиболее распространенных форм в задачах анализа сложных колебательных процессов и исследованиях различных по своей физической природе динамических систем является отображение информации о процессах $\xi(t)$ на фазовой плоскости ($\xi(t)$, $\xi'(t)$). Поведение и общая структура фазовых траекторий отражают совместные изменения во времени значений исследуемого процесса $\xi(t)$ и его производной $\xi'(t)$. Подобные описания, начиная с работ А. Пуанкаре [1], широко используются в качественной теории дифференциальных уравнений и задачах классической механики [2], в общей теории колебаний [3, 4] и задачах нелинейной динамики [5, 6]. Особую роль методы фазовой плоскости стали играть в бурно развивающихся исследованиях стохастической динамики [6–8]

и анализе хаотических колебаний в детерминированных системах (теории детерминированного хаоса) [9–11]. На основе фазовой плоскости рассматривается поведение сложных линейных и нелинейных систем, исследуются особенности перестройки фазовых траекторий, предельные циклы, странные аттракторы, области бифуркаций, свойства устойчивости динамических систем.

Важной особенностью большинства подобных исследований является наглядность отображения информации и ясный физический смысл в описании динамики возможных состояний рассматриваемых процессов и систем. Вместе с тем необходимо отметить, что в задачах «понимания» и анализа общей структуры фазовых траекторий до настоящего времени основную роль играют традиционные описательные подходы и методы визуальных, качественных исследований процессов на уровне детерминированных представлений фазовых портретов. Во многих реальных (не идеализированных) задачах при исследовании случайных изменений состояний систем и анализе случайных данных это заметно ограничивает области практического использования общих методов фазового пространства.

Цель данной работы — рассмотреть возможности и выделить характерные особенности представления на фазовой плоскости непрерывных случайных процессов; выполнить исследования вероятностной структуры фазовых траекторий на уровне количественных характеристик, отражающих основные особенности вероятностного поведения выборочных функций исследуемых процессов. Такой подход, в свою очередь, позволяет повысить информативность исследований случайных функций и дополнить типовые методы описатель-

ного, качественного анализа фазовых траекторий методами детального количественного исследования вероятностной структуры процессов.

Фазовая плоскость и фазовые траектории

Для рассмотрения особенностей структуры фазовых траекторий предположим, что при исследованиях некоторой динамической системы ее поведение в произвольный момент времени t характеризуется состоянием $\xi(t)$ и скоростью изменения этого состояния $\xi'(t) = d\xi(t)/dt$. Состояние системы $\xi(t)$, вообще говоря, может изменяться случайным образом и, следовательно, функции $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ при общем подходе должны рассматриваться как некоторые случайные процессы. Если значения отдельных реализаций таких функций $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ на рассматриваемом интервале $t \in [t_0, t_0 + T]$ интерпретировать как координаты точки на плоскости $(\xi, \xi') = (\xi(t), \xi'(t))$, то векторный процесс $\{\xi(t), \xi'(t)\}$ геометрически можно представить в виде семейства траекторий, поведение которых отражает особенности изменений во времени выборочных функций процесса $\xi(t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$. Плоскость (ξ, ξ') является при этом плоскостью состояний исследуемой системы или фазовой плоскостью процесса $\xi(t)$, а движение изображающей точки M с координатами $(\xi(t), \xi'(t))$ при изменении параметра от t_0 до $t_0 + T$ описывает изменения фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ процесса $\xi(t)$.

Для более наглядного представления на рис. 1 показаны выборочная функция $\xi(t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$ непрерывного случайного процесса $\xi(t)$ и характер изменения соответствующей ей траектории $L(\xi, \xi'; t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$ на фазовой плоскости $(\xi, \xi') = (\xi(t), \xi'(t))$. Цифрами 1, 2, ..., 9 отмечены особые точки траекторий, соответствующие характерным значениям $\xi(t)$ в последовательные моменты времени t_1, t_2, \dots, t_9 .

Из приведенного рисунка видно, что фазовая траектория $L(\xi, \xi'; t)$ описывает одновременные изменения во времени значений $\xi(t)$ и $\xi'(t)$, отра-

жает все особые точки реализации исследуемого процесса $\xi(t)$ и дополнительно к этому дает информацию о скорости $\xi'(t)$ изменений состояния $\xi(t)$ в любой момент времени t на интервале $t \in [t_0, t_0 + T]$. Кроме того, характерным свойством фазовой плоскости является то, что появление каждой из выделенных особых точек реализации $\xi(t)$ отображается на плоскости (ξ, ξ') соответствующим пересечением осей $o\xi$ и $o\xi'$ фазовой траекторией $L(\xi, \xi'; t)$.

Моменты появления положительных и отрицательных выбросов (точки 1, 5, 9) траектории $\xi(t)$ на нулевом уровне $\xi(t) = 0$ отображаются соответствующими пересечениями оси $o\xi'$ и переходом фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ из одной полуплоскости в другую. При значениях $\xi(t) > 0$ локальные экстремумы (точки 2, 3, 4) реализации $\xi(t)$ связаны с пересечениями траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ оси $o\xi$ в правой полуплоскости (ξ, ξ') . При отрицательных значениях реализации $\xi(t) < 0$ локальные экстремумы (точки 6, 7, 8) отображаются пересечениями фазовой траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ оси $o\xi$ в левой полуплоскости (ξ, ξ') .

Если в качестве наиболее простого примера рассмотреть обычное гармоническое колебание (рис. 2)

$$x(t) = A_0 \cos(\omega_0 t + \phi_0),$$

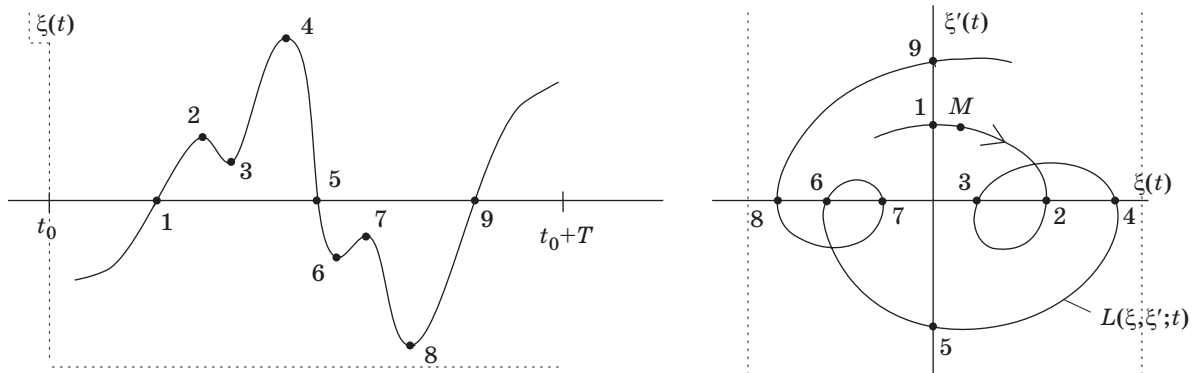
то изменения его производной будут характеризоваться функцией

$$x'(t) = dx(t)/dt = -A_0 \omega_0 \sin(\omega_0 t + \phi_0),$$

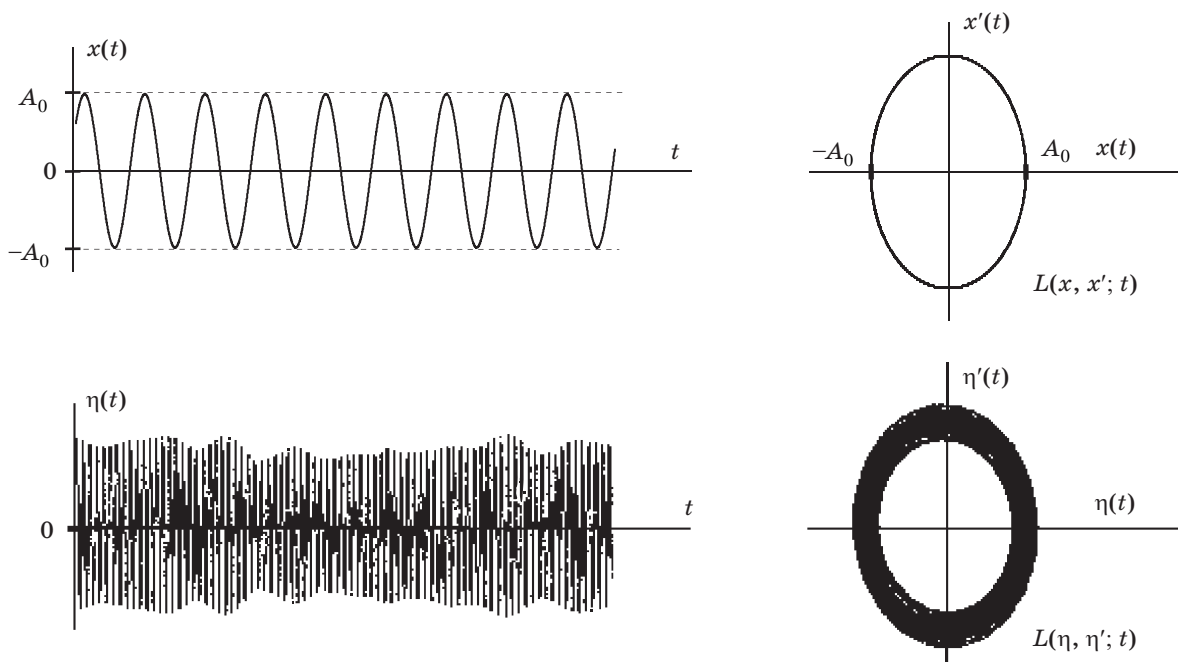
а представление такого колебания на фазовой плоскости $(x(t), x'(t))$ в общем случае будет описываться уравнением эллипса

$$\left(\frac{x(t)}{A_0}\right)^2 + \left(\frac{x'(t)}{A_0 \omega_0}\right)^2 = 1.$$

Детерминированные модели процессов и систем всегда приводят к детерминированным представлениям фазовых траекторий.



■ Рис. 1. Отдельная реализация непрерывного случайного процесса и ее отображение на фазовой плоскости



■ Рис. 2. Фазовые траектории простых колебательных процессов

При рассмотрении ситуации, когда на гармоническое колебание $\xi(t)$ накладываются случайные флуктуационные помехи $\zeta(t)$, результирующий процесс $\eta(t) = x(t) + \zeta(t)$ будет сопровождаться случайными изменениями амплитуды. На фазовой плоскости (η, η') эти изменения приводят к соответствующим флуктуационным изменениям компонент — состояния $\eta(t)$ и скорости $\eta'(t)$, и, как следствие, к флуктуационному «размытию» фазовых траекторий $L(\eta, \eta'; t)$ (см. рис. 2).

Таким образом, информация о структуре непрерывных случайных функций $\zeta(t)$ может быть достаточно наглядно представлена в геометрической форме в виде отображений процесса $\zeta(t)$ в фазовом пространстве (ξ, ξ') . Характер поведения фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ непосредственно связан при этом с особенностями поведения выборочных функций $\zeta(t), t \in [t_0, t_0 + T]$ рассматриваемого процесса. Сопоставление особых точек 1, 2, ..., 9 на реализации $\zeta(t)$ и соответствующей ей фазовой траектории (см. рис. 1) показывает взаимную связь и характерные различия в отображениях детальной структуры исследуемого процесса.

Числовые характеристики фазовых траекторий

Задачи представления и исследования случайных процессов на фазовой плоскости требуют рассмотрения разнообразных структур фазовых траекторий. Для их описания, сравнения и обще-

го анализа, помимо визуальных и качественных показателей, необходимо также иметь и количественные характеристики, отражающие особенности вероятностного поведения фазовых траекторий при различных моделях исследуемых процессов. В качестве таких характеристик принципиально могут быть использованы характеристики типа «пересечений уровней» [12] или характеристики выбросов случайных процессов [13].

Из общих свойств фазовой плоскости видно, что для фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ каждое пересечение координатных осей $-\xi_0\xi'$ и $-\xi'_0\xi$ на плоскости (ξ, ξ') связано с наличием определенного вида особой точки реализации $\xi(t), t \in [t_0, t_0 + T]$ исследуемого процесса (см. рис. 1). В свою очередь особые точки выборочных функций $\zeta(t), t \in [t_0, t_0 + T]$ позволяют описывать детальную вероятностную структуру процессов $\zeta(t)$. Следовательно, по аналогии с характеристиками выбросов для непрерывных случайных процессов $\zeta(t)$ могут быть определены характеристики пересечений уровней в задачах анализа структуры фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$.

Рассмотрим более подробно характерные особенности поведения выборочной функции $\zeta(t), t \in [t_0, t_0 + T]$ непрерывного случайного процесса $\xi(t)$ и поведение соответствующей ей траектории $L(\xi, \xi'; t)$ на плоскости (ξ, ξ') . На рис. 1 несложно заметить, что при математическом ожидании процесса $m_\xi = M\{\xi(t)\} = 0$ фазовая траектория $L(\xi, \xi'; t)$ пересекает полуось $o\xi'$ в те моменты времени t_i , когда функция $\zeta(t)$ пересекает нулевой

уровень снизу вверх, т. е. в моменты появления положительного выброса процесса $\xi(t)$ над уровнем $H = m_\xi = 0$ (точки 1 и 9). Если воспользоваться результатами общей теории выбросов [12, 13], то для среднего числа пересечений $N_L(o\xi', T)$ фазовой траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ полуоси $o\xi'$ на интервале времени $t \in [t_0, t_0 + T]$ получим общую формулу

$$N_L(o\xi', T) = N_\xi^+(0, T) = \int_{t_0}^{t_0+T} dt \int_0^\infty \xi' p(0, \xi'; t) d\xi', \quad (1)$$

где $p(0, \xi'; t) = p(\xi(t), \xi'(t))|_{\xi(t)=0}$ — совместная плотность вероятностей для значений $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ при условии $\xi(t) = m_\xi = 0$.

