МИНИСТЕРСТВО ОБРАЗОВАНИЯ И НАУКИ РОССИЙСКОЙ ФЕДЕРАЦИИ

НАУЧНО-ТЕХНИЧЕСКИЕ ВЕДОМОСТИ

САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО ПОЛИТЕХНИЧЕСКОГО УНИВЕРСИТЕТА

Информатика. Телекоммуникации. Управление

1(212) 2015

Издательство Политехнического университета
Санкт-Петербург
2015

НАУЧНО-ТЕХНИЧЕСКИЕ ВЕДОМОСТИ САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО ПОЛИТЕХНИЧЕСКОГО УНИВЕРСИТЕТА
ИНФОРМАТИКА. ТЕЛЕКОММУНИКАЦИИ. УПРАВЛЕНИЕ

РЕДАКЦИОННЫЙ СОВЕТ ЖУРНАЛА

Председатель
Юсупов Р.М., чл.-кор. РАН;

Редакционный совет:
Абрамов С.М., чл.-кор. РАН;
Арсеньев Д.Г., д-р техн. наук, профессор;
Воеводин В.В., чл.-кор. РАН;
Заборовский В.С., д-р техн. наук, профессор;
Козлов В.Н., д-р техн. наук, профессор;
Фотиади А.Э., д-р физ.-мат. наук, профессор;
Черноруцкий И.Г., д-р техн. наук, профессор.

РЕДАКЦИОННАЯ КОЛЛЕГИЯ ЖУРНАЛА

Главный редактор
Коротков А.С., д-р техн. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;

Редакционная коллегия:
Бабкин А.В., д-р экон. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Ицыксон В.М., канд. техн. наук, доцент, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Prof. Dr. *Philippe Ferrari*, Head of the RF and Millimeter-Wave Lab IMEP-LAHC Microelectronics, Electromagnetism and Photonic Institute, Grenoble Alpes University, France;
Карпов Ю.Г., д-р техн. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Клавдиев В.Е., канд. техн. наук, доцент, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Prof. Dr. *Wolfgang Krautschneider*, Head of Nanoelectronics Institute, Hamburg University of Technology, Germany;
Кучерявый Е.А., канд. техн. наук, профессор, Tampere University of Technology, Finland.
Dr. *Fa-Long Luo*, Chief Scientist, Element CXI, San Jose, USA;
Макаров С.Б., д-р техн. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Prof. Dr. *Emil Novakov*, IMEP-LAHC Microelectronics, Electromagnetism and Photonic Institute, Grenoble, France;
Устинов С.М., д-р техн. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Цикин И.А., д-р техн. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия;
Шкодырев В.П., д-р техн. наук, профессор, Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, Россия.

Журнал с 1995 года издается под научно-методическим руководством Российской академии наук. С 2008 года выпускается в составе сериального периодического издания «Научно-технические ведомости СПбГПУ» ISSN 1994-2354.

Журнал с 2002 года входит в Перечень ведущих рецензируемых научных журналов и изданий, в которых должны быть опубликованы основные результаты диссертаций на соискание ученой степени доктора и кандидата наук.

Сведения о публикациях представлены в Реферативном журнале ВИНИТИ РАН, в международной справочной системе «Ulrich`s Periodical Directory».

Журнал зарегистрирован Федеральной службой по надзору в сфере информационных технологий и массовых коммуникаций (Роскомнадзор). Свидетельство о регистрации ПИ № ФС77-51457 от 19.10.2012 г.

Подписной индекс **47517** в объединенном каталоге «Пресса России».

Журнал включен в базу данных «Российский индекс научного цитирования» (РИНЦ), размещенную на платформе Научной электронной библиотеки на сайте http://www.elibrary.ru

При перепечатке материалов ссылка на журнал обязательна.

Точка зрения редакции может не совпадать с мнением авторов статей.

Адрес редакции и издательства: Россия, 195251, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
Тел. редакции (812) 552-62-16.

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

THE MINISTRY OF EDUCATION AND SCIENCE OF THE RUSSIAN FEDERATION

ST. PETERSBURG STATE POLYTECHNICAL UNIVERSITY JOURNAL

Computer Science. Telecommunications and Control Systems

1(212) 2015

Polytechnical University Publishing House
Saint Petersburg
2015

ST. PETERSBURG STATE POLYTECHNICAL UNIVERSITY JOURNAL
COMPUTER SCIENCE. TELECOMMUNICATIONS AND CONTROL SYSTEMS

EDITORIAL COUNCIL

Head of the editorial council
Prof. Dr. *Rafael M. Yusupov* (corresponding member of the Russian Academy of Sciences)

Members:
Prof. Dr. *Sergey M. Abramov* (corresponding member of the Russian Academy of Sciences),
Prof. Dr. *Dmitry G. Arseniev,*
Prof. Dr. *Vladimir V. Voevodin (corresponding member of the Russian Academy of Sciences),*
Prof. Dr. *Vladimir S. Zaborovsky,*
Prof. Dr. *Vladimir N. Kozlov,*
Prof. Dr. *Alexandr E. Fotiadi,*
Prof. Dr. *Igor G. Chernorutsky.*

EDITORIAL BOARD

Editor-in-chief
Prof. Dr. *Alexander S. Korotkov*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;

Members:
Prof. Dr. *Alexandr V. Babkin*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Assoc. Prof. Dr. *Vladimir M. Itsykson*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Prof. Dr. *Philippe Ferrari*, Head of the RF and Millimeter-Wave Lab IMEP-LAHC Microelectronics, Electromagnetism and Photonic Institute, Grenoble Alpes University, France;
Prof. Dr. *Yuri G. Karpov*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Assoc. Prof. Dr. *Vladimir E. Klavdiev*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Prof. Dr. *Yevgeni Koucheryavy*, Tampere University of Technology, Finland.
Prof. Dr. *Wolfgang Krautschneider*, Head of Nanoelectronics Institute, Hamburg University of Technology, Germany;
Dr. *Fa-Long Luo*, Chief Scientist, Element CXI, San Jose, USA;
Prof. Dr. *Sergey B. Makarov*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Prof. Dr. *Emil Novakov*, IMEP-LAHC Microelectronics, Electromagnetism and Photonic Institute, Grenoble, France;
Prof. Dr. *Viacheslav P. Shkodyrev*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Prof. Dr. *Igor A. Tsikin*, Professor, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia;
Prof. Dr. *Sergey M. Ustinov*, St. Petersburg State Polytechnical University, Russia.

The journal is published under scientific and methodical guidance of the Russian Academy of Sciences since 1995. The journal is published since 2008 as part of the periodical edition «Nauchno-tekhnicheskie vedomosti SPbGPU» (ISSN 1994-2354).

The journal is included in the List of Leading Peer-Reviewed Scientific Journals and other editions to publish major findings of PhD theses for the research degrees of Doctor of Sciences and Candidate of Sciences.

The publications are presented in the VINITI RAS Abstract Journal and Ulrich's Periodical Directory International Database.

The journal is registered with the Federal Service for Supervision in the Sphere of Telecom, Information Technologies and Mass Communications (ROSKOMNADZOR). Certificate ПИ № ФС77-51457 issued Oct. 19, 2012.

Subscription index **47517** in the «Press of Russia» Joint Catalogue.

The journal is on the Russian Science Citation Index (RSCI) database
© Scientific Electronic Library (http://elibrary.ru/).

No part of this publication may be reproduced without clear reference to the source.

The views of the authors can contradict the views of the Editorial Board.

The address: 195251 Polytekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.

© St. Petersburg State Polytechnical University, 2015

Содержание

Contents

УДК 621.397

DOI 10.5862/JCTCS.212.1

В.Ю. Бабков, А.В. Никитина, В.В. Стариков

ОПРЕДЕЛЕНИЕ ПРОСТРАНСТВЕННО-ТЕХНИЧЕСКИХ ПАРАМЕТРОВ СОТОВОЙ СЕТИ СТАНДАРТА LTE

V.Yu. Babkov, A.V. Nikitina, V.V. Starikov

DEFINITION OF THE SPATIAL AND TECHNICAL PARAMETERS LTE NETWORK

Предложена методика построения сети начального приближения стандарта LTE. Изложены основы метода выбора кластерной структуры и экспресс-анализа сетевой конфигурации на соответствие требуемым параметрам по емкости и пропускной способности сети.

ПЛАНИРОВАНИЕ СТАНДАРТОВ СВЯЗИ ЧЕТВЕРТОГО ПОКОЛЕНИЯ; ЧАСТОТНЫЙ КЛАСТЕР; ПРОПУСКНАЯ СПОСОБНОСТЬ; АБОНЕНТСКАЯ ЕМКОСТЬ; БЮДЖЕТ ПОТЕРЬ.

This article contains methods of planning the initial approximation LTE network and choosing the cluster structure. All main problems of RF Planning are inside the initial approximation LTE network. This network requires the accurate calculation of capacity, subscriber capacity and cluster structure. We have offered the system of mass service for calculating the subscriber capacity. Spatial and technical parameters need clarification too. They will depend on MAPL when using the selected MCS and equipment parameters. Therefore the planning procedure can be started only after defining these parameters. This article presents the algorithm for generating the initial approximation LTE network.

LTE RF PLANNING; CLUSTER 4G; LTE RADIO LINK BUDGET.

История сотовых систем мобильной радиосвязи насчитывает уже несколько десятилетий. Разработаны общие принципы построения сетей мобильной радиосвязи, включая подготовку исходных данных, построение начального приближения и структурно-параметрическую оптимизацию [1, 2]. Решение задачи построения сети мобильной связи стандарта LTE предполагает использование метода приближений в соответствии с алгоритмом частотно-территориального планирования [2]. Алгоритм раскрывает последовательность и содержание этапов построения начального приближения и итеративной оптимизации сети при широком использовании средств программного обеспечения, поддерживающих функции синтеза сети и анализа эксплуатационных характеристик.