По аналогии с этим подходом среднее число пересечений $N_L(-\xi'o, T)$ фазовой траекторией $L(\xi, \xi'; t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$ полуоси $-\xi'o$ будет совпадать со средним числом отрицательных выбросов процесса $\xi(t)$ на уровне $H = m_\xi = 0$, и для этой величины можно записать

$$N_L(-\xi'o, T) = N_\xi^-(0, T) = - \int_{t_0}^{t_0+T} dt \int_{-\infty}^0 \xi' p(0, \xi'; t) d\xi'. \quad (2)$$

Выходы реализации $\xi(t)$ за уровень $H = 0$ (точки 1 и 9) и входы $\xi(t)$ под уровень $H = m_\xi = 0$ (точка 5) приводят к переходу фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ из левой полуплоскости $\xi(t) < 0$ в правую полуплоскость $\xi(t) > 0$ и, соответственно, из правой полуплоскости в левую. При исследовании случайных процессов $\xi(t)$ такие переходы происходят с различной скоростью. На фазовой плоскости (ξ, ξ') координаты точек 1, 5, 9 при $\xi(t) = 0$ дают наглядную информацию о значениях производной $\xi'(t)$ в моменты пересечения траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ оси $-\xi'o\xi'$, т. е. непосредственно отображают скорость нарастания и положительных (точки 1, 9), и отрицательных (точка 5) выбросов процесса $\xi(t)$.

Общее поведение траектории $L(\xi, \xi'; t)$ в правой полуплоскости при $\xi(t) > 0$ описывает характерные особенности положительных выбросов процесса $\xi(t)$ над уровнем $H = m_\xi = 0$. В левой полуплоскости при $\xi(t) < 0$ структура фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ отражает особенности поведения отрицательных выбросов процесса $\xi(t)$.

Моменты пересечений фазовой траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ оси абсцисс $-\xi'o\xi'$ связаны с моментами появления локальных экстремумов (максимумов и минимумов) выборочной функции $\xi(t)$. При этом общая структура фазовых траекторий (см. рис. 1) показывает, что в моменты локальных максимумов реализации $\xi(t)$ изображающая точка M пересекает на фазовой плоскости (ξ, ξ') ось абсцисс сверху вниз (точки 2, 4, 7), а в моменты

локальных минимумов пересечение оси $-\xi'o\xi'$ происходит снизу вверх (точки 3, 6, 8). Нахождение среднего числа таких пересечений можно выполнить на основе общих результатов [12, 13] для вычисления числа максимумов, минимумов и числа экстремальных значений случайного процесса.

Так, в частности, общее число пересечений оси абсцисс $-\xi'o\xi'$ траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ определяется общим числом экстремальных значений реализации $\xi(t)$ на рассматриваемом интервале времени $t \in [t_0, t_0 + T]$:

$$N_L(-\xi'o\xi, T) = N_{\text{ext}}(T) = \int_{t_0}^{t_0+T} dt \int_{-\infty}^\infty |\xi''| p(0, \xi''; t) d\xi'', \quad (3)$$

где $p(0, \xi''; t) = p(\xi'(t), \xi''(t))|_{\xi'(t)=0}$.

Среднее число экстремумов (3) может совпадать со средним числом выбросов лишь для наиболее простой структуры рассматриваемых процессов (см. рис. 1), например для фазовых траекторий $L(x, x'; t)$ гармонического колебания $x(t)$ и фазовых траекторий $L(\eta, \eta'; t)$ узкополосного процесса $\eta(t)$, когда каждый выброс сопровождается лишь одним экстремальным значением. Расширение спектрального состава исследуемых процессов $\xi(t)$ усложняет общую структуру выборочных функций, и на фазовых траекториях $L(\xi, \xi'; t)$ появляются дополнительные особые точки — дополнительные пересечения оси $-\xi'o\xi'$.

Если при описании рассматриваемых процессов $\xi(t)$ ввести отношение

$$\frac{N_L(-\xi'o\xi, T)}{N_L(-\xi'o\xi', T)} = \frac{N_{\text{ext}}(T)}{N_\xi(0, T)} = k, \quad (4)$$

то коэффициент k может быть использован в качестве удобной характеристики сложности для структуры фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$. По своему физическому смыслу такой коэффициент отражает среднее количество экстремальных значений, приходящихся на один положительный или отрицательный выброс функции $\xi(t)$.

В соответствии с результатами (1)–(3) коэффициент сложности (4) будет определяться общей формулой

$$k = \frac{N_L(-\xi'o\xi, T)}{N_L(-\xi'o\xi', T)} = \frac{\int_{-\infty}^\infty |\xi''| p(0, \xi''; t) d\xi''}{\int_{-\infty}^\infty |\xi'| p(0, \xi'; t) d\xi'}. \quad (5)$$

Для широкополосных случайных процессов $\xi(t)$, как правило, выполняется неравенство $N_{\text{ext}}(T) \geq N_\xi(0, T)$, $k > 1$. При переходе к анализу простых гармонических колебаний $k = 1$.

Рассматривая общую структуру фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$, можно дополнительно определить вероятность нахождения и среднюю длительность нахождения траектории $L(\xi, \xi'; t)$ в правой полуплоскости:

$$P\{L(\xi, \xi'; t) \in [\xi(t) \geq 0]\} = P\{\xi(t) \geq 0\} = \int_0^\infty p_\xi(\xi; t) d\xi;$$

$$T_L^+(0) = TP\{\xi(t) \geq 0\} = T \int_0^\infty p_\xi(\xi; t) d\xi. \quad (6)$$

Эти результаты с учетом формул (1) и (2) позволяют найти среднюю длительность положительных выбросов $\bar{\tau}_L^+(0)$ и среднюю длительность отрицательных выбросов $\bar{\tau}_L^-(0)$ фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ на уровне $\xi(t) = m_\xi = 0$:

$$\bar{\tau}_L^+(0) = \int_0^\infty p_\xi(\xi; t) d\xi / N_\xi^+(0, 1);$$

$$\bar{\tau}_L^-(0) = \left[1 - \int_0^\infty p_\xi(\xi; t) d\xi \right] / N_\xi^-(0, 1). \quad (7)$$

Приведенные результаты (1)–(7) показывают возможность вероятностного анализа детальной структуры непрерывных случайных процессов при их отображении на фазовой плоскости. Рассмотренные при этом числовые характеристики (1)–(7) являются достаточно общими, они однозначно связаны с характеристиками выбросов [12, 13] и позволяют не только описать качественные изменения структуры исследуемых процессов, но и выполнить количественный анализ вероятностных свойств фазовых траекторий.

Фазовые траектории случайных гауссовых процессов

В задачах обработки информации модели гауссовых процессов занимают особое положение и часто используются в качестве основной «рабочей» модели. Такая модель относится к классу наиболее распространенных при описании сигналов, помех и флюктуационных явлений в статистической физике, радиофизике и радиотехнике. Она широко используется в задачах распознавания образов, задачах технической и медицинской диагностики, задачах анализа систем телеметрии, локации, навигации и связи. Учитывая все эти особенности, конкретизируем числовые характеристики (1)–(7) фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ для такого класса вероятностных моделей.

Предположим, что исследуемый случайный процесс $\xi(t)$ является непрерывным стационарным гауссовым процессом с математическим

ожиданием $m_\xi = M\{\xi(t)\} = 0$ и некоторой корреляционной функцией общего вида

$$R_\xi(\tau) = \sigma_\xi^2 r(\tau), \quad \sigma_\xi^2 = R_\xi(0) < \infty. \quad (8)$$

Помимо этого, для рассмотрения фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ будем предполагать, что $\xi(t)$ относится к классу дважды дифференцируемых процессов, и, следовательно, наряду с условием непрерывности (8) выполняются необходимые условия дифференцируемости

$$-R_\xi''(0) = -\left. \frac{d^2}{d\tau^2} R_\xi(\tau) \right|_{\tau=0} < \infty;$$

$$R_\xi^{(4)}(0) = \left. \frac{d^4}{d\tau^4} R_\xi(\tau) \right|_{\tau=0} < \infty. \quad (9)$$

Вычисление основных характеристик фазовых траекторий связано с предварительным нахождением совместных распределений $p(\xi, \xi'; t)$ и $p(\xi', \xi''; t)$ для значений $\xi(t)$ и его производных $\xi'(t)$ и $\xi''(t)$ в совпадающие моменты времени. Для модели гауссовых процессов такие распределения находятся достаточно просто [13]. Так, если одномерная плотность вероятностей процесса $\xi(t)$ имеет вид

$$p_\xi(\xi; t) = \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma_\xi^2}} \exp\left(-\frac{\xi^2}{2\sigma_\xi^2}\right), \quad (10)$$

то совместная плотность вероятностей для значений $\xi(t)$ и $\xi'(t) = d\xi(t)/dt$ записывается как

$$p(\xi, \xi'; t) = p_\xi(\xi; t) p_{\xi'}(\xi'; t) = \frac{1}{2\pi\sigma_\xi\sigma_1} \exp\left(-\frac{\xi^2}{2\sigma_\xi^2} - \frac{\xi'^2}{2\sigma_1^2}\right), \quad (11)$$

где $\sigma_1^2 = \sigma_\xi^2 = -\left. \frac{d^2 R_\xi(\tau)}{d\tau^2} \right|_{\tau=0} = -R_\xi''(0)$ — дисперсия

производной $\xi'(t)$.

Результат (11) непосредственно следует из общих свойств устойчивости гауссовых распределений при линейных преобразованиях (в данном случае при дифференцируемости) и известного свойства некоррелированности значений $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ для стационарных процессов.

По аналогии с формулой (11) может быть определена и совместная плотность вероятностей для значений первой и второй производных рассматриваемого процесса:

$$p(\xi', \xi''; t) = \frac{1}{2\pi\sigma_1\sigma_2} \exp\left(-\frac{\xi'^2}{2\sigma_1^2} - \frac{\xi''^2}{2\sigma_2^2}\right), \quad (12)$$

где $\sigma_2^2 = \sigma_{\xi''}^2 = \frac{d^4 R_{\xi}(\tau)}{d\tau^4} \Big|_{\tau=0} = R_{\xi}^{(4)}(0)$ — дисперсия

процесса $\xi''(t)$.

Выражения (10)–(12) являются достаточными исходными данными для вычисления основных характеристик (1)–(7) и описания структуры фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ в явной форме.

Вход траектории $L(\xi, \xi'; t), t \in [t_0, t_0 + T]$ в правую полуплоскость $\xi(t) > 0$ может происходить только за счет пересечения изображающей точкой M полуоси $o\xi'$ на фазовой плоскости (ξ, ξ') (см. рис. 1). Среднее число таких пересечений определяется формулой (1) и для гауссовых процессов после интегрирования, с учетом выражения (11), равно

$$N_L(o\xi', T) = N_{\xi}^+(0, T) = \frac{T}{2\pi} [-r''(0)]^{1/2}. \quad (13)$$

Выходы фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t), t \in [t_0, t_0 + T]$ в левую полуплоскость $\xi(t) < 0$ связаны с отрицательными выбросами реализации $\xi(t)$ на уровне $H = m_{\xi} = 0$ и происходят за счет пересечений изображающей точкой M полуоси $-\xi'o$ по часовой стрелке. По аналогии с выражением (13) среднее число таких пересечений

$$\begin{aligned} N_L(-\xi'o, T) &= N_{\xi}^-(0, T) = \\ &= N_L(o\xi', T) = \frac{T}{2\pi} [-r''(0)]^{1/2}. \end{aligned} \quad (14)$$

В моменты входов траектории $L(\xi, \xi'; t)$ в правую полуплоскость $\xi(t) > 0$ и в моменты выходов значение производной $\xi'(t)$, согласно результатам работы [13], будет описываться условной плотностью вероятностей

$$\begin{aligned} p(\xi'_0 | \xi = 0) &= \frac{|\xi'_0|}{2\sigma_1^2} \exp\left(-\frac{\xi_0'^2}{2\sigma_1^2}\right), \\ \xi'_0 &\in (-\infty, \infty), \end{aligned} \quad (15)$$

где ξ' — значение производной $\xi'(t)$ в моменты t_i пересечений траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ оси $-\xi'o\xi'$ при условии, что $\xi(t_i) = 0$, а входящая в формулу (15) величина σ_1^2 соответствует дисперсии производной:

$$\sigma_1^2 = \sigma_{\xi'}^2 = M\left\{[\xi'(t)]^2\right\} = -R_{\xi}''(0) = -\sigma_{\xi}^2 r''(0). \quad (16)$$

Результаты (15) и (16) позволяют определить наиболее вероятные значения производной ξ'_0 , при которых траектория $L(\xi, \xi'; t)$ пересекает на фазовой плоскости (ξ, ξ') ось $-\xi'o\xi'$:

$$\xi'_0 = \pm \sigma_{\xi} \sqrt{-r''(0)} = \pm \sigma_1. \quad (17)$$

Величина σ_1 , как это следует из соотношений (16) и (17), определяется спектрально-корреляци-

онными свойствами процесса $\xi(t)$ и характеризует наиболее вероятные значения скорости перехода траектории $L(\xi, \xi'; t)$ из одной полуплоскости (ξ, ξ') в другую.

Пересечения фазовой траекторией $L(\xi, \xi'; t)$ оси абсцисс $-\xi'o\xi$ совпадают с моментами появления локальных экстремумов выборочной функции $\xi(t)$. Следовательно, пользуясь формулами (3) и (12), для среднего числа пересечений $N_L(o\xi, T)$ полуоси $o\xi$ и среднего числа пересечений $N_L(-\xi'o, T)$ полуоси $-\xi'o$ функцией $L(\xi, \xi'; t), t \in [t_0, t_0 + T]$ получим

$$\begin{aligned} N_L(o\xi, T) &= N_L(-\xi'o, T) = \frac{1}{2} N_{\text{ext}}(T) = \\ &= \frac{T}{2\pi} \left[\frac{r^{(4)}(0)}{-r''(0)} \right]^{1/2}. \end{aligned} \quad (18)$$

Если теперь для фазовой траектории $L(\xi, \xi'; t)$ рассмотреть характеристики длительностей положительных и отрицательных выбросов, то предварительно нужно заметить, что гауссовы процессы обладают симметричным относительно оси $\xi = m_{\xi} = 0$ распределением и, следовательно:

$$\int_{-\infty}^0 p_{\xi}(\xi; t) d\xi = \int_0^{\infty} p_{\xi}(\xi; t) d\xi = \frac{1}{2}.$$

С учетом этого свойства формулы (7), (13) и (14) позволяют определить среднюю длительность выбросов фазовой траектории на уровне $\xi(t) = m_{\xi} = 0$:

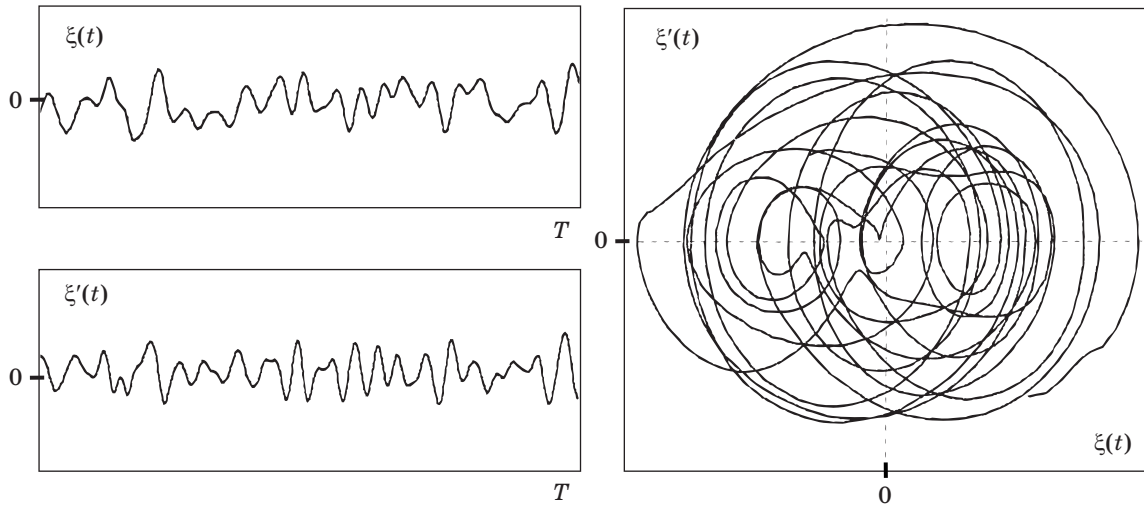
$$\bar{\tau}_L^+(0) = \bar{\tau}_L^-(0) = \pi [-r''(0)]^{-1/2}. \quad (19)$$

Результаты (10)–(19), по существу, полностью отражают характерные особенности фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ гауссовых процессов. Они позволяют определять на фазовой плоскости (ξ, ξ') основные числовые характеристики и справедливости для описания процессов $\xi(t)$ с различными спектрально-корреляционными свойствами. При вычислении характеристик в основных формулах (13)–(19) достаточно подставить значения производных $-r''(0)$ и $r^{(4)}(0)$ от нормированной корреляционной функции $r(\tau) = \sigma_{\xi}^{-2} R_{\xi}(\tau)$. Эти значения непосредственно связаны с дисперсиями производных $\xi'(t)$ и $\xi''(t)$ исследуемого процесса:

$$\begin{aligned} \sigma_{\xi'}^2 &= -R_{\xi}''(0) = -\sigma_{\xi}^2 r''(0); \\ \sigma_{\xi''}^2 &= R_{\xi}^{(4)}(0) = \sigma_{\xi}^2 r^{(4)}(0), \end{aligned} \quad (20)$$

и для моделей гауссовых процессов $\xi(t)$ являются основными величинами, влияющими на структуру фазовых траекторий.

В соответствии с определением (4), (5), для гауссовых моделей $\xi(t)$ через дисперсии производ-



■ **Рис. 3.** Выборочная функция $\xi(t)$ широкополосного гауссова процесса, поведение ее производной $\xi'(t)$ и структура фазовых траекторий

ных (20) выражается и коэффициент сложности общей структуры функций $L(\xi, \xi'; t)$:

$$k = \frac{N_{\text{ext}}(T)}{N_{\xi}(0, T)} = \frac{\left[\frac{r^{(4)}(0)}{-r''(0)} \right]^{1/2}}{\left[-r''(0) \right]^{1/2}} = \frac{\left(r^{(4)}(0) \right)^{1/2}}{-r''(0)} = \frac{\sigma_{\xi} \sigma_{\xi''}}{\sigma_{\xi'}^2}. \quad (21)$$

В качестве простой иллюстрации на рис. 3 показан характер отдельной реализации $\xi(t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$ стационарного широкополосного гауссова процесса, особенности изменения ее производной $\xi'(t)$ и структура фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ на плоскости (ξ, ξ') .

Полезно здесь подчеркнуть, что при исследованиях гауссовых процессов $\xi(t)$ во многих задачах интерес представляет зависимость характеристик вероятностной структуры фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ непосредственно от спектрально-корреляционных свойств процесса $\xi(t)$. В данном случае эта зависимость определяется параметром

$$-r''(0) = \sigma_1^2 / \sigma_{\xi}^2 = \int_0^{\infty} \omega^2 S_{\xi}(\omega) d\omega \Big/ \int_0^{\infty} S_{\xi}(\omega) d\omega = \lambda_2. \quad (22)$$

При широкополосных процессах $\xi(t)$, когда спектральная плотность $S_{\xi}(\omega)$ сосредоточена в окрестностях частоты $\omega_0 = 0$, а корреляционная функция имеет вид $R_{\xi}(\tau) = \sigma_{\xi}^2 r(\tau) = \sigma_{\xi}^2 \rho(\tau)$, где $\rho(\tau)$ — некоторая монотонно убывающая функция τ , значение спектрального момента λ_2 полностью определяется эффективной шириной $\Delta\omega_s$

и коэффициентом формы спектральной плотности [12, 13]

$$\lambda_2 = -R_{\xi}''(0) / \sigma_{\xi}^2 = -\rho''(0) = \alpha^2 \Delta\omega_s^2. \quad (23)$$

Для нескольких типовых моделей функций $R_{\xi}(\tau)$ и $S_{\xi}(\omega)$ в таблице приведены значения всех основных параметров, необходимых для вероятностного анализа фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ широкополосных процессов $\xi(t)$.

Если исследуемый гауссов процесс $\xi(t)$ относится к классу узкополосных и его корреляционная функция $R_{\xi}(\tau)$ имеет вид

$$R_{\xi}(\tau) = \sigma_{\xi}^2 r(\tau) = \sigma_{\xi}^2 \rho(\tau) \cos \omega_0 \tau, \quad \omega_0 \gg \Delta\omega_s, \quad (24)$$

то значение спектрального момента

$$\lambda_2 = -R_{\xi}''(0) / \sigma_{\xi}^2 = \omega_0^2 - \rho''(0) = \omega_0^2 + \alpha^2 \Delta\omega_s^2. \quad (25)$$

Иначе говоря, как и следовало ожидать при рассмотрении узкополосных случайных процессов $\xi(t)$, на вероятностную структуру фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$, помимо формы и ширины спектра, существенное влияние оказывает средняя частота спектральной плотности $S_{\xi}(\omega)$.

С учетом приведенных результатов (22)–(25) характеристики (13)–(21) позволяют в различных по своему содержанию задачах выполнять детальный вероятностный анализ структуры гауссовых процессов и исследовать влияние спектрально-корреляционных свойств на поведение случайно-го процесса $\xi(t)$ в фазовом пространстве (ξ, ξ') .

При более общем подходе к исследованиям вероятностных свойств процессов $\xi(t)$, для фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ на плоскости (ξ, ξ') могут задаваться некоторые пороговые уровни или

■ Значения основных параметров для анализа фазовых траекторий типовых моделей гауссовых процессов

Функция $R(\tau)$	Функция $S(\omega)$	Параметр			
		$-r''(0)$	$r^{(4)}(0)$	$\Delta\omega_3$	α
$e^{-\alpha\tau^2}$	$\sqrt{\frac{\pi}{\alpha}} \exp\left(-\frac{\omega^2}{4\alpha}\right)$	2α	$12\alpha^2$	$2\sqrt{\pi\alpha}$	$\frac{1}{\sqrt{2\pi}}$
$\frac{\sin(\Delta\omega\tau/2)}{\Delta\omega\tau/2}$	$\frac{2\pi}{\Delta\omega}$ при $ \omega \leq \frac{\Delta\omega}{2}$ 0 при $ \omega > \frac{\Delta\omega}{2}$	$\frac{1}{3}\left(\frac{\Delta\omega}{2}\right)^2$	$\frac{1}{5}\left(\frac{\Delta\omega}{2}\right)^4$	$\Delta\omega$	$\frac{1}{\sqrt{12}}$
$\left[1 + \alpha\left \tau\right + \frac{1}{3}(\alpha\tau)^2\right] e^{-\alpha \tau }$	$\frac{16\alpha^5}{3(\alpha^2 + \omega^2)^3}$	$\frac{1}{3}\alpha^2$	α^4	$\frac{3}{8}\pi\alpha$	$\frac{8}{3\sqrt{3}\pi}$
$\left[1 + (\alpha\tau)^2\right]^{-1}$	$\frac{\pi}{\alpha} \exp\left(-\frac{ \omega }{\alpha}\right)$	$2\alpha^2$	$24\alpha^4$	2α	$\frac{1}{\sqrt{2}}$

определенные области допустимых значений и, в соответствии с условиями решаемых задач, могут, например, рассматриваться характеристики выходов фазовых траекторий за заданный уровень, скорости выходов, вероятности и длительности нахождения процессов в заданных областях допустимых значений для $\xi(t)$ и $\zeta'(t)$.

Общая структура фазовых траекторий

В зависимости от необходимой детальности исследований при рассмотрении случайных процессов интерес могут представлять различные вероятностные характеристики. Выделим здесь основные особенности фазового пространства (ξ, ξ') , которые позволяют получать полезную информацию о вероятностной структуре процессов $\xi(t)$ без анализа количественных характеристик (1)–(7) фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$, из одного их общего вида.

— При исследовании случайных процессов $\xi(t)$ фазовые траектории $L(\xi, \xi'; t)$, как и следовало ожидать, также имеют случайную структуру. На фазовых отображениях (см. рис. 3) отсутствуют замкнутые траектории и не проявляются какие-либо явно выраженные закономерности (предельные циклы). Общее поведение фазовых траекторий определяется характером совместного вероятностного распределения для значений $\xi(t)$ и $\xi'(t)$.

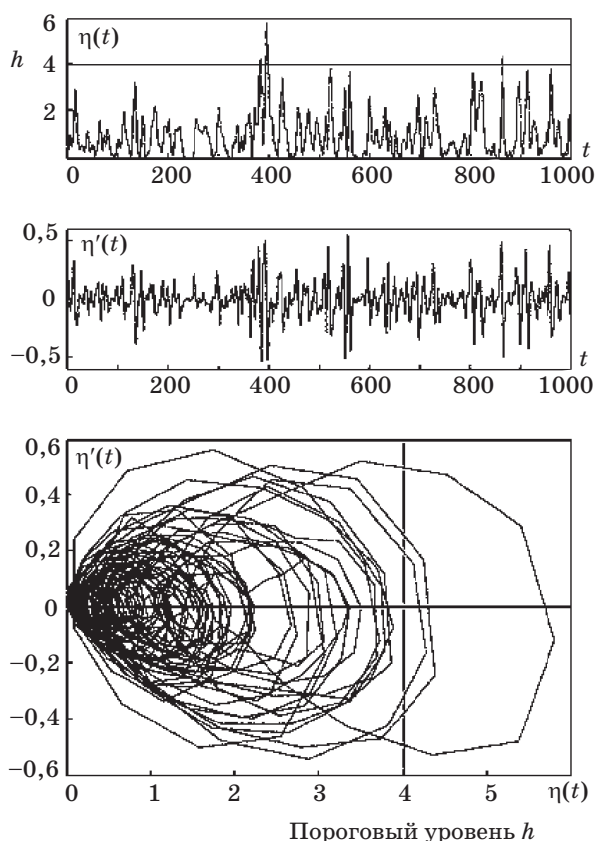
— Расположение фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ относительно координатных осей на плоскости (ξ, ξ') показывает, что значения $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ в совпадающие моменты времени обладают свойством некоррелированности (ортогональности). При исследованиях гауссовых процессов (см. рис. 3) это свойство приводит к общей статистической независимости значений $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ не только в совпадающие моменты времени.

— При возрастании длительности выборочных функций $\xi(t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$ общая структура фазовых отображений позволяет делать приближенные выводы относительно характера плотностей вероятностей случайных процессов $\xi(t)$ и $\xi'(t)$, выполнять приближенное оценивание дисперсий и вероятностей нахождения значений $\xi(t)$ и $\xi'(t)$ в определенной области фазового пространства (ξ, ξ') .

— Для стационарных случайных процессов $\xi(t)$ изменения производной $\xi'(t)$ в положительную и отрицательную сторону на фазовой плоскости (ξ, ξ') носят приближенно одинаковый характер. Это показывает, что случайная функция $\xi'(t)$ имеет нулевое математическое ожидание и, кроме того, подтверждает известное свойство симметрии относительно среднего значения плотности вероятностей производной $\xi'(t)$ стационарного процесса $\xi(t)$.

— Общее поведение фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ позволяет наглядно отображать на фазовой плоскости (ξ, ξ') информацию о появлении различных неоднородностей в вероятностной структуре процессов $\xi(t)$, появлении «загрязнений», аномальных значений, изменениях спектральных свойств и структуры производной $\xi'(t)$ исследуемых процессов.

В качестве дополнительной иллюстрации на рис. 4 показаны фазовые траектории $L(\eta, \eta'; t)$, $t \in [t_0, t_0 + T]$ случайного процесса $\eta(t)$ с экспоненциальным распределением. Структура фазового отображения на плоскости (η, η') наглядно характеризует здесь высокую концентрацию (высокую вероятность появления) мгновенных значений процесса $\eta(t)$ в области относительно малых величин и заметное уменьшение вероятностей появления больших значений $\eta(t)$. Общий характер изменения «плотности» фазовых траекторий хорошо согласуется с экспоненциальной



■ **Рис. 4.** Выборочная функция случайного процесса с экспоненциальным распределением и ее отображение на фазовой плоскости

формой плотности вероятностей $p_\eta(\eta; t)$ процесса $\eta(t)$.

В целом выделенные особенности фазового пространства показывают, что при отсутствии аналитических решений отдельные свойства вероятностной структуры процессов $\xi(t)$ могут быть исследованы на качественном уровне по общему виду фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$. Такой подход важен в задачах оперативной обработки данных, задачах экспресс-анализа случайных процессов, задачах телеметрии и мониторинга состояния сложных динамических систем.

Литература

1. **Poincare H.** Sur le Problem des Trois Corps et Les Equations de la Dynamique // Acta. Math. 1890. Vol. 13. P. 1–270.
2. **Арнольд В. И.** Обыкновенные дифференциальные уравнения. — М.: Наука, 1984. — 272 с.
3. **Andronov A. A., Vitt A. A., Khaikin S. E.** Theory of Oscillators. — Oxford: Pergamon Press, 1966.
4. **Landa P. S.** Nonlinear Oscillations and Waves in Dynamical Systems. — Dordrecht – Boston – London: Kluwer Academic Publ., 1996.

Заключение

По существу, представленные в данной работе результаты показывают характерные особенности отображения непрерывных случайных процессов $\xi(t)$ на фазовой плоскости (ξ, ξ') и дают основу для количественного описания вероятностной структуры фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$. Эти результаты позволяют сделать несколько общих выводов.