Следует отметить, что на сегодняшний день вопросы частотно-территориального планирования в сетях мобильной связи стандарта LTE являются наименее разработанными и требуют дальнейшего исследования. В частности, важно решение задачи *начального приближения*, когда вся сеть декомпозируется на однородные фрагменты, применительно к которым находятся распределения базовых станций по зонам обслуживания, параметры базовой сети и распределение частотного ресурса. Планирование начального приближения сети мобильной связи стандарта LTE имеет много общего с планированием сетей мобильной связи стандартов 2G/3G, поскольку также представляет собой пошаговое определение

ее пространственно-технических параметров. В то же время построение начального приближения для большинства стандартов сотовых сетей 2G/3G осуществляется для «тотальной» услуги, которой является передача речи. Найденная в процессе планирования сеть мобильной радиосвязи будет решением, относительно которого проводятся оценки по зоне покрытия, абонентской емкости, качеству радиосвязи, скорости передачи, пропускной способности и т. п. для других видов услуг. В отличие от сетей 2G/3G сети мобильной связи стандарта LTE являются сетями передачи пакетного трафика, а качество услуг на этапе планирования сети оценивается доступной для пользователей скоростью передачи данных, допустимым временем и надежностью доставки пакетов данных, которые зависят от состояния канала радиосвязи, помеховой обстановки и параметров трафика.

В настоящей статье в постановочном плане обсуждаются именно эти вопросы применительно к задаче построения сети начального приближения.

Выбор типа частотного кластера. Построение сети LTE целесообразно осуществлять на основе частотных кластеров, представляющих собой группу примыкающих друг к другу сот, в которой при использовании всего частотного ресурса сети однозначно может быть решена задача достижения максимальной емкости сети при соблюдении приемлемого уровня внутрисистемных помех. В случае успешного решения задачи по формированию такой группы сот, ее можно использовать как некоторую минимальную структурную единицу при планировании сети LTE. Сеть начального приближения будет строиться путем повтора одних и тех же частотных кластеров в пределах зоны обслуживания. Конфигурация частотного кластера будет непосредственно влиять на такие важнейшие параметры системы, как уровень внутрисистемных помех и реализуемая сетевая емкость. При этом значительно упрощается задача увеличения емкости сети, т. к. каждый частотный кластер сети, отвечающий требованиям по уровню внутрисистемных помех, является оптимальным по этому параметру.

Частотный кластер выбирается исходя из ожидаемой абонентской нагрузки и значения вероятности появления внутрисистемных помех $P(C)$, где C – размерность частотного кластера. Методика вычисления вероятности $P(C)$ описана в [1]. В качестве примера на рис. 1 приведен фрагмент несекторированного частотного кластера с дробным повторным назначением частот. Вся полоса частот, выделенная системе, состоит из четырех равных полос f1, f2, f3 и f4.

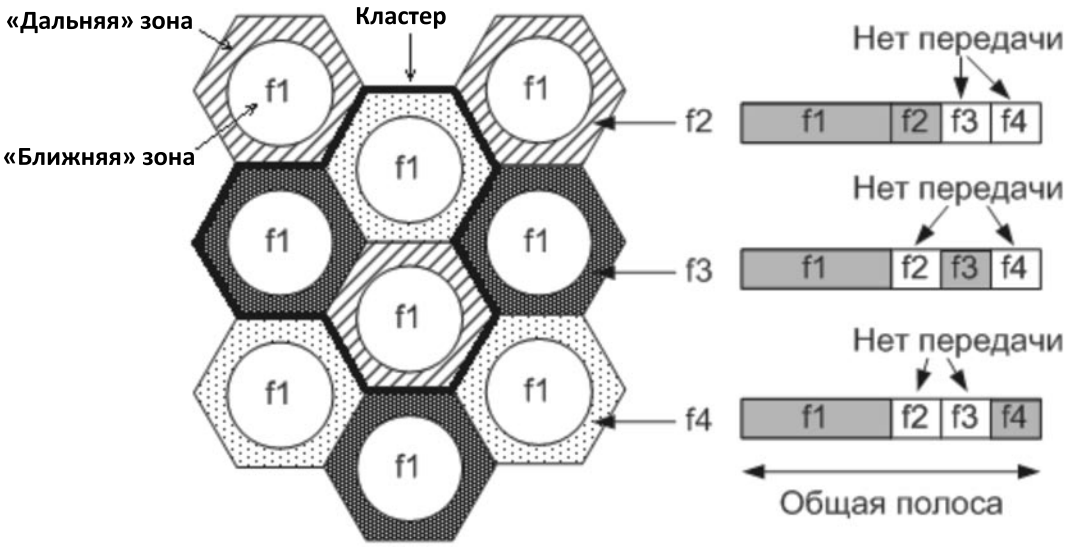

Рис. 1. Фрагмент сети на основе несекторированного кластера размером $C = 3$ с дробным повторным назначением частот

При такой структуре каждая базовая станция, входящая в кластер, использует до 50 % частотного ресурса сети при полном использовании всей полосы частот в кластере. Подробно процедура построения частотного кластера в сетях LTE при дробном и мягком назначении частот рассмотрена в [2].

Основной сложностью при построении структуры частотного кластера при заданной вероятности появления внутрисистемных помех является максимизация емкости и пропускной способности кластерной структуры, исходя из доступного частотного ресурса сети. Эта задача, по состоянию на сегодняшний день, требует дополнительного исследования.

Определение пространственных параметров сети. В процессе определения пространственных параметров сети производится оценка бюджетов потерь, радиусов «ближней» и «дальней» зон, определение мощностей передатчиков для «ближней» и «дальней» зон и определение числа БС в однородной сети. Бюджет потерь определяет максимально-допустимые потери на трассе распространения радиоволн (MAPL) для конкретного вида сигнально-кодовой конструкции при заданных параметрах приемо-передающего оборудования сети. Бюджет потерь не зависит от выбранной модели потерь распространения сигнала, но должен учитывать направление связи по линии «вверх» и линии «вниз», поскольку в сотовых системах мощность передатчика абонентской станции обычно меньше мощности передатчика базовой станции. Результаты оценок бюджета потерь [2] при различных конфигурациях оборудования и используемых сигнально-кодовых конструкций показывают, что ограничивающей по дальности связи является линия «вверх», т. к. мобильная станция, в отличие от базовой, обладает меньшей мощностью передатчика и имеет ненаправленную антенну. При этом допустимые потери при увеличении полосы рабочих частот системы падают, и для сохранения энергетического баланса между каналами необходимо ограничивать количество ресурсных блоков, приходящихся на абонентскую станцию:

при полосе частот канала 10 МГц допустимые потери находятся в пределах 125,8–148 дБ и целесообразно ограничивать количество ресурсных блоков, выделяемых абонентской станции, до четырех;

при ширине полосы частот канала 15 МГц допустимые потери находятся в пределах 121,8–144,2 дБ и целесообразно ограничивать количество ресурсных блоков, выделяемых абонентской станции, до восьми;

при ширине полосы частот канала 20 МГц допустимые потери находятся в пределах 117,8–139,9 дБ и целесообразно ограничивать количество ресурсных блоков, выделяемых абонентской станции, до 16.

Чувствительности приемников и уровни максимально допустимых потерь на линии радиосвязи связаны с типом модуляции (видом используемой сигнально-кодовой конструкции) и полосой частот, занимаемой системой. Увеличение полосы частот в два раза (с 10 до 20 МГц) приводит к ухудшению чувствительности на 3–5 дБ и уменьшению максимально допустимых потерь на трассе радиосвязи (бюджета потерь) на 6–8 дБ.

Оценка бюджета потерь начинается с конкретизации требуемого (допустимого) отношения с/ш на входе приемников в линиях «вверх» и «вниз». Значения отношения с/ш в зависимости от используемой модуляционно-кодирующей схемы (MCS), условий приема, уровня сетевой загрузки и количества приемных антенн приведены в таблице [3, 4].

Полученное значение MAPL используется в дальнейшем для нахождения максимального радиуса соты (максимально возможного расстояния между приемником и передатчиком).

При планировании сети окончательное значение MAPL определяется с учетом запасов на *интерференцию*, *затенение* и *проникновение* в здание/автомобиль. Запас на интерференцию зависит от числа повторно используемых частот и загрузки в соте [2]. Запас на затенение учитывает затухание сигнала вследствие движения абонентского терминала, т. к. при этом часто теряется прямая видимость между абонентской и базовой станциями. Этот запас гарантирует

Требуемые значения с/ш в зависимости от MCS

Модуляционно-кодирующая схема	Условия приема, Гц	Сетевая загрузка, %	Требуемое значение с/ш, дБ
QPSK 1/3	EPA, 5	30	−3,6
	EVA, 5	30	−2,5
	ETU, 70	30	−2,3
QPSK 1/3	EPA, 5	70	0,3
	EVA, 5	70	1,8
	ETU, 70	70	2,1
16-QAM 3/4	EPA, 5	30	–
	EVA, 5	30	5
	ETU, 70	30	–
16-QAM 3/4	EPA, 5	70	11,6
	EVA, 5	70	12,4
	ETU, 70	70	–
64-QAM 5/6	–	30	–
64-QAM 5/6	EPA, 5	70	19,4
	EVA, 5	70	19,6
	ETU, 70	70	–
Варианты условий приема: Extended Pedestrian A (EPA) – UE находится у пешехода; Extended Vehicular A model (EVA) – UE находится внутри автомобиля; Extended Typical Urban model (ETU) – стандартная модель городской застройки			

процент локальных зон в пределах покрываемой территории, где уровень сигнала будет выше требуемого значения. Запас на проникновение применяется по отношению к зданиям, автомобилям и т. д., то есть к тем объектам, внутри которых необходимо произвести оценку уровня сигнала. Величина запаса будет зависеть от поглощающих свойств материала объекта, его конструктивных особенностей и рабочего диапазона частот системы связи. Как правило, запас на проникновение берут равным 8 дБ при использовании абонентской станции внутри автомобиля и 20 дБ и более – при использовании в здании [1, 2].

Ниже в качестве примера представлены некоторые результаты анализа, в частности:

графики зависимости максимально допустимых потерь MAPL (дБ) и радиуса соты $R_{\text{соты max}}$ (км) при различных видах модуляции от числа ресурсных блоков N_{RB} в диапазоне 2,6 ГГц (рис. 2, 3);

зависимость максимального радиуса $R_{\text{соты max}}$ от используемой модуляционно-кодирующей схемы (рис. 4) при работе сети в диапазоне 2600 МГц и выделенных полосах 1,4 (6 РБ) и 20 МГц (100 РБ).

Результаты анализа показывают следующее:

- с ростом полосы частот, выраженной в количестве выделенных системе РБ, уменьшается MAPL и, соответственно, уменьшается максимально допустимый радиус соты;
- при работе сети в диапазоне частот 2600 МГц при 6 РБ и 100 РБ отношение $\frac{R_{\text{QPSK1/3}}}{R_{\text{64–QAM5/6}}}$ примерно равно 3,5 и практически не меняется с уменьшением частоты связи.