В задачах обработки и анализа данных представление информации на фазовой плоскости (ξ, ξ') позволяет сформировать фазовое пространство исследуемого случайного процесса $\xi(t)$, в котором дается наглядное отображение информации о состоянии процесса $\xi(t)$ и скорости изменения этого состояния $\xi'(t) = d\xi(t)/dt$ в произвольный момент времени на рассматриваемом интервале $t \in [t_0, t_0 + T]$.

На основе использования методов фазовой плоскости (ξ, ξ') появляются возможности накопления и усреднения выборочных функций, возможности получения дополнительной информации о вероятностных свойствах процесса и возможности отображения информационной структуры случайных процессов «в целом» на выбранном интервале анализа.

По своему содержанию методы количественного описания фазовых траекторий $L(\xi, \xi'; t)$ непосредственно связаны с общей теорией выбросов случайных функций, хотя и используется при этом иная форма представления информации.

Исследования структуры фазовых отображений позволяют выполнять вероятностный анализ особых точек реализаций $\xi(t)$, оценивать экстремальные значения случайных процессов, рассматривать вероятности выхода и скорости выхода функций $\xi(t)$ из области заданных значений.

Все рассмотренные в данной работе числовые характеристики фазовых траекторий относятся к классу «измеряемых» — для многих моделей случайных процессов их удается определить аналитически в явном виде, они имеют наглядную физическую интерпретацию и в задачах обработки информации достаточно просто измеряются аппаратно.

5. **Анищенко В. С.** Сложные колебания в простых системах. — М.: УРСС, 2009. — 312 с.
6. **Анищенко В. С.** и др. Нелинейные эффекты в хаотических и стохастических системах. — М.: Ижевск: ИКИ, 2003. — 544 с.
7. **Ott E.** Chaos in Dynamical Systems. — Cambridge University Press, 1993. — 385 p.
8. **Магницкий Н. А.** Теория динамического хаоса. — М.: ЛЕНАНД, 2011. — 320 с.
9. **Кузнецов С. П.** Динамический хаос. — М.: Физматлит, 2006. — 356 с.
10. **Moon F.** Chaotic Vibrations. — N. Y.: Wiley, 1987. — 312 p.

11. Sprott J. C. *Elegant Chaos: Algebraically Simple Chaotic Flows*. — Singapore: World Scientific Publishing, 2010. — 328 p.
12. Тихонов В. И., Хименко В. И. Проблема пересечений уровней случайными процессами. *Радиофизические приложения // Радиотехника и электроника*. 1998. Т. 43. № 5. С. 501–523.

13. Тихонов В. И., Хименко В. И. Выбросы траекторий случайных процессов. — М.: Наука, 1987. — 304 с.

UDC 519.21:537.86

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.85

Probability Structure of Phase Trajectories of Random Processes

Khimenko V. I.^a, Dr. Sc., Tech., Professor, vih.13@yandex.ru

^aJSC «The Scientific Research and Experimental Centre of Intelligent Technologies “Petrokometa”», 67, B. Morskaya St., 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation

Purpose: We analyze the ways to present random processes on a phase plane, and study the detailed probabilistic structure of phase trajectories at the level of quantitative descriptions. **Results:** Studying continuous random processes has demonstrated the characteristic features of forming a phase space of states. Quantitative characteristics are introduced to describe sample functions. A universal approach is offered to the analysis of probabilistic structure of phase trajectories. On the example of Gausse models, we discussed the influence of spectral-correlation properties of the processes to their phase reflections. **Practical relevance:** The obtained results can increase the information capacity of studying random processes, provide the ways for probabilistic analysis of the general structure of phase presentations, unite the classic methods of phase space with the methods of general theory of level crossings of random functions, and clearly present the data in the problems of collection, transformation and processing of information.

Keywords — Information Processing, Random Processes, Phase Space, Phase Trajectories, Probabilistic Analysis.

References

1. Poincare H. Sur le Problem des Trois Corps et les Equations de la Dynamique. *Acta. Math.*, 1890, vol. 13, pp. 1–270 (In French).
2. Arnold V. I. *Obyknovennyye differentsial'nye uravneniia* [Ordinary Differential Equations]. Moscow, Nauka Publ., 1984. 272 p. (In Russian).
3. Andronov A. A., Vitt A. A., Khaikin S. E. *Theory of Oscillators*. Oxford, Pergamon Press, 1966.
4. Landa P. S. *Nonlinear Oscillations and Waves in Dynamical Systems*. Dordrecht — Boston — London, Kluwer Academic Publ., 1996.
5. Anishchenko V. S. *Slozhnyye kolebaniia v prostykh sistemakh* [Complicated Oscillations in Simple Systems]. Moscow, URSS Publ., 2009. 312 p. (In Russian).
6. Anishchenko V. S., et al. *Nelineinye efekty v khaoticheskikh i stokhasticheskikh sistemakh* [Nonlinear Dynamics of Chaotic and Stochastic Systems]. Moscow — Izhevsk, IKI Publ., 2003. 544 p. (In Russian).
7. Ott E. *Chaos in Dynamical Systems*. Cambridge University Press, 1993. 385 p.
8. Magnitskii N. A. *Teoriia dinamicheskogo khaosa* [Theory of Dynamical Chaos]. Moscow, Lenand Publ., 2011. 320 p. (In Russian).
9. Kuznetsov S. P. *Dinamicheskii khaos* [Dynamical Chaos]. Moscow, Fizmatlit Publ., 2006. 356 p. (In Russian).
10. Moon F. *Chaotic Vibrations*. New York, Wiley, 1987. 312 p.
11. Sprott J. C. *Elegant Chaos: Algebraically Simple Chaotic Flows*. Singapore, World Scientific Publishing, 2010. 328 p.
12. Tikhonov V. I., Khimenko V. I. Level-Crossing Problems in Physics and Radio Engineering: An Overview. *Radiotekhnika i elektronika*, 1998, vol. 43, no. 5, pp. 501–523 (In Russian).
13. Tikhonov V. I., Khimenko V. I. *Vybrosy traektorii sluchainykh protsessov* [Trajectories Emissions of Stochastic Processes]. Moscow, Nauka Publ., 1987. 304 p. (In Russian).

МОДИФИКАЦИЯ ТУРБИДИМЕТРИЧЕСКОГО ВЫСОКОСЕЛЕКТИВНОГО МЕТОДА ДЛЯ ИЗМЕРЕНИЯ БЫСТРОПРОТЕКАЮЩИХ ПРОЦЕССОВ

А. А. Жирнов^а, младший научный сотрудник

С. С. Титов^а, канд. техн. наук

О. Б. Кудряшова^а, доктор физ.-мат. наук

^аИнститут проблем химико-энергетических технологий Сибирского отделения Российской академии наук, Бийск, РФ

Введение: оптические методы, такие как турбидиметрический высокоселективный метод (модификация метода спектральной прозрачности), успешно применяются для измерения дисперсных характеристик аэрозолей. Турбидиметрический высокоселективный метод позволяет определять характеристики дисперсных сред (функцию распределения, концентрацию) в диапазоне от 20 нм до 6 мкм. Однако в реализации метода используется аналитическая функция распределения частиц по размерам (гамма-распределение), имеющая только два параметра, что не всегда адекватно отражает эволюцию нанодисперсных аэрозолей, созданных в результате быстропотекающих процессов (ударно-волновым, импульсным способом), не позволяя адекватно описывать распределение частиц аэрозоля по размерам.

Цель: модификация метода в целях устранения недостатка его реализации на основе замены двухпараметрической функции распределения многопараметрической. **Результаты:** турбидиметрический высокоселективный метод в многопараметрической модификации проверен экспериментально. Обработаны экспериментальные данные для суспензии в кювете (установившийся процесс) и для твердофазного аэрозоля, созданного импульсным способом (быстропотекающий процесс). Сравнивались результаты, полученные с помощью оригинального метода, основанного на применении функции гамма-распределения, и модифицированного метода. В качестве модельных веществ были выбраны суспензия нанодисперсного порошка алюминия марки Alex в ацетоне и аэрозоль мелкодисперсного порошка оксида алюминия (Al_2O_3). Описаны алгоритмы, позволяющие ускорить вычисление функции распределения частиц по размерам. Реализован поиск решения в виде многопараметрической функции распределения частиц по размерам. Дальнейшее развитие метода связано с расширением диапазона измеряемых параметров по диаметру частиц дисперсной среды. Для этого планируется объединить результаты измерений с помощью турбидиметрического высокоселективного метода и метода малоуглового рассеяния, позволяющего измерять дисперсные характеристики в диапазоне от 1 до 100 мкм. Это позволит расширить область применения методов и более адекватно описывать дисперсные параметры в быстропотекающих процессах их генезиса в широком диапазоне размеров частиц — от 20 нм до 100 мкм. **Практическая значимость:** полученная модификация турбидиметрического высокоселективного метода позволяет измерять дисперсности аэрозоля в неустановившихся потоках. В перспективе работа послужит математической основой создания прибора, объединяющего два оптических метода измерений, базирующихся на различных принципах взаимодействия зондирующего излучения с дисперсной средой.

Ключевые слова — аэрозоль, суспензия, гамма-распределение, многопараметрическое распределение, оптимизация, оптический метод, параметры аэрозольных сред, алгоритм.

Введение

Функция распределения частиц по размерам — важнейшая характеристика дисперсных сред. Существует множество методов определения дисперсных характеристик среды, один из эффективных — турбидиметрический высокоселективный метод, не вносящий возмущение в исследуемую среду. Он относится к категории оптических методов измерений и основан на регистрации ослабления излучения дисперсной средой в широком спектре длин волн. Оптическая толщина τ_λ в данном случае — ослабление зондирующего излучения на разных длинах волн дисперсной средой. Принципиальная схема установки, реализующей данный метод, приведена на рис. 1.

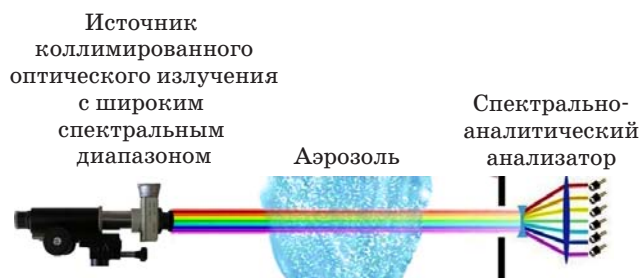
Одна из реализаций метода [1] заключается в нахождении функции распределения частиц по размерам в виде гамма-распределения и решении

обратной задачи оптики аэрозолей путем решения серии прямых задач:

$$f(D) = aD^\alpha \exp^{-\beta D}, \quad (1)$$

где a — нормирующий множитель; D — диаметр частиц; α и β — параметры распределения.

В прямой задаче заданы характеристики падающего потока излучения и свойства вещества



■ Рис. 1. Принципиальная схема установки

частиц; необходимо исследовать особенности рассеяния. В обратной задаче зондирования известными считают характеристики пучка излучения до и после рассеяния; необходимо определить свойства элемента объема вещества, на котором происходило рассеяние. Задачи представляют два разных подхода к одному и тому же явлению, методы решения их существенно различны. Для прямой задачи всегда есть решение, для обратной задачи вопрос существования решения остается открытым. Это общая особенность обратных задач [2].

В предлагаемом подходе [1] при поиске решения происходит перебор параметров α и β до тех пор, пока расчетные значения коэффициента спектральной прозрачности наиболее точно не опишут экспериментальные значения, полученные с помощью спектрометра, т. е. минимизируется функционал:

$$\Omega = \min_{\alpha, \beta} \left\{ \sum_{i=1}^N |k_i^{\text{эксп}} - k_i^{\text{теор}}| \right\},$$

где $k_i^{\text{эксп}} = \frac{\tau_{\lambda_i}^{\text{эксп}}}{\tau_{\lambda_j}^{\text{эксп}}}$ — экспериментально измеренные коэффициенты спектральной прозрачности на разных длинах волн; j — номер нормировочной длины волны;

$$k_i^{\text{теор}} = \frac{\tau_{\lambda_i}^{\text{теор}}}{\tau_{\lambda_j}^{\text{теор}}} = \frac{\int_{D_{\min}}^{D_{\max}} Q\left(\frac{\pi D}{\lambda_i}, m(\lambda_i)\right) D^2 f(D) dD}{\int_{D_{\min}}^{D_{\max}} Q\left(\frac{\pi D}{\lambda_j}, m(\lambda_j)\right) D^2 f(D) dD} \quad (2)$$

— теоретически рассчитанные коэффициенты спектральной прозрачности на разных длинах волн, в которых $Q\left(\frac{\pi D}{\lambda_i}, m(\lambda_i)\right)$ — фактор эффективности ослабления зондирующего излучения, $m(\lambda_i)$ — комплексный показатель преломления измеряемой среды на разных длинах волн.

Постановка задачи

Несмотря на то что гамма-распределение частиц по размерам (1) адекватно описывает реальное распределение в большинстве случаев, существуют ситуации, когда это не так. Например, если аэрозоль образуется в результате разных механизмов и источников или процесс его образования и эволюции отличается высокой скоростью в неустановившихся потоках и т. п. В этих случаях может возникнуть многомодальное распределение частиц аэрозоля по размерам, которое сложно описать аналитической функцией. В настоящей работе предлагается искать

функцию распределения частиц по размерам в виде массива значений. Цель работы — разработка алгоритма поиска многопараметрической функции распределения частиц по размерам и реализация этого алгоритма в виде программы расчета.

Сложность задачи заключается в том, что с увеличением числа параметров [по сравнению с функцией (1), имеющей только два параметра] будет существенно расти время вычислений. Для уменьшения времени расчетов необходимо оптимизировать вычислительный алгоритм.

Для проверки адекватности разработанного алгоритма решения задачи в работе проводятся модельные эксперименты с использованием аэрозоля оксида алюминия, полученного импульсным способом (быстропротекающий процесс), суспензии порошка алюминия в ацетоне (установившийся процесс) и сравнение результатов расчетов, полученных в соответствии с новым (в виде многопараметрической функции) и прежним (в виде аналитической функции) алгоритмом поиска решения.