Полученное значение бюджета потерь используется в дальнейшем для нахождения радиусов «ближней» и «дальней» зон. Задаваясь частотным диапазоном и количеством ресурсных блоков, можно оценить

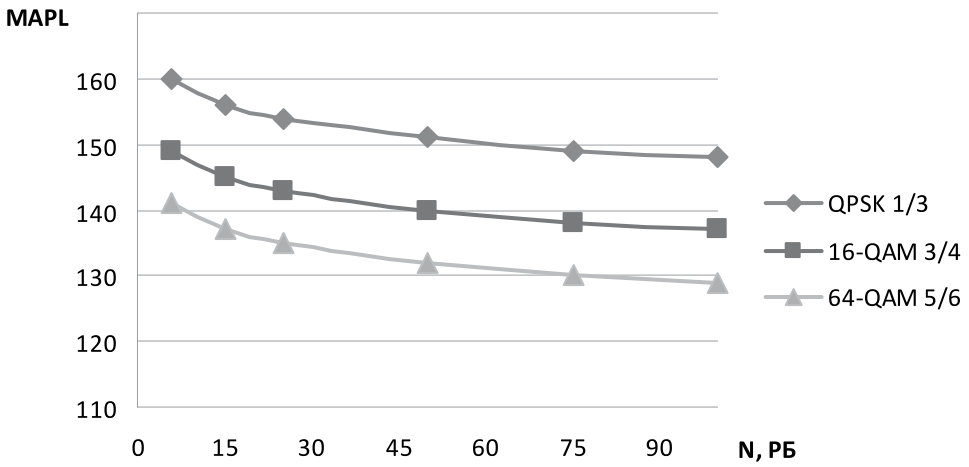

Рис. 2. Зависимость максимально допустимых потерь MAPL, дБ

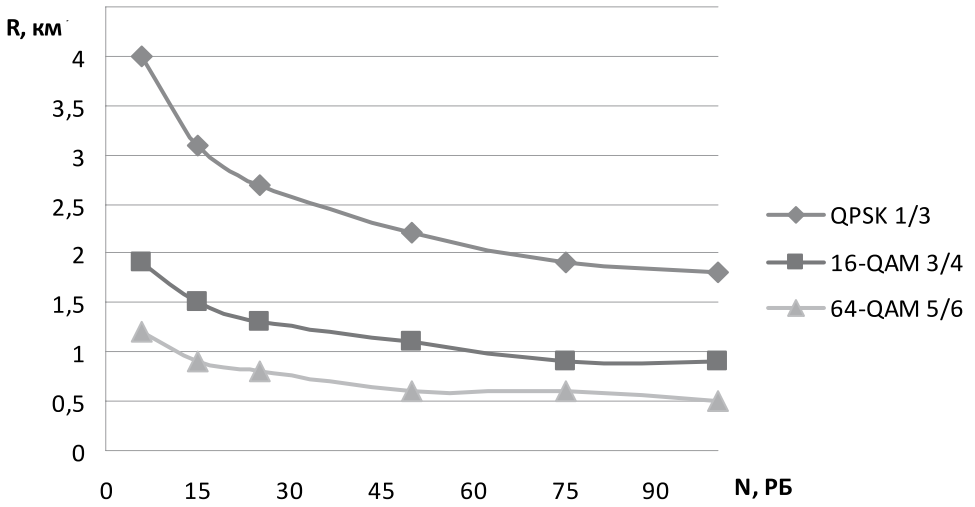

Рис. 3. Зависимость радиуса соты $R_{\text{соты max}}$, км

для всего набора сигнально-кодовых конструкций распределение скоростей передачи в соте при различных условиях приема. При определении мощности передатчиков в «ближней» и в «дальней» зонах используются статистические и дифракционные модели расчета средних потерь на трассе распространения. Будем полагать, что отношение мощности излучения передатчика базовой станции в «ближней» зоне к мощности в «дальней» зоне пропорционально отношению

$$\frac{P_{\text{изл.бз}}}{P_{\text{изл.дз}}} = \left(\frac{r}{R}\right)^k, \qquad (1)$$

где r – радиус «ближней» зоны соты; R – радиус соты; k – параметр, характеризующий условия радиосвязи ($k = 4$ в условиях города, 2 – в условиях открытой местности).

На основе полученного значения максимально допустимого радиуса соты производится расчет площади соты и находится число базовых станций в однородном фрагменте сети $N_{\text{БС}} = \frac{S_{\text{сети}}}{S_{\text{соты}}}$, где $S_{\text{сети}}$ – площадь зоны обслуживания сети, $S_{\text{соты}}$ – площадь обслуживания базовой станции.

Таким образом, при определении пространственных параметров сети необходи-

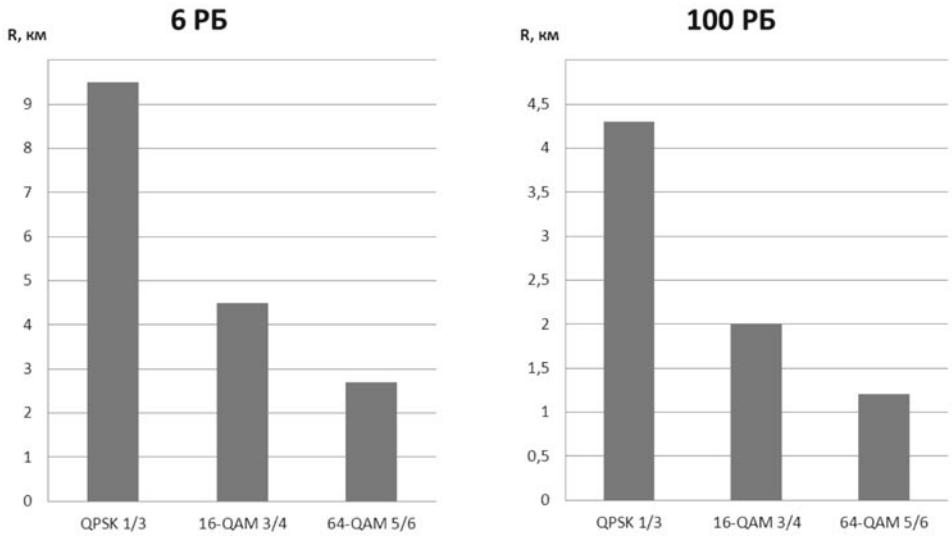

Рис. 4. Зависимость максимального радиуса $R_{\text{соты max}}$ от используемой модуляционно-кодирующей схемы

мо задаться частотным диапазоном, количеством ресурсных блоков, распределением скоростей передачи в соте, конфигурацией оборудования и условиями функционирования системы LTE.

Оценка средней пропускной способности и емкости. При оценке средней скорости передачи данных в прямом канале будем полагать, что распределение абонентских терминалов в зоне обслуживания базовых станций равномерно. Базовые станции предоставляют абонентам максимально возможную скорость передачи в соответствующих сегментах в «ближней» и «дальней» зонах [2, 5]. В общем случае средняя скорость передачи в «ближней» и «дальней» зонах в прямом канале находится по формуле

$$V_{\text{ср}} = \sum_{i=1}^{15} P_i V_{txi}, \qquad (2)$$

где i – номер внутреннего сегмента в соответствующей зоне (для LTE i = 1...15); P_i – вероятность нахождения абонента в i-сегменте соответствующей зоны; V_{txi} – скорость передачи, обеспечиваемая в i-сегменте соответствующей зоны.

Средняя скорость передачи в соте представляет сумму средних скоростей передачи в «ближней» и «дальней» зонах. Средняя скорость передачи данных зависит от распределения абонентов в зонах обслуживания сети. В свою очередь, средняя пропускная способность сети зависит от алгоритма распределения ресурсов прямого канала (алгоритма работы планировщика). Как показывают исследования [2], алгоритм работы планировщика существенно влияет на параметры качества обслуживания. В сетях LTE вопрос выполнения заданной дисциплины обслуживания, например, учет приоритетности абонентов или абонентского трафика, предоставления ресурсов для абонента в том или ином объеме и др., возложен на планировщика сети. Планировщик представляет собой программный продукт, производящий в режиме реального времени управление частотно-временными ресурсами системы [2, 5]. Например, планировщик базовой станции может управлять ресурсом, исходя из алгоритма пропорционально-справедливого назначения ресурса. При таком алгоритме работы в каждом субкадре планировщик назначает приоритеты пользовательским трафиковым каналам и, следовательно, принимает решение о начале передачи трафика того или иного абонента.

Для обеспечения максимальной пропускной способности можно использовать алгоритм выделения ресурса на основе максимального показателя уровня помех. Данный алгоритм позволяет существенно

повысить пропускную способность, т. к. учитывает показатель качества каждого канала и обслуживает в первую очередь пользователей с «хорошим» каналом. К основному недостатку этого алгоритма можно отнести негарантированное предоставление ресурсов при высокой нагрузке на сеть абонентам с низким соотношением с/ш. Если требуемая пропускная способность превышает допустимые значения, то необходимо перераспределение трафика между соседними базовыми станциями посредством эстафетной передачи абонентов, находящихся на границе зоны обслуживания.

Методика оценки числа равномерно распределенных по зоне обслуживания пользователей мобильного Интернета (трафик представляет собой пуассоновский поток) в установившемся режиме функционирования сети приведена в [2].

Вариант стандарта LTE, основанный на частотном дуплексе, использует симметричные полосы частот, предназначенные для передачи данных на линиях «вверх» и «вниз» соответственно. Учитывая тот факт, что в мобильных сетях передачи данных доля трафика на линии «вниз» составляет около 80 % передаваемого в сети трафика (ситуация ассиметричного трафика), оценку потенциальных возможностей сети LTE по обслуживанию пользователей следует проводить с учетом количества абонентов, взятых на обслуживание по прямому каналу [2].

С учетом сложности профиля трафика системы LTE среднее время занятия канала одним абонентом $\overline{T}_c$ представляет собой величину, которая может быть получена только статистическим образом. При предварительном проектировании для получения оценочных расчетов следует задаться рядом значений $\overline{T}_c$ и уровнем загрузки базовой станции в ЧНН. Величину нагрузки можно определить, исходя из заданного уровня отказов в соединении. Для многоканальных СМО с ограниченной очередью длиной m вероятность отказов определяется по формуле (см. например [2, 6])

$$P_{\text{отк}} = \frac{\rho^{n+m}}{n^m n!} P_0, \qquad (3)$$

где

$$P_0 = \left[1 + \sum_{i=1}^{n} \frac{\rho^n}{n!} + \frac{\rho^{n+1}}{n * n!} \frac{1 - \left(\frac{\rho}{n}\right)^m}{1 - \frac{\rho}{n}} \right]^{-1} \qquad (4)$$

– вероятность того, что все каналы системы свободны; n – число каналов СМО; m – длина очереди; ρ – нагрузка одного канала.