Алгоритм решения

Для того чтобы функция описывала дисперсные характеристики неустановившихся аэрозольных сред, предлагается искать решение как многопараметрическую функцию распределения частиц по размерам [3] в виде

$$f(D) = \begin{cases} A_1 & \text{при } D \leq D_1 \\ A_2 & \text{при } D_1 < D \leq D_2 \\ A_3 & \text{при } D_2 < D \leq D_3 \\ \dots & \dots \\ A_i & \text{при } D_{i-1} < D \leq D_i \\ \dots & \dots \\ 1 - \sum_i^N A_i & \text{при } D > D_N \end{cases},$$

где A_1, \dots, A_i — параметры функции распределения; N — число элементов массива (параметров) распределения. Часто для описания дисперсных систем используют усредненную характеристику D_{32} — средний объемно-поверхностный диаметр. Для N -параметрической функции распределения D_{32} находят по формуле

$$D_{32} = \frac{A_1 D_1^3 + A_2 D_2^3 + \dots + A_i D_i^3 + \left(1 - \sum_i^N A_i\right) D_{i+1}^3}{A_1 D_1^2 + A_2 D_2^2 + \dots + A_i D_i^2 + \left(1 - \sum_i^N A_i\right) D_{i+1}^2},$$

при этом чем больше число параметров, тем точнее результат определения функции распределения частиц. Это приводит к значительному увеличению требований по вычислительным мощностям, поэтому целесообразно оптимизировать алгоритм. В реализации данного метода и для

расчета интеграла (2) мы применяли следующие меры оптимизации (используя работы [4, 5]):

- расчет и сохранение всех теоретически определенных функций распределения в массив вместо расчета для каждого файла эксперимента отдельно;
- сокращение количества используемых длин волн;
- оптимизацию интегрирования;
- изменение количества и типов переменных;
- оптимизацию компилятора и компоновщика IDE;
- группировку данных по одинаковым типам в памяти;
- удаление операций приведения типов;
- предварительный расчет факторов эффективности ослабления.

В результате проведенной оптимизации удалось добиться ускорения вычислений в 5–6 раз (для пятипараметрической функции распределения — до, приблизительно, 40 с).

Следует отметить, что увеличение числа параметров в искомой функции распределения частиц по размерам, с одной стороны, позволяет описать распределение частиц более точно, но, с другой стороны, резко увеличивает объем необходимых вычислений. Следовательно, потребуются дальнейшая оптимизация вычислительных алгоритмов, что планируется в будущих исследованиях.

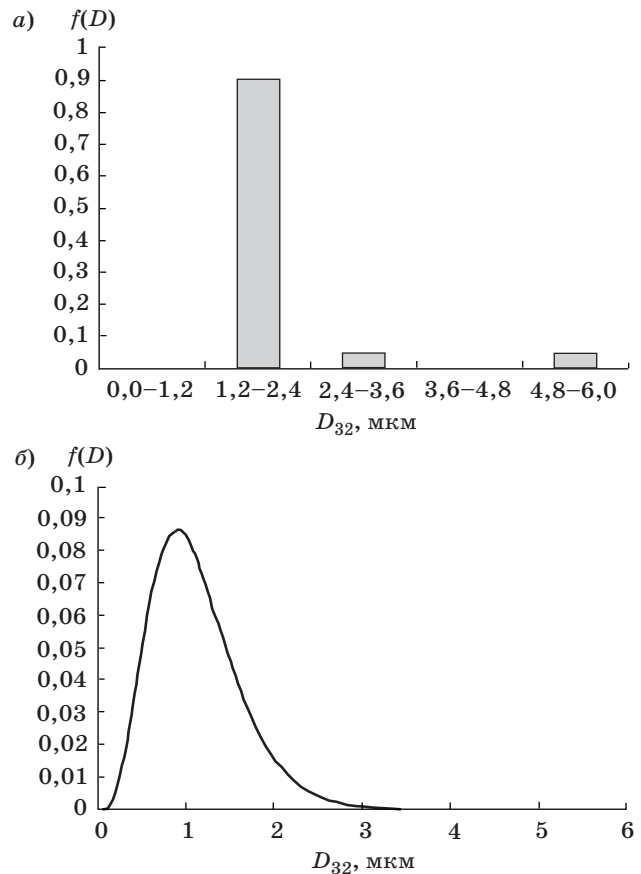
Проверка и тестирование

Для проверки работоспособности предложенного алгоритма в быстропротекающем процессе проведен модельный эксперимент, для которого был выбран мелкодисперсный аэрозоль порошка оксида алюминия (Al_2O_3). Его создавали между источником и приемником зондирующего излучения с помощью пескоструйного пистолета Кратон SBG-01. После обработки результатов эксперимента были получены следующие функции распределения и их параметры (рис. 2, а, б; табл. 1).

Как видно из табл. 1, полученные при разном подходе значения D_{32} близки между собой. Таким образом, обработка результатов эксперимента в случаях использования многопараметрической функции и функции гамма-распределения частиц по размерам дает хорошее согласие

■ **Таблица 1.** Параметры многопараметрической функции и гамма-распределения для аэрозоля Al_2O_3

Массив значений, 5 параметров					D_{32} , мкм	Функция гамма-распределения		D_{32} , мкм
A_1	A_2	A_3	A_4	A_5		α	β	
0	0,9	0,05	0	0,05	1,504	3,9	4,4	1,568



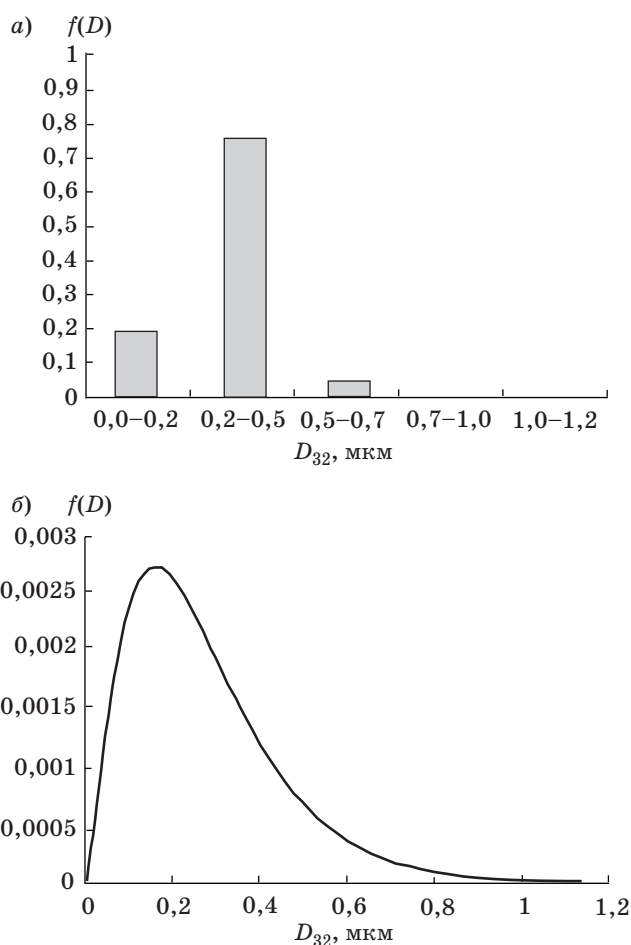
■ **Рис. 2.** Результаты, полученные с использованием многопараметрической функции (а) и гамма-распределения (б) для аэрозоля Al_2O_3

по среднему значению. В то же время на рис. 2, а видно, что многопараметрическая функция распределения частиц по размерам имеет бимодальный характер (в диапазоне от 3,6 до 4,8 мкм частиц не обнаружено, а в следующем диапазоне 4,8–6 мкм они вновь находятся).

Второй эксперимент был проведен для установившегося процесса — зондирующее излучение проходило через кювету с дисперсной системой. В качестве дисперсионной среды был взят ацетон (слабо окисляет алюминий), а в качестве дисперсной фазы — порошок алюминия марки Alex. После обработки результатов эксперимента были получены следующие функции распределения и их параметры (рис. 3, а, б; табл. 2).

■ **Таблица 2.** Параметры многопараметрической функции и гамма-распределения для суспензии порошка алюминия

Массив значений, 5 параметров					D_{32} , мкм	Функция гамма-распределения		D_{32} , мкм
A_1	A_2	A_3	A_4	A_5		α	β	
0,2	0,75	0,05	0	0	0,505	1,4	8,6	0,511



■ **Рис. 3.** Результаты, полученные с использованием многопараметрической функции (а) и гамма-распределения (б) для суспензии порошка алюминия

Из рисунков видно, что решение, полученное с использованием многопараметрической функции и аналитической функции, имеет строгое одномодальное распределение частиц по размерам. Полученные значения D_{32} близки между собой.

Заключение

В ходе выполнения работы был разработан алгоритм определения многопараметрической функции распределения частиц дисперсной среды по размерам. Алгоритм был реализован в виде программы. Проведены эксперименты по измерению дисперсных характеристик аэрозольной среды и суспензии. Как показали расчеты, разработанный алгоритм дает более адекватные

результаты (по сравнению с поиском решения в виде аналитической функции) при обработке данных измерений дисперсности быстротекающего процесса со сложным видом функции распределения частиц по размерам. Реализация алгоритма в виде программы с ее оптимизацией позволила сократить время расчетов примерно в 5–6 раз. В дальнейшем планируется объединить математическую обработку результатов измерений, полученных с помощью метода малоуглового рассеяния [6], с полученными с помощью турбидиметрического высокоселективного метода (реализация в виде поиска многопараметрической функции распределения частиц по размерам). Математическое обобщение рассматриваемых методов позволит получать экспериментальную информацию об оптических свойствах дисперсных сред в широком диапазоне размеров частиц и существенно расширит возможности интерпретации получаемых данных. Разработанный программный комплекс по обработке экспериментальных данных, полученных с помощью двух оптических методов, в дальнейшем послужит основой для создания прибора.

Литература

1. **Титов С. С.** Турбидиметрический высокоселективный метод и быстродействующий измерительный комплекс определения параметров нестационарных многофазных сред: дис. ... канд. техн. наук. — Бийск, 2011. — 153 с.
2. Теоретические и прикладные проблемы рассеяния света / под ред. Б. И. Степанова и А. П. Иванова. — Минск: Наука и техника, 1971. — 487 с.
3. **Жирнов А. А., Ахмадеев И. Р., Кудряшова О. Б.** Параллельные вычисления в методе малоуглового рассеяния // Вестник компьютерных и информационных технологий. 2015. № 8. С. 46–50. doi:10.14489/issn.1810-7206
4. **Steve McConnell.** Code Complete. 2nd ed. — Redmond, Wa.: Microsoft Press, 2004. — 960 p.
5. **Касперски К.** Техника оптимизации программ. Эффективное использование памяти. — СПб.: БХВ-Петербург, 2003. — 464 с.
6. **Ахмадеев И. Р.** Метод и быстродействующая лазерная установка для исследования генезиса техногенного аэрозоля по рассеянию луча в контролируемом объеме: дис. ... канд. техн. наук. — Бийск, 2008. — 86 с.

UDC 519.688, 537.872

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.95

Modification of the Turbidimetric High-Selective Method for Measurement of Fast ProcessesZhirnov A. A.^a, Junior Researcher, toluol_88@mail.ruTitov S. S.^a, PhD, Tech., titov@ipcet.ruKudrjashova O. B.^a, Dr. Sc., Phys.-Math., olgakudr@inbox.ru^aInstitute for Problems of Chemical and Energetic Technologies, Siberian Branch of the RAS, 1, Sotsialisticheskaja St., 659322, Biysk, Russian Federation

Introduction: Optical methods like the turbidimetric high-selective method (modification of the spectral transparency method) are successfully applied to measuring disperse characteristics of aerosols. The turbidimetric high-selective method allows you to define the characteristics of disperse media (distribution function, concentration) in the range from 20 nm to 6 μm . However, this method uses an analytical function of distribution of particles by the sizes (gamma-distribution) which has only two parameters and does not always adequately define the evolution of the nanodisperse aerosols created as a result of a fast process (a shock wave or impulse). **Purpose:** This method should be modified to eliminate the shortcoming of its realization, via replacing the two-parametric distribution function by a multi-parametric one. **Results:** We carried out an experimental check of the turbidimetric high-selective method in its multi-parametric modification. We processed experimental data for suspension in a cuvette (an established process) and for a solid-phase aerosol created by an impulse (a fast process). We compared the results obtained by the original method based on gamma-distribution function with the results obtained by the modified method. As model substances, we chose suspension of nanodisperse powder of aluminum (Alex) in acetone, and aerosol of aluminum oxide fine powder (Al_2O_3). We described algorithms which speed up calculating the function of distribution of particles by their sizes, and searched for a solution in the form of a multi-parametric function of distribution of particles by their sizes. The further development of the method is associated with the expansion of the range of the measured parameters in terms of disperse media particle diameter. For this purpose, we are going to combine the results of the measurements by means of the turbidimetric high-selective method and by means of the method of small-angle scattering which allows you to measure disperse characteristics in the range from 1 to 100 μm . This will make it possible to expand the field of application of these methods and to describe the disperse parameters in more adequately in the fast processes of their genesis over a wide range of particle sizes: from 20 nm to 100 μm . **Practical relevance:** The obtained modification of the turbidimetric high-selective method allows you to measure aerosol dispersion in unsteady streams. In the long term, this work will generate a mathematical basis for the creation of a device combining two optical methods of the measurements based on different principles of interaction between the probing radiation and the disperse media.

Keywords — Aerosol, Suspension, Gamma-Distribution, Multi-Parametric Distribution, Optimization, Optical Method, Parameters of Aerosol Media, Algorithm.

References

1. Titov S. S. *Turbidimetricheskii vysokoselektivnyi metod i bystrodeistvuiushchii izmeritel'nyi kompleks opredeleniia parametrov nestatsionarnykh mnogofaznykh sred.* Dis. kand. tehn. nauk [Turbidimetric Method is Highly Selective and Fast Measurement System of Determining the Parameters of Nonstationary Multiphase Media. PhD tech. sci. diss]. Biysk, 2011. 61 p. (In Russian).
2. *Teoreticheskie i prikladnye problemy rasseianiia sveta* [Theoretical and Applied Problems of Light Scattering]. Minsk, Nauka i tekhnika Publ., 1971. 487 p. (In Russian).
3. Zhirnov A. A., Ahmadeev I. R., Kudrjashova O. B. Parallel Computations in the Small-Angle Scattering Method. *Vestnik komp'yuternykh i informatsionnykh tekhnologii*, 2015, no. 8, pp. 46–50 (In Russian). doi:10.14489/issn.1810-7206
4. Steve McConnel. Code Complete. 2nd ed. Redmond, Wa, Microsoft Press, 2004. 960 p.
5. Kasperski K. *Tekhnika optimizatsii programm. Effektivnoe ispol'zovanie pamiaty* [Technique Optimization Programs. Efficient Use of Memory]. Saint-Petersburg, BHV-Peterburg Publ., 2003. 464 p. (In Russian).
6. Ahmadeev I. R. *Metod i bystrodeistvuiushchaia lazernaia ustanovka dlia issledovaniia genezisa tekhnogennogo aerolia po rasseianiiu lucha v kontroliruemom ob'eme.* Dis. kand. tehn. nauk [Method and High-Speed Laser System for the Study of the Genesis of Man-Made Aerosol Scattering of the Beam in a Controlled Amount. PhD tech. sci. diss]. Biysk, 2008. 86 p. (In Russian).