Задаваясь допустимым значением вероятности отказов, находим соответствующее ей значение $\rho = \frac{\lambda}{n}\overline{T}_c$, где λ – поток заявок от всех абонентов в ЧНН. Число абонентов в зоне обслуживания можно определить как

$$N_{\text{аб.ПК}} = \frac{n\rho}{\lambda_1 \overline{T}_c},$$

где λ_1 – поток заявок от одного абонента в ЧНН.

Например, если в системе значение $\rho = 0,3$ при 100 ресурсных блоках (пусть на один канал трафика приходится один ресурсный блок), λ_1 = одной заявке в час и $\overline{T}_c$ = 1/12 ч, то число абонентов, взятых на обслуживание базовой станцией в ЧНН, равно 360.

Очевидно, что задача оценки средней пропускной способности и емкости сети может быть решена для заданного профиля абонентского трафика и алгоритма работы планировщика, а в условиях трансформации трафика от пуассоновского потока к самоподобному требует отдельного исследования.

Частотное планирование. Частотное планирование включает решение следующих задач:

1) назначение полос частот секторам базовых станций;

2) распределение идентификаторов PCI (physical cell identity – физический идентификатор соты);

3) планирование преамбулы при случайном доступе в канале PRACH (Physical Random Access Channel – физический канал случайного доступа);

4) планирование пилотных сигналов.

Назначение полос частот секторам базовых станций производится в соответствии с частотным кластером, использованным при построении однородного фрагмента сети по аналогии с частотным назначением в стандарте GSM. В стандарте LTE определено 504 уникальных идентификатора соты PCI, которые рассчитываются на основе первичного и вторичного сигналов синхронизации. Алгоритм применения P-SCH аналогичен механизму распределения скремблирующего кода в системах WCDMA [2]. Вторичный сигнал синхронизации является идентификатором соты. При планировании сети для базовых станций, зоны обслуживания которых находятся рядом или перекрываются, необходимо использовать различные идентификаторы для снижения уровня взаимных помех.

Вопросы частотного планирования в общем плане рассматриваются в ряде работ, однако в них отсутствуют конкретные методики и рекомендации по применению [2, 7, 8].

В статье рассмотрены вопросы определения пространственно-технических параметров сотовой сети стандарта LTE на основе сложившихся подходов к решению задачи планирования сотовых систем мобильной связи и отмечена необходимость разработка методик:

построения частотных кластеров при заданной вероятности появления внутрисистемных помех, обеспечивающих максимизацию емкости кластерной структуры;

определения пространственных параметров сети, исходя из количества выделенных ресурсных блоков, распределения скоростей передачи, конфигурации оборудования и условий функционирования;

оценки средней пропускной способности и емкости сети для заданного профиля абонентского трафика и алгоритмов работы планировщиков;

частотного планирования и соответствующих рекомендаций по частотным разносам.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Бабков В.Ю., Вознюк М.А., Михайлов П.А.** Сети мобильной связи. Частотно-территориальное планирование. М.: Горячая линия − Телеком, 2007. 222 с.

2. **Бабков В.Ю., Цикин И.А.** Сотовые системы мобильной радиосвязи: Учеб. пособие. 2-е изд. перераб.и дополн. СПб.: БХВ − Петербург, 2013. 432 с.

3. 3GPP TS 36.104: Base Station (BS) radio transmission and reception. Apr. 2011. Release 9.

4. 3GPP TS 36.101: User Equipment (UE) radio transmission and reception. Nov. 2012. Release 11.

5. **Рыжков А.Е., Воробьев В.О., Слышков А.С., Сиверс М.А., Гусаров А.С., Шуньков Р.В.** Стандарты и сети радиодоступа 4G. СПб.: Линк, 2012. 226 с.

6. **Кошуняева Н.В., Патронова Н.Н.** Теория массового обслуживания (практикум по решению задач). Архангельск: САФУ, 2013. 107 с.

7. **Тихвинский В.О., Терентьев С.В., Высочин В.П.** Сети мобильной связи LTE/LTE Advanced: технологии 4G, приложения и архитектура. М.: ИД «Медиа Паблишер», 2014. 384 с.

8. **Salo J., Nur-Adam M., Chang K.** Practical Introduction to LTE Radio Planning. Wiley and Son, 2010.

REFERENCES

1. **Babkov V.Yu., Voznyuk M.A., Mikhaylov P.A.** *Seti mobilnoy svyazi. Chastotno-territorialnoye planirovaniye* [*Mobile network. Frequency planning*]. Moscow: Goryachaya liniya − Telekom Publ., 2007, 222 p. (rus)

2. **Babkov V.Yu., Tsikin I.A.** *Sotovyye sistemy mobilnoy radiosvyazi* [*Cellular mobile radio systems: a tutorial*]. St. Petersburg: BKhV − Petersburg Publ., 2013. 432 p. (rus)

3. *3GPP TS 36.104: Base Station (BS) radio transmission and reception*, Release 9, April 2011.

4. *3GPP TS 36.101: User Equipment (UE) radio transmission and reception*, Release 11, November 2012.

5. **Ryzhkov A.Ye., Vorobyev V.O., Slyshkov A.S., Sivers M.A., Gusarov A.S., Shunkov R.V.** *Standarty i seti radiodostupa 4G* [*Standards and 4G radio access network*]. St. Petersburg: Link Publ., 2012, 226 p. (rus)

6. **Koshunyayeva N.V., Patronova N.N.** *Teoriya massovogo obsluzhivaniya (praktikum po resheniyu zadach)* [*Queueing Theory (practical problem-solving)*]. Arkhangelsk: SAFU Publ., 2013, 107 p. (rus)

7. **Tikhvinskiy V.O., Terentyev S.V., Vysochin V.P.**

Seti mobilnoy svyazi LTE/LTE Advanced: tekhnologii 4G, prilozheniya i arkhitektura [*The mobile network LTE/LTE Advanced: technology 4G, applications and architecture*]. Moscow: Media Publ., 2014, 384 p. (rus)

8. **Salo J., Nur-Adam M., Chang K.** *Practical Introduction to LTE Radio Planning.* Wiley and Son, 2010.

БАБКОВ Валерий Юрьевич – *профессор кафедры радиотехники и телекоммуникаций Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, доктор технических наук.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: babkov_v@mail.ru

BABKOV, Valeriy Yu. *St. Petersburg Polytechnic University.*
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: babkov_v@mail.ru

НИКИТИНА Александра Викторовна – *доцент кафедры радиотехники и телекоммуникаций Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, кандидат технических наук.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: envision@yandex.ru

NIKITINA, Aleksandra V. *St. Petersburg Polytechnic University.*
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: envision@yandex.ru

СТАРИКОВ Владимир Владимирович – *аспирант кафедры передающих устройств и средств подвижной связи Санкт-Петербургского государственного университета телекоммуникаций имени профессора М.А. Бонч-Бруевича.*
191186, Россия, Санкт-Петербург, наб. р. Мойки, д. 61.
E-mail: vl.vl.starikov@gmail.com

STARIKOV, Vladimir V. *Bonch-Bruevich Saint-Petersburg State University of Telecommunications.*
191186, Moika Emb. 61, St. Petersburg, Russia.
E-mail: vl.vl.starikov@gmail.com

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

UDC 004.22,658.5,65.011.56 DOI 10.5862/JCTCS.212.2

V.V. Glazunov, M.A. Kurochkin, S.G. Popov

QUALIFICATION ROUTES MESSAGING FOR DYNAMIC SYSTEMS USING A LOGICAL-PROBABILISTIC METHOD

В.В. Глазунов, М.А. Курочкин, С.Г. Попов

ОЦЕНКА МАРШРУТОВ ПЕРЕДАЧИ СООБЩЕНИЙ В ДИНАМИЧЕСКИХ СИСТЕМАХ С ИСПОЛЬЗОВАНИЕМ ЛОГИКО-ВЕРОЯТНОСТНОГО МЕТОДА

In this paper we have considered the problem of message routes evaluation in the dynamic network of mobile subscribers. The network of mobile objects is represented by a graph with the time-varying structure. The search of the optimal route at any given time has polynomial complexity. As a solution, we suggest the logical-probabilistic method to build estimates of the routes. This method allows obtaining an analytical expression of the message delivery probability function for a s-connected graph with the given dimension. In this case, the time of searching for an optimal route can be considered as a constant.

FUNCTION OF MESSAGE DELIVERY PROBABILITY; MOBILE OBJECT; DYNAMIC SYSTEM; ROUTE MESSAGING; LOGICAL-PROBABILISTIC METHOD; MESH-NETWORK.

Рассмотрена задача построения оценки маршрутов передачи сообщений в динамической сети мобильных абонентов. Сеть мобильных объектов представлена графом, структура которого меняется во времени. Поиск оптимального маршрута передачи данных в произвольный момент времени требует полиномиального времени. Для решения этой проблемы предложено строить оценки, используя логико-вероятностный метод, позволяющий получить аналитическое выражение функции вероятности доставки сообщения для s-связанного графа заданной размерности. В этом случае время построения оптимального маршрута можно считать константным.

ФУНКЦИЯ ВЕРОЯТНОСТИ ДОСТАВКИ СООБЩЕНИЙ; МОБИЛЬНЫЙ ОБЪЕКТ; ДИНАМИЧЕСКАЯ СИСТЕМА; МАРШРУТ ПЕРЕДАЧИ СООБЩЕНИЙ; ЛОГИКО-ВЕРОЯТНОСТНЫЙ МЕТОД; MESH-СЕТИ.

Introduction

At the present time, more and more attention is paid to research problems of building a cloud-oriented mesh-network of vehicles. The continuous improvement of data transmission assets, network equipment, internetworking methods and cloud services access methods allow defining new tasks of providing information services to mobile networks subscribers. A special interest is given to the problems of improving the quality of messaging between traffic networks participants in the areas with low-quality network coverage [1].

Messaging between a vehicle and cloud environment is supplied via dedicated channel, which is organized with the support of telematics hardware equipment [2]. The quality of service in the cloud-oriented environment is determined by reliability of the third party hardware equipment and the size of the coverage area of cellular networks.

As a prospective trend in the development of information network in the areas with unstable signal reception is usually considered as a mobile self-organizing local network of vehicles with the access to cloud environment. In this model the exchange of messages between the vehicle and the cloud can be routed by different paths, then the set of vehicles on the road is presented by wireless LAN with varying topology, with a variable number of points which can communicate with the cloud environment. Currently, wireless messaging methods are supported by various techniques such as: Wi-Fi (802.11bg), mesh (802.11s),

DSRC, LTE(4G), UMTS(3G), which are implemented in vehicle's on-board hardware equipment [3].

The probability of delivering messages using these technologies may vary significantly at any given moment depending on repeaters location, terrain properties, intensity of data exchange and the amount of data.

Thus, at time T_i there arises the problem of choosing the optimal route between two messaging nodes.

Mobile objects connected with each other at the time T_i and using the same connection technology build a dynamic network. The network configuration and reliability changes over time.

It is necessary to develop a formal criterion for the well-grounded choice of the best data path at the time moment T_i. In this paper, the probability of message delivery is considered as such a criterion.

Problem Analysis

The dynamic network of mobile objects can be represented as a graph $G(U, L)$, where U_i is a mobile object, L_{ij} is communication channels between mobile objects. Each data transmission technology determines a subnet, i. e. G_m is the subgraph $G_m \subset G(U, L)$. Set $F(G_m)$ as a function of the probability of message delivery, defined on the subgraph G_m. T_i is the time of the message transmission. In this case, the problem will be: at the time moment T_i determine $\max\{F_{(G_m)}\}, m = 1 \ldots n$.

The feature of the problem formulation is the restriction on the computation time *F*, as the dynamics of changing parameters G_m is high.

Similar problems have been solved in the works of Floyd, Dijkstra, Levit, which represent fundamental research methods to build routes on graphs. In the work presented Dijkstra's algorithms [4] to find the shortest distance from one of the nodes to another, the complexity of the algorithm in the worst case is $O(n^2)$. The Floyd–Warshall algorithm [5] has complexity $O(n^3)$, and Levit's algorithm [5], which is a modified version of the Bellman–Ford algorithm, in the worst case has exponential complexity. However, in practice, the algorithms show good results, with logarithmic complexity $O(M \log N)$, where N is the set of nodes and M is the set of edges between nodes. These approaches show good results for the routing problems on the networks with low dynamics changes of connected nodes, examples of software implementation for such algorithms are dynamic routing protocols: OSPF and IS-IS. At the same time, their implementation in our task does not provide a solution to linear or constant time. Algorithms to find the shortest path on the graph belong to the class P, and are related to the problems with polynomial complexity. This complexity is due to the necessity to recalculate all routes in the graph, whose structure changes at the time moment T_i.

The current state of the problem solution: the logical-probabilistic calculus allows connecting Boolean algebra [6] with the operation of the circuit, and network data transmission systems. This allows moving away from the use of classical routing algorithms on graphs and turn to recalculating with the notation of logical variables and probability functions that ensure a quick evaluation form to submit transmission at a constant time in a prearranged structure [7].

Assessment of Message Delivery Reliability by Using a Logical-probabilistic Method

The logical-probabilistic method is to use a mixed form of the probability function (MFPF) [8], which describes in a compact form the set of conditional probabilities. It takes into account the conditions of the event in the form of logical variables and functions in terms of the degree of event probability.

The logical-probabilistic method (LPM) is originally designed to work with static structures where communication between nodes in the graph is given in terms of the problem, in this structure only communication channels state changes. In order to turn to a dynamic system and to ensure the constant time route calculation the authors propose to introduce dummy nodes, which will manage the appearance and disappearance of vehicles (nodes) at the particular time T_i. Then a LPM calculation formula could be drawn for the case of the maximum number of nodes (upper limit), and the performance of channels in fictitious nodes until the actual occurrence of the node .

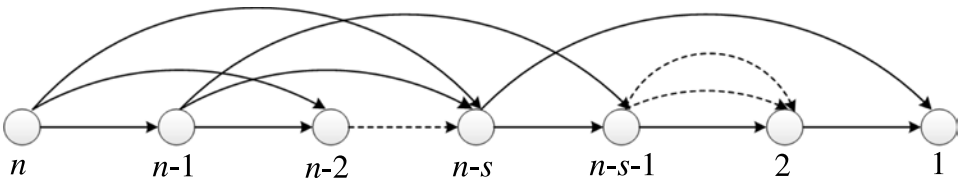

Fig. 1. *s*-connected oriented structure

Consider the application of the logical-probabilistic method to build estimates of message delivery probability from vehicle A_n to A_1 at the specified time moment T_i into the network with incomplete notifying the node of the network status [9].

The graph structure: the vehicle network is represented as a directed acyclic graph. In this graph, each node is represented as a switching center and receiving messages, i. e. each message can be transmitted to the *n*-th destination, if it exists, or a direct path to the destination, or by constructing a chain of hops on workable channels. An example of such a graph is shown in Fig. 1.

The condition of the working system is defined as follows: the system works, if there is at least one workable route from node *n* to 1. In its turn, the route is operational, if all its nodes and links between nodes are operational.

Introduce the following notation:

R_k – probability of the *k*-th node availability;

$C_{k,s}$ – probability of link availability between *k*-th and *s*-th nodes;

n – number of nodes in the graph (network);

s – number of links between nodes in the graph (network);

f_k – logical function of the successful link between nodes;

ki_{ks} – number of the link priority, which is given by the availability coefficient for the k_s-th link;

P_k – total probability of the *k*-th link availability;

x_k – logical variable of the *k*-th node availability;

$x_{k,k-1}$ – logical variable of the link availability between $k-1$ and *k*-th nodes;

Q_k – probability of the *k*-th node failure;

$L_{k,s}$ – probability of the link failure between *k*-th and *s*-th nodes.

For every node the priority links are defined: $ki_{k1}, ki_{k2}, ..., ki_{ks}, (k > s)$, $ki_{k1}, ki_{k2}, ..., ki_{k,k-1} (k \le s)$. Assume for definiteness, the transmission is over the communication channel is working properly in the direction of the lowest numbered node. Then the priority links for all routes from node *k* to 1 looks like $(k, k-s), (k, k-s+1), ..., (k, k-1)$ when $k > s$ and $(k,1), (k,2), ..., (k, k-1)$ when $(k \le s)$.

The condition of the network with incomplete input data about elements corresponds to the uncertainty of the status of all nodes and links in route, by which the message is transmitted. In the case of failure of one or more elements of the route, the message will be lost.

The logical-probabilistic method to estimate the probability of the message delivery from node *k* to node 1, consists of two stages:

1. Building the logical function of a successful connection between nodes *k*-th and 1.

2. Building a total probability formula of a successful connection between nodes *k*-th and 1.

The second stage is realized by the substitution method of logical variables and MFPF building.

Look at the first stage [8].

Find the calculation formula for the probability R_k of the message delivery from *k*-th node. Define f_k as the logical function of a successful connection between nodes *k* and 1. Then f_k is realized in the form of the recurrence relation:

$$f_k = x_k(x_{k,k-s} f_{k-s} \vee x'_{k,k-s}(x_{k,k-s+1} f_{k-s+1} \vee \dots$$
$$\dots \vee x'_{k,k-s}(x_{k,k-2} f_{k-2} \vee x'_{k,k-2} x_{k,k-1} f_{k-1}) \dots)), \quad (1)$$
$$s+1 \le k \le n, n > s,$$

when n is the number of nodes in the graph, x_k is the logical variable of the availability *k*-th node, x'_k is the logical variable which shows an inoperable state of the *k*-th node. The logical function f_k reflects all numerous

routes to deliver a message in a s-connected oriented graph. For example, the expression $x_k x_{k,k-s} f_{k-s}$ is interpreted as sending a message through a node using the route $x_{k,k-s}$ and the recurrence relation logical function with the value f_{k-s}. If the route $x'_{k,k-s}$ fails, the next route – $x_{k,k-s+1}$ will be used and the recursive function calculated for the next value is f_{k-s+1}. In the case of $2 \le k \le s$, the function will be as follows:

$$f_k = x_k(x_{k,1} f_1 \vee x'_{k,1}(x_{k,2} f_2 \vee \ldots \vee x'_{k,k-3}(x_{k,k-2} f_{k-2} \vee x'_{k,k-2} x_{k,k-1} f_{k-1})\ldots)), \quad (2)$$
$$2 \le k \le s.$$

Look at the second stage.

By the orthogonality of the terms in 1 and 2, substitution variables can be carried out in each term separately. MFPF takes the following form:

$$P_k^{(k-1)}(f_{k-1}, \ldots, f_{k-s}) = R_k(1 - L_{k,k-s}^{f_{k-s}} + \sum_{i=k-s+1}^{k-1} \prod_{j=1}^{i-k+s} L_{k,i-j}(1 - L_{k,i}^{f_i})), \; s+1 \le k \le n-1;$$

$$P_k^{(k-1)}(f_{k-1}, \ldots, f_1) = R_k(1 - L_{k,1}^{f_1} + \sum_{i=2}^{k-1} \prod_{j=1}^{i-1} L_{k,i-j}(1 - L_{k,i}^{f_i})), \; 2 \le k \le s; \quad (3)$$

when P is the estimated value for the total probability message delivery from n-th node to 1; Q_k – the probability of the k-th node failure; R_k – the probability of availability k-th node; $L_{k,k-s}$ – the probability of the route failure between k-th and $k-s$-th nodes; $C_{k,k-s}$ – the probability of the availability route between k-th and $k-s$-th nodes.

Similarly, the substitution is carried out for each term of expression 3. It is convenient to start the substitution in functions with a small number of k. After the substitution, we obtain an expression for the total probability of the message delivery from k-th node to 1. According to 3 for any numbers $k \le s$ we obtain:

$$P_k = R_k(C_{k,1} P_1 + L_{k,1}(P_2 C_{k,2} + L_{k,2}(C_{k,3} P_3 + \ldots + L_{k,k-2} C_{k,k-1} P_{k-1})). \quad (4)$$

Similarly for $k > s$:

$$P_k = R_k(C_{k,k-s} P_{k-s} + L_{k,k-s} \times (C_{k,k-s+1} P_{k-s+1} + \ldots + L_{k,k-2} C_{k,k-1} P_{k-1})). \quad (5)$$

Thus, knowing the vector of probabilities of availability R_i and $C_{i,j}$, we can calculate the probability of the message delivery from k-th node to 1 for each channel technology. For m available channels by different technologies it is easy to get m values of the probability message delivery, and the computational complexity of the calculation will be no higher than the linear one.