О СХОДИМОСТИ И УСТОЙЧИВОСТИ РАЗРЯДНОГО МЕТОДА РЕШЕНИЯ СИСТЕМ ЛИНЕЙНЫХ АЛГЕБРАИЧЕСКИХ УРАВНЕНИЙ

А. М. Сергеев^а, старший преподаватель

О. В. Мишура^а, доцент, канд. техн. наук

^аСанкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения, Санкт-Петербург, РФ

Цель: показать основные характеристики разрядного метода решения систем линейных алгебраических уравнений и его модификации, построенные на основе нестационарного итерационного процесса, а также продемонстрировать перспективу их использования для решения плохо обусловленных систем линейных алгебраических уравнений. **Методы:** теоретически обосновывается сходимость, оценивается скорость сходимости как ограниченная снизу геометрической прогрессией со знаменателем, равным норме матрицы перехода. С помощью норм оценивается устойчивость к возмущениям в виде ошибок округления. **Результаты:** на основе анализа большого вычислительного эксперимента делается вывод о нестрогом выполнении для рассмотренных итерационных разрядных методов условия строгого диагонального преобладания в матрице коэффициентов, а также слабой зависимости количества итераций для достижения требуемой точности решения от числа обусловленности системы уравнений. **Практическая значимость:** полученные теоретически и подтвержденные практически результаты показывают перспективность разрядных методов при использовании в специализированных процессорах систем встраиваемого класса.

Ключевые слова — нестационарный итерационный процесс, система линейных алгебраических уравнений, СЛАУ, разрядный метод решения СЛАУ, плохо обусловленные СЛАУ, устойчивость к возмущениям, скорость сходимости.

Введение

Одной из часто решаемых задач, к которой в математической постановке сводится широкий круг прикладных задач, является решение систем линейных алгебраических уравнений (СЛАУ) вида $AX = B$ [1–6].

Традиционный взгляд на применение итерационных методов для решения СЛАУ заключается в том, что они предпочтительны для реализации при распараллеливании, при невысоких требованиях по точности решения, при наличии строгого диагонального преобладания в матрице A , при высоких порядках СЛАУ [6–8]. Однако они представляются малоперспективными из-за существенной зависимости числа итераций от обусловленности матрицы исходной системы уравнений.

Особое место среди итерационных методов решения СЛАУ занимают разрядные итерационные методы [2, 9], решение в которых формируется в виде накапливаемых сумм разрядных приращений. Эти методы существенно отличаются от традиционных и хорошо известных итерационных методов, поскольку в их основе лежит нестационарный итерационный процесс вида

$$X^k = X^{k-1} - H_k(AX^{k-1} - B),$$

где k — номер итерации, а H_k — последовательность диагональных матриц на итерациях.

В настоящей работе рассматриваются основные характеристики базового метода разрядных

формирований неизвестных и его модификации. Результаты решения ряда тестовых СЛАУ с большим числом обусловленности позволяют надеяться на слабую зависимость от него скорости сходимости методов, что существенно расширяет решаемый ими класс задач.

Базовый разрядный метод

Важными характеристиками качества численных методов при обеспечении безусловной сходимости к решению являются [1, 7, 8] сложность (операционный состав, общее число операций, затрачиваемых на вычисления), численная устойчивость (чувствительность к ошибкам округления), точность (обеспечиваемая погрешность вычислений), область сходимости (ограничения на класс решаемых задач).

Базовый итерационный разрядный метод решения СЛАУ, если вектор невязок k -й итерации $\varepsilon^k = AX^k - B$ вычислять через невязки предыдущей итерации, представляется следующим образом [2, 9]:

$$\begin{aligned} X^k &= X^{k-1} - H_k \varepsilon^{k-1}; \\ \varepsilon^k &= \varepsilon^{k-1} - A H_k \varepsilon^{k-1}. \end{aligned}$$

Задача реализации разрядных вычислений сводится к необходимости представления элементов вектора приращений неизвестных $H_k \varepsilon^{k-1}$ в виде основания системы исчисления α в некоторой целой степени. Число и регулярность требуемых действий для выполнения соотношений

итерации определяет выбор вида матрицы \mathbf{H}_k , а операционный состав — ее элементы.

В работе [2] \mathbf{H}_k на итерациях формируется в виде диагональной матрицы $\mathbf{H}_k = \text{diag}(h_{11}^{(k)}, h_{22}^{(k)}, \dots, h_{nn}^{(k)})$ с элементами $h_{ii}^{(k)}$ такими, что $\mathbf{H}_k \varepsilon^{k-1}$ есть основание системы счисления α в целой степени.

Условие сходимости приведенного итерационного процесса — матрица \mathbf{A} со строгим диагональным преобладанием [7]. Из него следует, что норма матрицы перехода $\mathbf{T}_k = \mathbf{E} - \mathbf{H}_k \mathbf{A}$ на k -й итерации $\|\mathbf{T}_k\| \leq \rho < 1$, и процесс сходится.

Скорость сходимости. Вектор ошибки вычисляемого решения $Z^k = X^* - X^k$, где X^* — единственное решение, а X^k — приближение к решению на k -й итерации. Представим вектор ошибки Z^k в виде $Z^k = \mathbf{T}_k Z^{k-1}$. В работах [2, 9] показано, что $Z^k = \mathbf{T}_k \mathbf{T}_{k-1} \mathbf{T}_{k-2} \dots \mathbf{T}_1 Z^0$, а учитывая, что для любого значения k $\|\mathbf{T}_k\| = \rho$, получаем $Z^k = \rho^k Z^0$. Таким образом, последовательность векторов Z^k сходится к нулю со скоростью, которая ограничена снизу геометрической прогрессией со знаменателем ρ , и для решения СЛАУ с точностью ω необходимо выполнить $K \geq \ln(1/\rho) / \ln(1/\omega)$ итераций [2].

Устойчивость вычислительного процесса. Ограниченная разрядная сетка вычислительных средств является в каждом акте вычислений источником ошибки, связанной с округлениями. Пусть X^{k-1} вычислено с ошибкой δ_{k-1} , т. е. вместо точного значения получено $X^{k-1} = X^{k-1} + \delta_{k-1}$. Тогда на k -й итерации получим приближенное значение в виде

$$\begin{aligned} X^k &= X^{k-1} + \delta_{k-1} - \mathbf{H}_k(\mathbf{A}(X^{k-1} + \delta_{k-1}) - B) = \\ &= X^{k-1} - \mathbf{H}_k(\mathbf{A}X^{k-1} - B) + (\mathbf{E} - \mathbf{H}_k \mathbf{A})\delta_{k-1}. \end{aligned}$$

Отсюда следует, что ошибки δ_k и δ_{k-1} связаны уравнением $\delta_k = \mathbf{T}_k \delta_{k-1}$, и метод устойчив, поскольку $\|\mathbf{T}_k\| < 1$.

Окончание вычислительного процесса. Как и ранее, определим вектор ошибки на итерациях как $Z^k = X^* - X^k$. Очевидно, итерационный процесс нужно заканчивать всякий раз, когда некоторая мера ошибки становится достаточно малой, т. е. когда $\|Z^k\| \leq \omega$ либо при выполнении условия $\|Z^k\| \leq v \|Z^0\|$, т. е. при уменьшении вектора начальной ошибки в v раз.

Точное решение X^* заранее неизвестно, значение $\|Z^k\|$ нельзя вычислить непосредственно. Для аппроксимации Z^k обычно применяется вектор невязок ε^k . Есть лучшие способы получения меры относительной и абсолютной ошибок, но они требуют значительных дополнительных вычислительных затрат и дополнительной памяти. При условии сходимости методов более приемлемо использование критерия остановки по величине нормы вектора разности $\Delta X^k = X^k - X^{k-1}$,

который позволяет получить разумную нижнюю оценку ошибки на каждой итерации. Конечно, $\|\Delta X^k\|$ несколько недооценивает $\|Z^k\|$, однако имеется возможность для каждого конкретного применения метода разработать критерий остановки итераций по $\|\Delta X^k\|$, который будет более точно оценивать вектор ошибки [7]. На практике такой способ нашел наиболее широкое применение, поскольку, во-первых, вектор ΔX^k либо непосредственно вычисляется в процессе выполнения итерации (методы Якоби, Рундсона, простой итерации, вариационные), либо его вычисление легко осуществимо; во-вторых, значение $\|\Delta X^k\|$ в ряде случаев применяется как относительный допуск при проверке потери значимости.

Именно описанный выше способ является наиболее приемлемым при реализации разрядных методов. Поскольку элементы вектора ΔX^k кратны степени основания счисления и непосредственно связаны с номером итерации и величиной приращения, то можно оканчивать итерационный процесс по значению номера итерации. Более того, в ряде случаев можно судить о необходимости окончания вычислений только по номеру итерации.

Рассмотренный метод может быть реализован как с обычным двоичным, так и знакоразрядным представлением операндов [9–11]. Он хорошо распараллеливается вплоть до уровня обработки отдельных разрядов [10–13].

Разрядный метод с коррекцией модуля шага

Основное отличие предлагаемого метода от описанного базового состоит в том, что в итерационную схему вводится коэффициент регулирования модуля шага γ_k :

$$X^k = X^{k-1} - \gamma_k \mathbf{H}_k(\mathbf{A}X^{k-1} - B),$$

$$\gamma_k = (\mathbf{A}X^{k-1} - B, S_k) / (\mathbf{A}S_k, S_k),$$

$$S_k = \mathbf{H}_k(\mathbf{A}X^{k-1} - B).$$

Коэффициент γ_k представляет собой величину шага в направлении S_k , выбираемую из условия минимизации функционала невязки [9]

$$F(X) = 1/2 (\mathbf{A}X_{k-1}, X_{k-1}) - (B, X_{k-1}).$$

Для сохранения операционной простоты итераций на уровне базового метода значение модуля шага можно вычислять в виде $\gamma_k = \alpha^{\log_{\alpha}((\mathbf{A}X_{k-1} - B, S_k) / (\mathbf{A}S_k, S_k))}$, что, как и в базовом методе, осуществляется простыми операциями сравнения. Вычисление значений элементов векторов $S_k = \mathbf{H}_k(\mathbf{A}X^{k-1} - B)$ и $\mathbf{A}S_k = \mathbf{A}\mathbf{H}_k \varepsilon^{k-1}$, являющихся результатами основных вычислений, практически не вносит дополнительных вычислительных затрат.

Результаты численного эксперимента

Для экспериментальной оценки методов на большом количестве тестовых СЛАУ [2, 14, 15] были получены сравнительные характеристики поведения базового метода разрядных формирований неизвестных, метода с коррекцией модуля шага, а также результаты вычислений MathCad. Данные о спектре матрицы и числе ее обусловленности вычислялись с помощью функций MathCad. Базовой характеристикой, подлежащей исследованию, являлась зависимость числа итераций, необходимых для получения заданной точности решения СЛАУ, которая вычислялась как отношение нормы вектора разницы между точным решением и приближением на k -м шаге к норме точного решения.

Анализ результатов показал, что для СЛАУ с хорошо обусловленными матрицами коррекция шага обеспечивает существенное увеличение скорости сходимости (приблизительно в 2 раза), поскольку введение γ_k гарантирует выбор правильного направления и величину шага итерационного процесса. Для ряда тестовых СЛАУ метод с коррекцией шага сходится за одну-две итерации.

Существенным с точки зрения проведенных в работе исследований является отсутствие строгой зависимости количества итераций от числа обусловленности и требования выполнения условия строгого диагонального преобладания в матрице коэффициентов. Так, для СЛАУ с $\text{cond1}(\mathbf{A}) = 2,235 \times 10^7$, матрицей

$$\text{коэффициентов } \mathbf{A} = \begin{bmatrix} 1 \cdot 10^7 & 0,167 & 0,167 & 0,167 \\ 0,167 & 1 \cdot 10^6 & 0,167 & 0,167 \\ 0,167 & 0,167 & 1 & 0,9 \\ 0,167 & 0,167 & 0,167 & 1 \end{bmatrix}$$

$$\text{и вектором свободных членов } \mathbf{B} = \begin{bmatrix} 1 \\ 2 \\ 3 \\ 4 \end{bmatrix} \text{ требуемой}$$

точности 1×10^{-7} решение достигло на 16-й итерации:

$$X_{16} = \begin{bmatrix} 4,31372355 \cdot 10^{-8} \\ 1,43137259 \cdot 10^{-6} \\ -0,70588238 \\ 4,11764682 \end{bmatrix}.$$

Решение, полученное в MathCad:

$$X = \begin{bmatrix} 4,313723554316657 \cdot 10^{-8} \\ 1,431372586804224 \cdot 10^{-6} \\ -0,705882381853134 \\ 4,117646817890552 \end{bmatrix}.$$

Для СЛАУ с подобными характеристиками порядков 10, 100 и 500 метод показал аналогичные результаты.

Заключение

При очевидной простоте рассмотренных методов их непосредственная программная реализация может быть значительно упрощена как за счет использования дополнительных преобразований при разработке разных вариантов вычислительных алгоритмов, ориентированных на конкретные вычислительные средства, так и за счет специфики машинного представления числовой информации, влияющего на точность, быстроедействие и простоту реализации.

Следует отметить, что приведенные в статье оценки основываются на использовании аппарата норм — максимальных оценок матриц и векторов, что существенно занижает на практике показатели рассмотренных методов. Работа над тематикой разрядных вычислений на основе нестационарной итерационной процедуры далека от завершения и требует построения соответствующей теории, детализирующей механизм зависимости скорости сходимости от ряда параметров разрядных методов, а также характеристик решаемых СЛАУ.

Литература

1. Hageman L. A., Yuang D. M. Applied Iterative Methods. — Academic Press, 1981. — 386, xvii p..
2. Байков В. Д., Вашкевич С. Н., Сергеев М. Б. Прикладные задачи микропроцессорных систем контроля и управления. — СПб.: Политехника, 1994. — 111 с.
3. Kung S. Y., Whitehouse H. J., Kailath T. VLSI and Modern Signal Processing. — Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1985. — 481 p.
4. Краснопольский Б. И., Медведев А. В. О решении систем линейных алгебраических уравнений на

многоядерных вычислительных системах с графическими ускорителями // Параллельные вычислительные технологии 2013 (ПАВТ'2013): тр. Международ. науч. конф. 2013. С. 409–420.

5. Пакляченко М. Ю. Применение итерационных методов решения систем линейных алгебраических уравнений для анализа многоканальных систем обработки информации // Международный научно-исследовательский журнал. 2013. № 12-1 (19). С. 118–120.
6. Wolf T., Schrüfer E., Webster K. Solving Large Linear Algebraic Systems in the Context of Integrable Non-Abelian Laurent ODEs//Programming and Computer Software. 2012. Vol. 38. Iss. 2. P. 73–83.

7. Воеводин В. В., Кузнецов Ю. А. Матрицы и вычисления. — М.: Наука, 1984. — 320 с.
8. Соренков Э. И., Телига А. И., Шаталов А. С. Точность вычислительных алгоритмов и устройств. — М.: Машиностроение, 1976. — 200 с.
9. Сергеев М. Б., Касем К. М. Алгоритмы разрядных вычислений в микропроцессорных системах. — СПб.: Политехника, 1997. — 96 с.
10. Сергеев А. М. Об особенностях представления чисел при знакоразрядном кодировании и вычислительный эксперимент с ними // Информационно-управляющие системы. 2006. № 3(22). С. 56–58.
11. Сергеев А. М. О соизмеримости точности вычислений разрядным итерационным методом в двоичной и знакоразрядной системах счисления // Научная сессия ГУАП: сб. докл.: в 3 ч. Ч II. Технические науки. — СПб.: ГУАП, 2013. С. 153–157.
12. Байков В. Д., Сергеев М. Б. Систематические структуры для решения систем линейных уравнений // Электронное моделирование. 1988. № 5. С. 14–17.
13. Сергеев М. Б. Битовая конвейеризация. Организация вычислений в СБИС модульных систем // Информационно-управляющие системы и сети. Структуры, моделирование, алгоритмы. — СПб.: Политехника, 1999. С. 28–36.
14. Фаддеева В. Н., Колотилина Л. Ю. Вычислительные методы линейной алгебры: Набор матриц для тестирования. — Л.: Наука, Ч. 1, 1982; Ч. 2 и 3, 1983. — 387 с.
15. Сергеев М. Б. Методы и структуры разрядных вычислений для задач систем обработки информации и управления: дис. ... д-ра техн. наук/ГУАП. СПб., 2001. — 231 с.

UDC 518.5:681.325.5

doi:10.15217/issn1684-8853.2016.3.100

Sergeev A. M.^a, Senior Lecturer, asklab@mail.ru

Mishura O. V.^a, PhD, Tech., Associate Professor, olga_mishura@mail.ru

^aSaint-Petersburg State University of Aerospace Instrumentation, 67, B. Morskaya St., 190000, Saint-Petersburg, Russian Federation

Purpose: The goal of this work is to show the main characteristics of the bit-wise method for solving systems of linear algebraic equations, discuss the modifications of this method built on the base of nonstationary iterative process, and demonstrate the ways of using them for solving ill-conditioned systems of linear equations. **Methods:** We theoretically substantiate the convergence, estimating its rate as bounded below by a geometrical progression with a ratio equal to the transfer matrix norm. Using the norms, we estimate the steadiness against perturbations like round-off errors. **Results:** After analyzing the results of a big computational experiment, we make a conclusion that for the discussed iterative bit-wise methods, the condition of strict diagonal dominance in the matrix of coefficients can be met in a nonstrict way, and that the number of iterations to achieve the required solution accuracy weakly depends on the conditioning number of the system of equations. **Practical relevance:** Our theoretically obtained and practically substantiated results demonstrate how promising the bit-wise methods are for using in specialized processors of built-in systems.

Keywords — Nonstationary Iterative Process, System of Linear Equations, Bit-Wise Method of SLE solution, Ill-Conditioned SLE, Steadiness against Perturbations, Convergence Rate.

References

1. Hageman L. A., Yuang D. M. *Applied Iterative Methods*. Academic Press, 1981. 386, xvii p.
2. Baikov V. D., Vashkevich S. N., Sergeev M. B. *Prikladnye zadachi mikroprotsessornykh sistem kontrolya i upravleniya* [Applied Problems of Microprocessor Systems of Control and Monitoring]. Saint-Petersburg, Politekhnik Publ., 1994. 111 p. (In Russian).
3. Kung S. Y., Whitehouse H. J., Kailath T. *VLSI and Modern Signal Processing*. Englewood Cliffs, NJ: Prentice Hall, 1985. 481 p.
4. Krasnopol'skii B. I., Medvedev A. V. About the Solving of Systems of Linear Algebraic Equations on Multinuclear Computing Systems with Graphic Accelerators. *Trudy Mezhdunarodnoi nauchnoi konferentsii "Parallelnye vychislitel'nye tekhnologii 2013" (PaVT'2013)* [Works of the International Scientific Conference "Parallel Computing Technologies 2013"], 2013, pp. 409–420 (In Russian).
5. Pacliyachenko M. Y. Application of the Iterative Methods of Systems of Linear Algebraic Equations Solutions for Multi-Channel Information Systems Analysis. *Mezhdunarodnyi nauchno-issledovatel'skii zhurnal*, 2013, no. 12-1 (19), pp. 118–120 (In Russian).
6. Wolf T., Schrüfer E., Webster K. Solving Large Linear Algebraic Systems in the Context of Integrable Non-Abelian Laurent ODEs. *Programming and Computer Software*, 2012, vol. 38, iss. 2, pp. 73–83.
7. Voevodin V. V., Kuznetsov Iu. A. *Matritsy i vychisleniia* [Matrices and Computation]. Moscow, Nauka Publ., 1984. 320 p. (In Russian).
8. Soronkov E. I., Teliga A. I., Shatalov A. S. *Tochnost' vychislitel'nykh algoritmov i ustroystv* [Accuracy of Computing Algorithms and Devices]. Moscow, Mashinostroenie Publ., 1976. 200 p. (In Russian).
9. Sergeev M. B., Kasem K. M. *Algoritmy razriadnykh vychislenii v mikroprotsessornykh sistemakh* [Algorithms of Bitwise Computation in Microprocessor Systems]. Saint-Petersburg, Politekhnik Publ., 1997. 96 p. (In Russian).
10. Sergeev A. M. On the Signed-Digit Representation of Numbers and a Related Computational Experiment. *Informatsionno-upravliaushchie sistemy* [Information and Control Systems], 2006, no. 3(22), pp. 56–58 (In Russian).
11. Sergeev A. M. About Commensurability of Accuracy of Computation by a Bit Iterative Method in Binary and Sign-Binary Numeration Systems. *Nauchnaia sessiia GUAP. Ch II. Tekhnicheskie nauki* [Scientific Session of SUAI. Vol. II. Technical Science]. Saint-Petersburg, 2013, pp. 153–157 (In Russian).

12. Baikov V. D., Sergeev M. B. Systolic Structures for the Solving of Linear Equation Systems. *Elektronnoe modelirovanie*, 1988, no. 5, pp. 14–17 (In Russian).
13. Sergeev M. B. *Bitovaiia konveierizatsiia. Organizatsiia vychislenii v SBIS modul'nykh sistem* [Bit Pipelining. The Organization of Computation in VLSI of Module Systems]. In: *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy i seti. Struktury, modelirovanie, algoritmy*. Saint-Petersburg, Politehnika Publ., 1999, pp. 28–36 (In Russian).
14. Faddeeva V. N., Kolotilina L. Iu. *Vychislitel'nye metody lineinoi algebrы: Nabor matrits dlia testirovaniia* [Computing Methods of the Linear Algebra: A Set of Matrixes for Testing]. Saint-Petersburg, Nauka Publ., vol. 1, 1982; vol. 2 and 3, 1983. 387 p. (In Russian).
15. Sergeev M. B. *Metody i struktury razriadnykh vychislenii dlia zadach sistem obrabotki informatsii i upravleniia*. Dis. dokt. tekhn. nauk [Methods and Structures of Bitwise Computations for Tasks of Information Processing Systems and Control. Dr. techn. sci. diss.]. Saint-Petersburg, GUAP Publ., 2001. 231 p. (In Russian).

Уважаемые авторы!

При подготовке рукописей статей необходимо руководствоваться следующими рекомендациями.

Статьи должны содержать изложение новых научных результатов. Название статьи должно быть кратким, но информативным. В названии недопустимо использование сокращений, кроме самых общепринятых (РАН, РФ, САПР и т. п.).

Объем статьи (текст, таблицы, иллюстрации и библиография) не должен превышать эквивалента в 20 страниц, напечатанных на бумаге формата А4 на одной стороне через 1,5 интервала Word шрифтом Times New Roman размером 13, поля не менее двух сантиметров.

Обязательными элементами оформления статьи являются: индекс УДК, заглавие, инициалы и фамилия автора (авторов), ученая степень, звание (при отсутствии — должность), полное название организации, аннотация и ключевые слова на русском и английском языках, электронные адреса авторов, которые по требованию ВАК должны быть опубликованы на страницах журнала. При написании аннотации не используйте аббревиатур и не делайте ссылок на источники в списке литературы.

Статьи авторов, не имеющих ученой степени, рекомендуется публиковать в соавторстве с научным руководителем, наличие подписи научного руководителя на рукописи обязательно; в случае самостоятельной публикации обязательно предоставляйте заверенную по месту работы рекомендацию научного руководителя с указанием его фамилии, имени, отчества, места работы, должности, ученого звания, ученой степени — эта информация будет опубликована в ссылке на первой странице.

Формулы набирайте в Word, не используя формульный редактор (Mathtype или Equation), при необходимости можно использовать формульный редактор; для набора одной формулы не используйте два редактора; при наборе формул в формульном редакторе знаки препинания, ограничивающие формулу, набирайте вместе с формулой; для установки размера шрифта никогда не пользуйтесь вкладкой Other..., используйте заводские установки редактора, не подгоняйте размер символов в формулах под размер шрифта в тексте статьи, не растягивайте и не сжимайте мышью формулы, вставленные в текст; в формулах не отделяйте пробелами знаки: + = -.

Для набора формул в Word никогда не используйте Конструктор (на верхней панели: «Работа с формулами» — «Конструктор»), так как этот ресурс предназначен только для внутреннего использования в Word и не поддерживается программами, предназначенными для изготовления оригинал-макета журнала.

При наборе символов в тексте помните, что символы, обозначаемые латинскими буквами, набираются светлым курсивом, русскими и греческими — светлым прямым, векторы и матрицы — прямым полужирным шрифтом.

Иллюстрации в текст не заверстываются и предоставляются отдельными исходными файлами, поддающимися редактированию:

— рисунки, графики, диаграммы, блок-схемы предоставляйте в виде отдельных исходных файлов, поддающихся редактированию, используя векторные программы: Visio 4, 5, 2002-2003 (*.vsd); Coreldraw (*.cdr); Excel (*.xls); Word (*.doc); AdobeIllustrator (*.ai); AutoCad (*.dxf); Matlab (*.ps, *.pdf или экспорт в формат *.ai);

— если редактор, в котором Вы изготавливаете рисунок, не позволяет сохранить в векторном формате, используйте функцию экспорта (только по отношению к исходному рисунку), например, в формат *.ai, *.esp, *.wmf, *.emf, *.svg;

— фото и растровые — в формате *.tif, *.png с максимальным разрешением (не менее 300 pixels/inch).

Наличие подрисовочных подписей обязательно (желательно не повторяющих дословно комментарии к рисункам в тексте статьи).

В редакцию предоставляются:

— сведения об авторе (фамилия, имя, отчество, место работы, должность, ученое звание, учебное заведение и год его окончания, ученая степень и год защиты диссертации, область научных интересов, количество научных публикаций, домашний и служебный адреса и телефоны, e-mail), фото авторов: анфас, в темной одежде на белом фоне, должны быть видны плечи и грудь, высокая степень четкости изображения без теней и отблесков на лице, фото можно представить в электронном виде в формате *.tif, *.png с максимальным разрешением — не менее 300 pixels/inch при минимальном размере фото 40×55 мм;

— экспертное заключение.

Список литературы составляется по порядку ссылок в тексте и оформляется следующим образом:

— для книг и сборников — фамилия и инициалы авторов, полное название книги (сборника), город, издательство, год, общее количество страниц;

— для журнальных статей — фамилия и инициалы авторов, полное название статьи, название журнала, год издания, номер журнала, номера страниц;

— ссылки на иностранную литературу следует давать на языке оригинала без сокращений;

— при использовании web-материалов указывайте адрес сайта и дату обращения.

Список литературы оформляйте двумя отдельными блоками по образцам lit.dot на сайте журнала (<http://i-us.ru/paperules>) по разным стандартам: Литература — СИБИД РФ, References — один из мировых стандартов.

Более подробно правила подготовки текста с образцами изложены на нашем сайте в разделе «Оформление статей».

Контакты

Куда: 190000, Санкт-Петербург,
Б. Морская ул., д. 67, ГУАП, РИЦ
Кому: Редакция журнала «Информационно-управляющие системы»
Тел.: (812) 494-70-02
Эл. почта: ius.spb@gmail.com
Сайт: www.i-us.ru

АБРАМОВ
Андрей
Юрьевич



Аспирант, преподаватель кафедры комплексной защиты информации Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения.

В 2011 году окончил Санкт-Петербургский государственный политехнический университет по специальности «Информатика и вычислительная техника». Область научных интересов — теория кодирования, криптография, дискретная математика. Эл. адрес: hexxyg@gmail.com

АФНАСЬЕВА
Ирина
Викторовна



Ведущий инженер Специальной астрофизической обсерватории РАН, Нижний Архыз, аспирант кафедры информационных систем Санкт-Петербургского государственного университета информационных технологий, механики и оптики.

В 1991 году окончила Киевский государственный университет им. Т. Г. Шевченко по специальности «Математика».

Является автором пяти научных публикаций и одного патента на изобретения.

Область научных интересов — приборы и методы оптической астрономии, программные системы и модели.

Эл. адрес: riv@sao.ru

БАЛЮНИН
Николай
Алексеевич



Профессор кафедры вычислительных систем и сетей Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения.

В 1982 году окончил Ленинградский электротехнический институт им. В. И. Ульянова (Ленина) по специальности «Автоматика и телемеханика».

В 2008 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором более 90 научных публикаций, в том числе трех монографий.

Область научных интересов — теория динамических систем, теория идентификации, теория операторов, теория матриц, вычислительные методы, интернет-робототехника, интернет-книги с исполняемыми алгоритмами, научные социальные сети.

Эл. адрес: korbendfs@mail.ru

БОГАЧЕВ
Илья
Владимирович



Ассистент кафедры автоматизации и системотехники Тихоокеанского государственного университета, Хабаровск.