Example of Calculating the Probability of Message Delivery

Consider the example of calculating the probability of message delivery between k-th nodes with two different channel technologies a_i b_i $i = 1 \ldots k$ on each node. Transmitters of each technology are combined in isolated networks A and B. In this case, the function for calculating the probability is used as a decision in the route selection process of transmitting messages between nodes through the network A or B. Let each network be defined by the fully connected topology, which presented in Fig. 2.

The calculation example for the first four nodes is shown below in (6), (7). The calculation of the elements to the k-th element is carried out according to the MFPF formula (4) recurrently substituting the corresponding $k-1$ states.

This formula evaluation is based on formula (1) and (2). Later the logical function of successful communication between nodes for each of the two channels becomes:

$$f_4(P_4 = 1) = x_4(x_{34} x_3 \vee x_{24} f_2 \vee x_{41} x_1),$$
$$f_4 = x_1(x_{34} f_3 \vee x_{24} f_2 \vee x_{14} f_1), \quad (6)$$

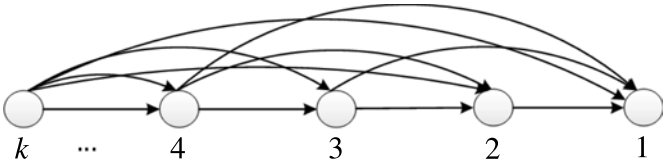

Fig. 2. Network topology example for different channel technologies

$$f_3 = x_3(x_{23}f_2 \vee x_{13}f_1),$$
$$f_2 = x_2(x_{12}f_1), \quad (6)$$
$$f_1 = x_1.$$

For example, for the first four nodes MFPF takes the following form:

$$P_2 = R_2R_{21}R_1,$$
$$P_3 = R_3R_1(R_{31} + L_{31}R_{32}R_2R_{21}),$$
$$P_4 = R_4R_1(R_{41} + L_{41}R_{42}R_2R_{21} + \quad (7)$$
$$+L_{42}R_{43}R_3(R_{31} + L_{31}R_{32}R_2R_{21})).$$

The obtained values P_4 are the probability of the message delivery through channels *A B*. For the *k*-th node the following form is recurrently calculated from formula (4).

To calculate the numerical value of the message delivery probability through the channel *a*, it is required to set the vector probabilities of availability nodes and links of communication network *A* – vector $R_A = \{r_1^A, r_2^A, r_3^A, r_4^A, ..., r_k^A\}$ and vector $S_A = \{r_{ij}^A, ..., r_{43}^A, r_{42}^A, r_{41}^A, r_{32}^A, r_{31}^A, r_{21}^A\}, 2 \le i \le k, 1 \le j \le k-1$. For the channel technology *b* state of nodes and links *B* are determined by the values of vectors: $R_B = \{r_1^B, r_2^B, r_3^B, \ldots, r_k^B\}$ and $S_B = \{p_{ij}^B, ..., p_{43}^B, p_{42}^B, p_{41}^B, p_{32}^B, p_{31}^B, p_{21}^B\}$. The probability of availability nodes and links set in the range: $0 \le r_i \le 1$ and $0 \le r_{ij} \le 1$ channels for both networks technologies.

After all the substitution to R_A, S_A and R_B, S_B, obtain the values P_k^A and P_k^B.

The higher of the two values P_k for networks *A* and *B* determine the channel *a* or *b* node r_i, on which the message will be transmitted.

Conclusion

The search for the optimal route of transferring data during a limited time interval is a key problem to implementing a cloud-oriented mobile mesh-network [2, 3]. The logical-probabilistic method of building the evaluation of messaging routes allows shortening the time needed to calculate the probability of delivering a message over the given channel and define the best route of delivering the message at any moment [10]. The strength of such an approach is in the ability to find an analytic solution in a common case with the incomplete input data about the network elements condition. This paper includes an example with the calculation of probability of the message delivery for the network of the fully connected acyclic graph. The presented example demonstrates the solution to the problem of searching for a new route in the case of data transfer session interruption when the transmission time is longer than networking the lifetime, which is important when transmitting a large amount of data by high-level protocols.

REFERENCES / СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Zaborovskiy V., Lukashin A., Popov S., Vostrov A.** Adage Mobile Services for its Infrastructure. ITS Telecommunications, *13th International Conference on*, 2013, Pp. 127–132.

2. **Zaborovski V.S., Chuvatov M., Gusikhin O.Y.** Heterogeneous Multiprotocol Vehicle Controls Systems in Cloud Computing Environment, *ICINCO*, 2013, Vol. 1, Pp. 555–561.

3. **Glazunov V., Kurochkin L., Kurochkin M., Popov S., Timofeev D.** Road traffic efficiency and safety improvements trends, *ICINCO,* 2013, Vol. 2, Pp. 439–446.

4. **Dijkstra E.W.** A Note on Two Problems in Connexion with Graphs, *Numerische Mathematik*, 1959, Vol. 1, Pp. 269–271.

5. **Cormen T.H., Leiserson C.E., Rivest R.L., Stein C.** *Introduction to Algorithms*, 2nd ed. The MIT Press, 2001.

6. **Bryant R**. Graph-Based Algorithms for Boolean Function Manipulation, *IEEE Trans. Comput.,* 1986, Vol. 35(8), Pp. 677–691.

7. **Balan A.O.** An Enhanced Approach To Network Reliability Using Boolean Algebra, *An Honors Thesis presented to the Departments of Computer Science and Mathematics of Lafayette College,* 2003, Pp. 1–43.

8. **Ryabinin I., Cherkesov G.** *The logic-probabilistic research methods of structure-complex systems reliability*. Moscow: Radio i svyaz Publ., 1981. (rus)

9. **Ito M.** Probabilistic Communication Net as a Nonoriented Graph. Reliability, *IEEE Transactions on*. 1975, Vol. R-24, No. 3, Pp. 196–198.

10. **Glazunov V., Kurochkin L., Kurochkin M., Popov S.** Instrumental environment of multiprotocol cloud-oriented vehicular mesh network, *ICINCO*, 2013, Vol. 1, Pp. 568–574.

GLAZUNOV, Vadim V. *St. Petersburg Polytechnic University.*
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: neweagle@gmail.com

ГЛАЗУНОВ Вадим Валерьевич – *аспирант кафедры телематики Института прикладной математики и механики Санкт-Петербургского государственного политехнического университета.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: neweagle@gmail.com

KUROCHKIN, Mikhail A. *St. Petersburg Polytechnic University.*
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: kurochkin.m@gmail.com

КУРОЧКИН Михаил Александрович – *профессор кафедры телематики Института прикладной математики и механики Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, кандидат технических наук.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: kurochkin.m@gmail.com

POPOV, Sergey G. *St. Petersburg Polytechnic University.*
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: popovserge@spbstu.ru

ПОПОВ Сергей Геннадьевич – *доцент кафедры телематики Института прикладной математики и механики Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, кандидат технических наук.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: popovserge@spbstu.ru

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

Federated Conference on Computer Science and Information Systems

Lodz, Poland 13-16, September 2015

Important Dates:

- Paper submission: **Friday Apr 24, 2015**
- Position paper submission: **June 01, 2015**
- Acceptance decision: **June 15, 2015**
- Final version of paper submission: **July 01, 2015**
- Final deadline for discounted fee: **July 01, 2015**
- Conference dates: **September 13-16, 2015**

www.fedcsis.org

IEEE Xplore® DIGITAL LIBRARY

FedCSIS is organized by:

PTI POLSKIE TOWARZYSTWO INFORMATYCZNE POLISH INFORMATION PROCESSING SOCIETY

IBS PAN

Lodz University of Technology

Wrocław University of Economics

In cooperation with:

IEEE PAN SIGAPP EAI European Alliance for Innovation

acm Chapter Event

Proceedings will be submitted for indexation by:

THOMSON REUTERS

dblp Computer Science Bibliography

Inspec

Google scholar

Устройства и системы передачи, приема и обработки сигналов

УДК 621.315

DOI 10.5862/JCTCS.212.3

М.С. Былина

УСОВЕРШЕНСТВОВАННАЯ МОДЕЛЬ И МЕТОДИКА РАСЧЕТА СИГНАЛОВ, ОТРАЖЕННЫХ ИЗ НЕОДНОРОДНОЙ КАБЕЛЬНОЙ ЦЕПИ

M.S. Bylina

IMPROVED MODEL AND COMPUTING TECHNIQUE OF TDR TRACE FOR A TRANSMISSION LINE WITH DISCONTINUITIES

Для контроля однородности кабельных цепей (КЦ) и определения их параметров широко используется импульсный метод измерений, реализуемый импульсными рефлектометрами (ИР) или рефлектометрами во временной области, основанный на зондировании КЦ короткими импульсами напряжения и последующей регистрации совокупности сигналов, отраженных от неоднородностей и повреждений (обратного потока). Функциональные возможности данного метода могут быть расширены путем использования цифровой обработки рефлектограмм, зарегистрированных существующими ИР. В основу обработки должна быть положена адекватная математическая модель неоднородной КЦ и обратного потока из нее (рефлектограммы).

Предложена уточненная математическая модель обратного потока из неоднородной КЦ, учитывающая комплексный характер волнового сопротивления, а также приведены результаты теоретических и экспериментальных исследований, подтверждающие необходимость такого уточнения и справедливость предложенных соотношений.

КАБЕЛЬНАЯ ЦЕПЬ; ИМПУЛЬСНЫЙ МЕТОД; МЕТОД ИМПУЛЬСНОЙ РЕФЛЕКТОМЕТРИИ; ИМПУЛЬСНЫЙ РЕФЛЕКТОМЕТР; TDR; СИГНАЛ ОБРАТНОГО ПОТОКА; РЕФЛЕКТОГРАММА; НЕОДНОРОДНАЯ КАБЕЛЬНАЯ ЦЕПЬ; НЕОДНОРОДНОСТЬ; МАТЕМАТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ.

Time domain reflectometry method and time domain reflectometers are used to monitor the state of continuity for transmission lines. The method is based on probing the transmission line with short voltage pulses and return stream signal registration. Functionality of existing TDRs can be enhanced by the use of digital processing TDR traces. The digital processing should be based on adequate models of a transmission line with discontinuities and return stream signal (TDR trace).

This paper presents the improved mathematical model of TDR trace for a transmission line with discontinuities. The model allows for the complex character and frequency response of the particular impedance. The paper also comes up with the results of theoretical and experimental studies. The results demonstrate the need of the model refinement and validity of the proposed formulas.

TRANSMISSION LINE; TIME DOMAIN REFLECTOMETRY; TIME DOMAIN REFLECTOMETERS; TDR; TDR TRACE; TRANSMISSION LINE WITH DISCONTINUITIES; DISCONTINUITY; MATHEMATICAL MODEL.

Для контроля однородности кабельных цепей (КЦ) и определения их параметров широко используется импульсный метод измерений, реализуемый импульсными рефлектометрами (ИР) или рефлектометрами во временной области (TDR – Time Do-

main Reflectometer) [1–5], основанный на зондировании КЦ короткими импульсами напряжения и последующей регистрации совокупности сигналов, отраженных от неоднородностей и повреждений. Эти сигналы в теории направляющих систем связи принято называть *обратным потоком* или *сигналом обратного потока* [1, 2, 6, 7].

ИР регистрирует рефлектограмму – зависимость сигнала обратного потока от времени (расстояния вдоль КЦ), по которой можно определять характер неоднородностей и измерять расстояния до них при одностороннем доступе к линии. В [8, 9] показано, что функциональные возможности данного метода измерений могут быть расширены, а погрешности определения расстояний уменьшены путем использования цифровой обработки рефлектограмм, зарегистрированных существующими ИР. В основу обработки должна быть положена адекватная математическая модель неоднородной КЦ и обратного потока из нее (рефлектограммы).

В [10–12] рассмотрены различные подходы к моделированию неоднородных КЦ. Наиболее универсальной является модель [12], в которой допускается, что неоднородную КЦ можно разбить на некоторое количество последовательно соединенных однородных участков с разными параметрами. В стыках участков могут располагаться сосредоточенные неоднородности. Для расчета обратного потока необходимы модели однородного участка КЦ и сосредоточенной неоднородности. Моделирование сосредоточенных неоднородностей в [12] основано на предположении, что при использовании для зондирования КЦ коротких импульсов можно пренебречь комплексным характером ее волнового сопротивления и его зависимостью от частоты.

В данной статье предлагается более точная и физически более правильная математическая модель обратного потока из неоднородной КЦ, а также приводятся результаты теоретических и экспериментальных исследований, подтверждающие справедливость приведенных соотношений и показывающие, что пренебрежение комплексным характером волнового сопротивления КЦ и зависимостью его от частоты может стать причиной значительных погрешностей при расчете сигнала обратного потока.

Неоднородности в кабельных цепях. Неоднородностью принято называть любое изменение волнового сопротивления Z_v вдоль КЦ [5, 9–11]. Однако это определение не является полным, т. к. охватывает не все виды неоднородностей. Будем различать следующие виды неоднородностей:

концевые, возникающие на выходе и входе КЦ из-за отличия сопротивления нагрузки и внутреннего сопротивления источника сигнала от волнового сопротивления КЦ;

стыковые, возникающие при соединении строительных длин, имеющих разное волновое сопротивление;

внутренние, обусловленные изменениями волнового сопротивления в пределах строительной длины;

внешние, обусловленные включением (преднамеренным или возникающим по естественным причинам) на определенном расстоянии в сечение КЦ некоторого четырехполюсника с эквивалентной схемой, содержащей сосредоточенные элементы (резисторы, емкости и индуктивности).

Неоднородности могут быть сосредоточенными и распределенными. К сосредоточенным относят неоднородности, время распространения по которым намного меньше длительности зондирующего импульса и (или) постоянной времени КЦ длиной, равной удвоенному расстоянию до неоднородности. В противном случае неоднородность называется распределенной. Концевые и внешние неоднородности являются сосредоточенными.

Формирование сигнала обратного потока из неоднородной кабельной цепи (рефлектограммы). Рассмотрим процесс формирования сигнала обратного потока, регистрируемого ИР. Упрощенная структурная схема ИР представлена на рис. 1. Зондирующие импульсы от генератора через устройство ввода/вывода поступают в исследуемую КЦ. При рассмотрении процессов распространения зондирующих импульсов можно выделить прямой поток от генератора к на-

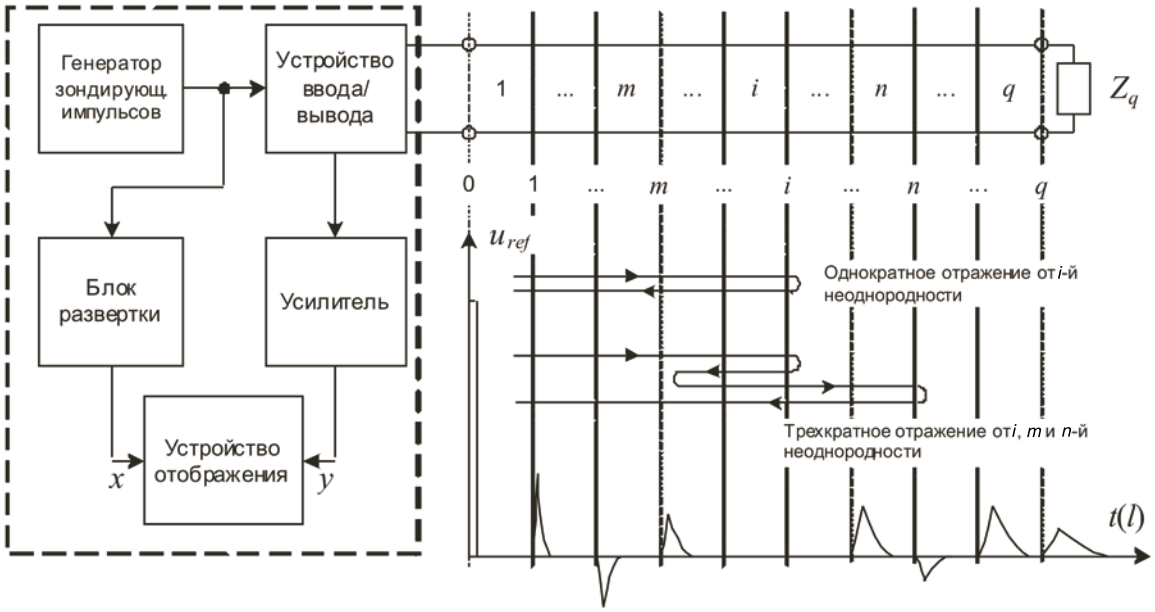

Рис. 1. Структурная схема ИР. Эквивалентная схема и рефлектограмма неоднородной КЦ

грузке и обратный поток от нагрузки к генератору.

Прямой поток формируют импульсы, распространяющиеся от генератора к нагрузке, а также отраженные импульсы, возникающие в результате многократных (четной кратности) отражений (с участием двух и более неоднородностей). Обратный поток формируют отраженные импульсы, возникающие в результате как однократных отражений (с участием одной неоднородности), так и многократных (нечетной кратности) отражений (с участием двух и более неоднородностей). На рисунке показан процесс формирования однократного и трехкратного отражений. Обратный поток через устройство ввода/вывода поступает на усилитель, а затем на устройство отображения (экран). Развертка экрана запускается передним фронтом зондирующего импульса.

Эквивалентная схема неоднородной кабельной цепи. Для описания неоднородной КЦ будем использовать эквивалентную схему, изображенную на рис. 1. В данной схеме КЦ представляет собой последовательно соединенные q однородных участков с длинами l_i. Для учета всех возможных видов неоднородностей и повреждений полагаем, что в стыках между участками могут быть включены четырехполюсники, содержащие сосредоточенные сопротивления, индуктивности и емкости и представляющие собой эквивалентные схемы неоднородностей. Для удобства математического описания будем считать, что четырехполюсники включены в каждом стыке. Если стык не содержит сосредоточенной неоднородности, соответствующий ему четырехполюсник является пустым. Расстояние от ИР до i-го стыка можно определить по выражению $l_{ni} = \sum_{j=1}^{i} l_j$. Участки будем нумеровать от $i = 1$ до q. Стыки между участками – от $j = 0$ до q (всего q+1).

В эквивалентную схему для теоретических исследований кроме КЦ входят генератор зондирующих импульсов $e(t)$ с внутренним сопротивлением Z_0, а также сопротивление нагрузки Z_q.

В частотной области каждый i-й однородный участок КЦ характеризуется постоянной распространения $\gamma_i(j\omega) = \alpha_i + j\beta_i$, где $\alpha_i(\omega)$ и $\beta_i(\omega)$ – коэффициенты затухания и фазы, j – мнимая единица, и волновым сопротивлением $Z_{vi}(j\omega)$. Он может быть представлен четырехполюсником, имеющим распределенные параметры, для которого можно определить передаточную функцию $H_i(j\omega)$ [5–7].

Четырехполюсник, представляющий сосредоточенную неоднородность в *i*-м стыке, в частотной области можно характеризовать передаточными функциями по отражению $R_j(j\omega)$ и по пропусканию $K_j(j\omega)$.

Математическая модель обратного потока из неоднородной кабельной цепи в частотной области. Для математического описания обратного потока представим его в виде суммы отраженных импульсов, возникших в результате однократных и многократных (нечетной кратности) отражений. Если в КЦ больше одной неоднородности, таких импульсов будет бесконечно много. Однако проведенные нами многочисленные экспериментальные исследования показали, что при расчете обратного потока обычно достаточно учесть только однократные и трехкратные отражения, т. к. с увеличением кратности отраженные сигналы быстро убывают.

Описанная выше схема неоднородной КЦ позволяет получить эквивалентные схемы для расчета импульса, однократно отраженного от неоднородности, находящейся в стыке *i*, и импульса, трехкратно отраженного от неоднородностей, находящихся в стыках *i*, *m* и *n* (рис. 1).