В 2010 году окончил Тихоокеанский государственный университет по специальности «Управление и информатика в технических системах».

Является автором пяти научных публикаций и шести свидетельств о государственной регистрации программ для ЭВМ.

Область научных интересов — искусственные нейронные сети, информационно-измерительные системы, сжатие информации.

Эл. адрес: ilya.bogachev@yahoo.com

ВОСТОКОВА
Елизавета
Сергеевна



Аспирант кафедры информационно-аналитических систем Санкт-Петербургского государственного университета.

В 2014 году окончила Санкт-Петербургский государственный университет по специальности «Прикладная математика и информатика».

Является автором четырех научных публикаций.

Область научных интересов — теория кодирования информации, криптография.

Эл. адрес: lizk.vostokova@gmail.com

ЕГОРОВ
Игорь
Валерьевич



Аспирант кафедры компьютерных систем и программных технологий Института компьютерных наук и технологий Санкт-Петербургского государственного политехнического университета Петра Великого.

В 2012 году окончил с отличием факультет технической кибернетики Санкт-Петербургского государственного политехнического университета по специальности «Информатика и вычислительная техника».

Является автором четырех научных публикаций.

Область научных интересов — надежность вычислительных систем, программная инженерия, проектирование вычислительных систем.

Эл. адрес: iegorov@kspt.icc.spbstu.ru

**ЖИРНОВ
Анатолий
Алексеевич**



Аспирант, младший научный сотрудник лаборатории физики преобразования энергии высокоэнергетических материалов Института проблем химико-энергетических технологий Сибирского отделения РАН, Бийск. В 2013 году окончил Бийский технологический институт по специальности «Прикладная информатика в экономике». Является автором десяти научных публикаций. Область научных интересов — математические методы, параллельные алгоритмы, автоматизация, оптимизация, оптические методы. Эл. адрес: toluol_88@mail.ru

**ЛЕВЕНЕЦ
Алексей
Викторович**



Доцент кафедры автоматизации и системотехники Тихоокеанского государственного университета, Хабаровск. В 1988 году окончил Хабаровский политехнический институт по специальности «Электронные вычислительные машины». В 1998 году защитил диссертацию на соискание ученой степени кандидата технических наук. Является автором более 100 научных публикаций. Область научных интересов — цифровая обработка сигналов, сжатие информации, передача данных. Эл. адрес: levvalvi@bk.ru

**МАЛЬЦЕВ
Георгий
Николаевич**



Профессор кафедры космических радиотехнических систем Военно-космической академии им. А. Ф. Можайского, Санкт-Петербург, заслуженный деятель науки РФ, действительный член Академии космонавтики им. К. Э. Циолковского. В 1980 году окончил Военный инженерный Краснознаменный институт им. А. Ф. Можайского. В 1994 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором более 300 научных публикаций и 27 патентов на изобретения. Область научных интересов — обработка сигналов в радиотехнических и оптико-электронных информационных системах и др. Эл. адрес: georgy_maltsev@mail.ru

**КУДРЯШОВА
Ольга
Борисовна**



Доктор физико-математических наук, доцент, старший научный сотрудник лаборатории физики преобразования энергии высокоэнергетических материалов Института проблем химико-энергетических технологий Сибирского отделения РАН, Бийск. В 1985 году окончила Томский государственный университет им. В. В. Куйбышева по специальности «Инженер-баллистик». В 2013 году защитила диссертацию на соискание ученой степени доктора физико-математических наук. Является автором 125 научных публикаций и двух патентов на изобретения. Область научных интересов — механика и оптика аэрозольей, математическое моделирование физико-химических процессов, информационные системы. Эл. адрес: olgakudr@inbox.ru

**ЛЯНДРЕС
Владимир
Залманович**



Гражданин Израиля. Профессор кафедры электронных и компьютерных систем Негевского университета им. Бен-Гуриона, Израиль. В 1966 году окончил Ленинградский электротехнический институт связи им. проф. Бонч-Бруевича по специальности «Радиотехника». В 1972 году защитил диссертацию на соискание ученой степени кандидата технических наук. Является автором 60 научных публикаций, в том числе двух монографий и 17 патентов на изобретения. Область научных интересов — модели помех в каналах связи, марковские модели случайных процессов, алгоритмы дискретной оптимизации, алгоритмы частотного планирования. Эл. адрес: lyandres@ee.bgu.ac.il

**МЕЛЕХИН
Виктор
Федорович**



Профессор кафедры компьютерных систем и программных технологий Санкт-Петербургского политехнического университета Петра Великого, заслуженный работник высшей школы РФ. В 1960 году окончил Ленинградский политехнический институт им. М. И. Калинина по специальности «Автоматика и телемеханика». В 1984 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором 230 научных публикаций, 52 изобретений, 23 патентов, четырех монографий, шести учебников и 14 учебных пособий. Область научных интересов — теория и технология проектирования вычислительных систем и устройств. Эл. адрес: melekhin@kspt.icc.spbstu.ru

МИШУРА
Ольга
Владимировна



Доцент кафедры информационно-сетевых технологий Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения, Почетный работник высшей школы. В 1962 году окончила Ленинградский институт авиационного приборостроения по специальности «Радиоэлектронные устройства». В 1984 году защитила диссертацию на соискание ученой степени кандидата технических наук. Является автором более 60 научных публикаций. Область научных интересов — численные методы, обработка информации, проектирование специализированных процессоров. Эл. адрес: olga_mishura@mail.ru

САВЕЛЬЕВ
Антон
Игоревич



Научный сотрудник лаборатории речевых и многомодальных интерфейсов Санкт-Петербургского института информатики и автоматизации РАН. В 2012 году окончил Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения по специальности «Роботы и робототехнические системы». Является автором 14 научных публикаций и одного патента на изобретения и полезные модели. Область научных интересов — человеко-машинное взаимодействие, робототехника, инфокоммуникационные системы. Эл. адрес: saveliev@iias.spb.su

СЕРГЕЕВ
Михаил
Борисович



Профессор, заведующий кафедрой вычислительных систем и сетей Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения, директор НИИ информационно-управляющих систем Санкт-Петербургского национального исследовательского университета информационных технологий, механики и оптики. В 1980 году окончил ЛЭТИ. В 2001 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором более 100 научных публикаций и 14 патентов на изобретения. Область научных интересов — теория разрядных вычислений, методы проектирования спецпроцессоров для систем контроля и управления и др. Эл. адрес: mbse@mail.ru

НОВИКОВ
Федор
Александрович



Профессор кафедры прикладной математики Санкт-Петербургского государственного политехнического университета и кафедры компьютерных технологий Санкт-Петербургского национального исследовательского университета информационных технологий, механики и оптики. В 1974 году окончил Ленинградский государственный университет по специальности «Математика». В 2011 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором 74 научных публикаций. Область научных интересов — прикладная математика, визуальное моделирование программного обеспечения, технологии программирования. Эл. адрес: fedornovikov51@gmail.com

СЕРГЕЕВ
Александр
Михайлович



Старший преподаватель кафедры вычислительных систем и сетей Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения. В 2004 году окончил Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения по специальности «Вычислительные машины, комплексы, системы и сети». Является автором 31 научной публикации. Область научных интересов — численные методы, теория вычислительных процессов, проектирование специализированных процессоров. Эл. адрес: asklab@mail.ru

СКЛЕМИН
Дмитрий
Владимирович



Адъюнкт кафедры космических радиотехнических систем Военно-космической академии им. А. Ф. Можайского, Санкт-Петербург. В 2003 году окончил Военно-космическую академию им. А. Ф. Можайского по специальности «Радиоэлектронные системы». Является автором шести научных публикаций. Область научных интересов — теория надежности, информационная поддержка эксплуатации технических систем, космические радиотехнические комплексы управления, сбора и передачи информации. Эл. адрес: dv_sklemin@mail.ru

СОКОЛОВ
Михаил
Александрович



Профессор кафедры бортовой радиоэлектронной аппаратуры Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения. В 1947 году окончил Ленинградский институт авиационного приборостроения по специальности «Инженер-электрик по авиационному приборостроению». В 1972 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором 130 научных публикаций, 50 авторских свидетельств и пяти патентов на изобретения. Область научных интересов — теория радиолокации и связи, методы проектирования радиоприемных устройств, вычислительные и информационные системы.
Эл. адрес: guap22@mail.ru

ТАУБИН
Феликс
Александрович



Профессор кафедры информационных систем Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения. В 1968 году окончил Ленинградский институт авиационного приборостроения по специальности «Радиоэлектронные устройства систем управления». В 1992 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором более 80 научных публикаций, девяти патентов и двух изобретений. Область научных интересов — цифровые системы связи, методы помехоустойчивого кодирования, широкополосные системы, беспроводные сети.
Эл. адрес: ftaubin@yahoo.com

ТОМЧУК
Кирилл
Константинович



Старший преподаватель кафедры радиотехнических систем Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения. В 2009 году с отличием окончил Санкт-Петербургский государственный университет аэрокосмического приборостроения по специальности «Радиотехника». Является автором 14 научных публикаций. Область научных интересов — цифровая обработка речевых сигналов, компьютерное моделирование, технологии баз данных.
Эл. адрес: wake@inbox.ru

СУЗДАЛЬ
Виктор
Семенович



Гражданин Украины. Старший научный сотрудник, заведующий лабораторией систем управления Института сцинтилляционных материалов НАН Украины, Харьков, Украина. В 1964 году окончил Харьковский политехнический институт им. В. И. Ленина по специальности «Инженер-электрик». В 2006 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором 140 научных публикаций и 50 патентов на изобретения. Область научных интересов — теория автоматического управления, методы проектирования систем контроля и управления для выращивания монокристаллов, информационно-вычислительные системы.
Эл. адрес: suzdal@isma.kharkov.ua

ТИТОВ
Сергей
Сергеевич



Ученый секретарь Института проблем химико-энергетических технологий Сибирского отделения РАН, Бийск. Окончил Бийский технологический институт филиал Алтайского государственного технического университета им. И. И. Ползунова по специальности «Информационно-измерительная техника и технологии». В 2011 году защитил диссертацию на соискание ученой степени кандидата технических наук. Является автором 45 научных публикаций, в том числе одной монографии. Область научных интересов — методы исследования многофазных сред, разработка методов решения обратных задач оптики аэрозолей, создание моделей поведения аэрозольных систем и визуализация их структуры.
Эл. адрес: titov@ipcet.ru

ТРОФИМОВ
Андрей
Николаевич



Доцент кафедры инфокоммуникационных систем Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения. В 1976 году окончил Ленинградский институт авиационного приборостроения по специальности «Автоматизированные системы управления». В 1982 году защитил диссертацию на соискание ученой степени кандидата технических наук. Является автором 41 научной публикации и шести патентов на изобретения. Область научных интересов — теория передачи дискретных сообщений, теория информации, теория кодирования.
Эл. адрес: andrei.trofimov@vu.spb.ru

ХИМЕНКО
Виталий
Иванович



Профессор, директор департамента развития НИО ЦИТ «Петрокомета», Санкт-Петербург, заслуженный деятель науки РФ, лауреат премии Правительства РФ в области науки и техники. В 1969 году окончил Куйбышевский политехнический институт по специальности «Приборные устройства». В 1992 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором более 150 научных публикаций. Область научных интересов — статистическая радиофизика, обработка информации в системах живой и неживой природы. Эл. адрес: vih.13@yandex.ru

ЧЕПРУКОВ
Юрий
Васильевич



Доцент кафедры бортовой радиоэлектронной аппаратуры Санкт-Петербургского государственного университета аэрокосмического приборостроения. В 1976 году окончил Ленинградский политехнический институт им. М. И. Калинина по специальности «Радиофизика и электроника». В 1991 году защитил диссертацию на соискание ученой степени кандидата технических наук. Является автором 21 научной публикации и трех авторских свидетельств на изобретения. Область научных интересов — теория радиолокации и связи, методы проектирования устройств формирования и обработки сложных сигналов, вычислительные и информационные системы. Эл. адрес: chuv52@mail.ru

ЧБЕ
Ен
Ун



Профессор, заведующий кафедрой автоматизации и системотехники Тихоокеанского государственного университета, Хабаровск. В 1976 году окончил Хабаровский институт инженеров железнодорожного транспорта по специальности «Автоматика, телемеханика и связь». В 1995 году защитил диссертацию на соискание ученой степени доктора технических наук. Является автором более 200 научных публикаций и 13 патентов на изобретения. Область научных интересов — измерительные преобразователи и системы. Эл. адрес: chye@ais.khstu.ru



**10-12
августа, 2016
Казань**



8-я международная специализированная выставка

А ВИА
К ОСМИЧЕСКИЕ
Т ЕХНОЛОГИИ, СОВРЕМЕННЫЕ МАТЕРИАЛЫ И
О БОРУДОВАНИЕ

ОРГАНИЗАТОРЫ:

Кабинет Министров Республики Татарстан,
Министерство промышленности и торговли Республики Татарстан,
Мэрия города Казани,
Казанский национальный исследовательский
технический университет им. А.Н. Туполева – КАИ,
ОАО «Казанская ярмарка»

12+

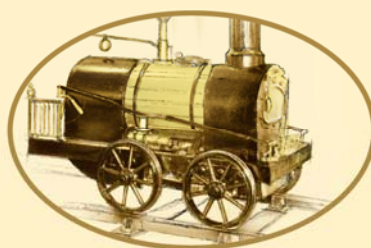


Россия, 420059, г. Казань, Оренбургский тракт, 8,
Выставочный центр "Казанская ярмарка"
Тел/факс: (843) 570-51-26, 570-51-11, 570-51-23
E-mail: d9@expokazan.ru, www.aktokazan.ru



XII Международная специализированная выставка
Передовые Технологии Автоматизации
ПТА-Урал 2016 • 28-30 ноября

Екатеринбург, ЦМТЕ



Тематика выставки:

- Автоматизация промышленного предприятия
- Автоматизация технологических процессов
- Автоматизация зданий
- Измерительные технологии и метрологическое обеспечение
- Бортовые и встраиваемые системы
- Системы пневмо- и гидроавтоматики
- Системная интеграция и консалтинг
- ИКТ в промышленности
- Робототехника и мехатроника

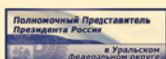


Проходит одновременно с выставкой «Электроника-Урал 2016»

Организатор:
ЭкспоГрупп

Тел.: (495) 234-22-10
Тел.: (343) 376-24-76
E-mail: info@pta-expo.ru

При поддержке:



Свердловский областной
Союз промышленников
и предпринимателей

WWW.PTA-EXPO.RU/URAL