Представленные на рис. 2 схемы представляют собой последовательное соединение рассмотренных четырехполюсников. Для их передаточных функций получаем:

однократное отражение (рис. 2 *а*)

$$H_{ref\,i} = R_{i+} \cdot \prod_{k=1}^{i} H_k^2 \cdot \prod_{n=0}^{i-1} (K_{n+} \cdot K_{n-}); \qquad (1)$$

трехкратное отражение (рис. 2 *б*)

$$H_{ref\,imn} = R_{i+} R_{m-} R_{n+} \cdot \prod_{u=1}^{n} H_u^2 \cdot \prod_{v=m+1}^{i} H_v^2 \times \times \prod_{u=0}^{n-1} (K_{u+} K_{u-}) \prod_{v=m+1}^{i-1} (K_{v+} K_{v-}). \qquad (2)$$

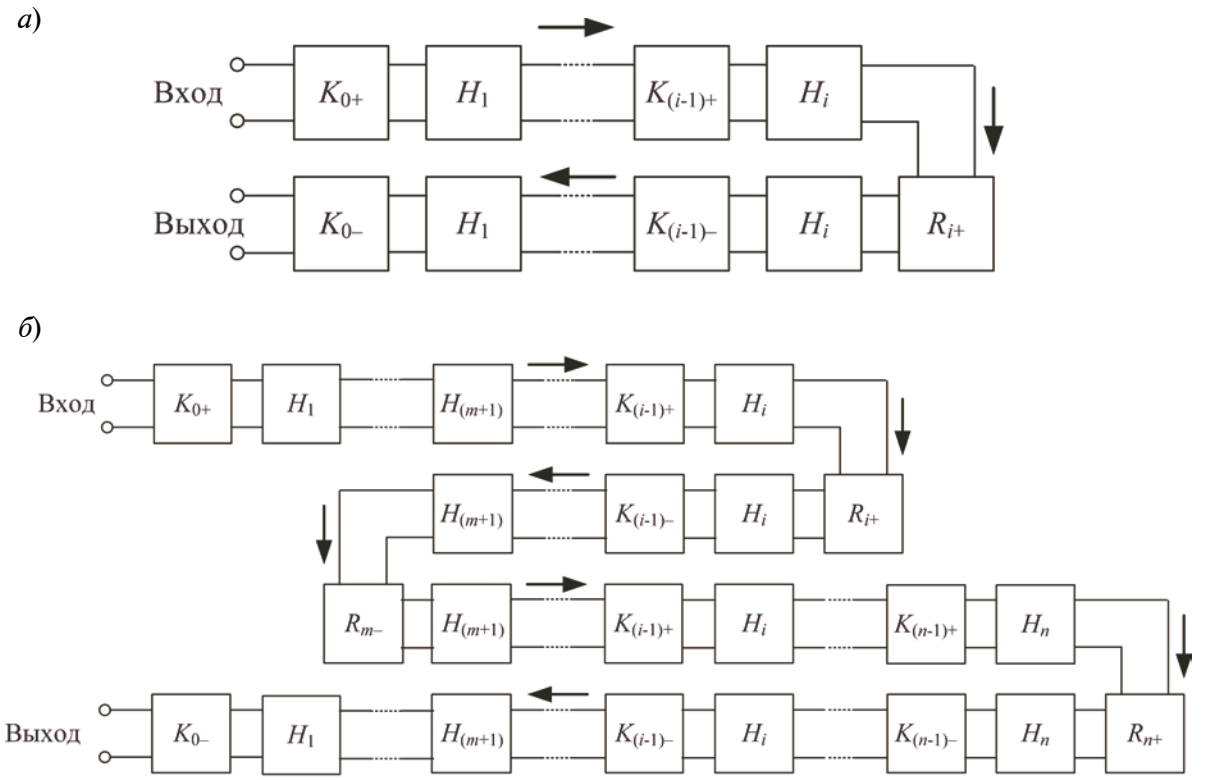

Рис. 2. Эквивалентная схема для расчета сигнала, однократно отраженного от *i*-го стыка (*а*) и трехкратно отраженного от стыков *i*, *m*, *n* (*б*)
Стрелками показаны направления распространения сигналов

В выражениях (1) и (2) предполагается, что передаточные характеристики по отражению и пропусканию для сосредоточенных неоднородностей зависят от направления распространения импульса, которое обозначается индексами «+» для прямого направления и «−» для обратного. Передаточные характеристики однородных участков КЦ не зависят от направления распространения импульса.

Рассмотрим передаточные характеристики отдельных элементов эквивалентных схем, представленных на рис. 2. Для передаточной характеристики i-го участка однородной согласованной КЦ справедливо [5, 6, 12, 13]:

$$H_i = \exp[-\gamma_i \cdot l_i]. \qquad (3)$$

Передаточные характеристики по отражению $R_{i\pm}$ и пропусканию $K_{i\pm}$ четырехполюсника, представляющего расположенную в i-м стыке сосредоточенную неоднородность, необходимо определять с учетом волнового сопротивления Z_{vi} предшествующего i-го и волнового сопротивления $Z_{v(i+1)}$ последующего $(i+1)$-го однородных участков. Для концевых неоднородностей: передаточные характеристики R_{q+} и K_{q+} необходимо определять с учетом волнового сопротивления Z_{vq} q-го однородного участка и сопротивления нагрузки Z_q, передаточные характеристики R_{0-} и $K_{0\pm}$ − с учетом внутреннего сопротивления источника сигнала Z_0 и волнового сопротивления Z_{v1} первого однородного участка.

Введем обозначения: $U_{inc\ i\pm}$, $I_{inc\ i\pm}$ − напряжение и ток в волне, падающей на i-ю неоднородность; $U_{tra\ i\pm}$, $I_{tra\ i\pm}$ − напряжение и ток в волне, прошедшей через i-ю неоднородность; $U_{ref\ i\pm}$, $I_{ref\ i\pm}$ − напряжение и ток в волне, отраженной от i-й неоднородности. Знак «+» соответствует волне, распространяющейся от генератора к нагрузке, знак «−» − волне, распространяющейся от нагрузки к генератору. Тогда для передаточных характеристик $R_{i\pm}$ и $K_{i\pm}$ i-й неоднородности справедливо:

$$R_{i+} = \frac{U_{ref\ i+}}{U_{inc\ i+}} = \frac{Z_{in\ i+} - Z_{vi}}{Z_{in\ i+} + Z_{vi}}, \qquad (4.1)$$

$$K_{i+} = \frac{U_{tra\ i+}}{U_{inc\ i+}},\ \ Z_{in\ i+} = \frac{U_{inc\ i+}}{I_{inc\ i+}}, \qquad (4.1)$$

$$R_{i-} = \frac{U_{ref\ i-}}{U_{inc\ i-}} = \frac{Z_{in\ i-} - Z_{v(i+1)}}{Z_{in\ i-} + Z_{v(i+1)}},$$
$$K_{i-} = \frac{U_{tra\ i-}}{U_{inc\ i-}},\ \ Z_{in\ i-} = \frac{U_{inc\ i-}}{I_{inc\ i-}}. \qquad (4.2)$$

Рассмотрим процедуру определения передаточных характеристик неоднородности на примерах.

Наиболее простым видом неоднородности является стык двух однородных участков КЦ с разными параметрами. Ее схемой замещения является пустой четырехполюсник без потерь. В этом случае $Z_{in\ i+} = Z_{v(i+1)}$, $Z_{in\ i-} = Z_{vi}$, то есть для передаточных характеристик справедливо

$$R_{i+} = \frac{Z_{v(i+1)} - Z_{vi}}{Z_{vi} + Z_{v(i+1)}},\ \ R_{i-} = \frac{Z_{vi} - Z_{v(i+1)}}{Z_{vi} + Z_{v(i+1)}}, \qquad (5.1)$$

$$K_{i+} = \frac{2Z_{v(i+1)}}{Z_{vi} + Z_{v(i+1)}},\ \ K_{i-} = \frac{2Z_{vi}}{Z_{vi} + Z_{v(i+1)}}. \qquad (5.2)$$

На рис. 3 *а*, *б* приведены эквивалентные схемы четырехполюсников, моделирующих часто встречающиеся простые продольные и поперечные неоднородности. Примерами простых продольных неоднородностей (рис. 3 *а*) являются омическая асимметрия (Z − чисто активно), индуктивная неоднородность (например, катушка Пуппина) ($Z = j\omega L$). Примерами простых поперечных неоднородностей (рис. 3 *б*) являются понижение сопротивления изоляции и утечка (Z − чисто активно), емкостная неоднородность ($Z = 1 / j\omega C$).

Получим выражения для передаточных характеристик этих неоднородностей по отражению и пропусканию.

Для продольной неоднородности (рис. 3 *а*) справедливо $Z_{in\ i+} = Z + Z_{v(i+1)}$, $Z_{in\ i-} = Z + Z_{vi}$. С учетом этих соотношений из (4) получим:

$$R_{i+} = \frac{Z + Z_{v(i+1)} - Z_{vi}}{Z + Z_{vi} + Z_{v(i+1)}},$$
$$R_{i-} = \frac{Z + Z_{vi} - Z_{v(i+1)}}{Z + Z_{vi} + Z_{v(i+1)}}, \qquad (6.1)$$

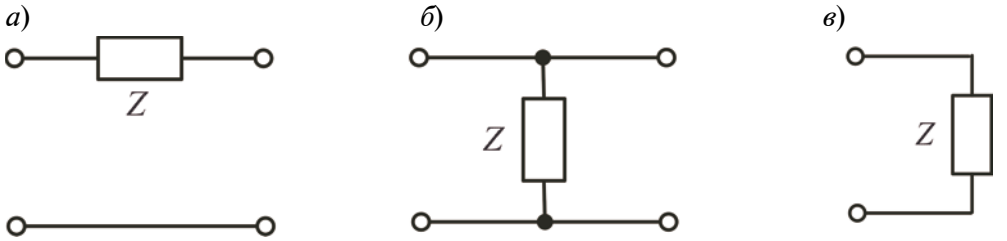

Рис. 3. Четырехполюсники, являющиеся эквивалентными схемами продольной (*а*) и поперечной (*б*) неоднородностей, эквивалентная схема несогласованной нагрузки (*в*)

$$K_{i+} = \frac{2Z_{v(i+1)}}{Z + Z_{vi} + Z_{v(i+1)}},$$
$$K_{i-} = \frac{2Z_{vi}}{Z + Z_{vi} + Z_{v(i+1)}}. \qquad (6.2)$$

Для поперечной неоднородности (рис. 3 *б*) справедливо $Z_{in\,i+} = Z \cdot Z_{v(i+1)} / (Z + Z_{v(i+1)})$, $Z_{in\,i-} = Z \cdot Z_{vi} / (Z + Z_{vi})$. Подставляя эти выражения в (4), получим:

$$R_{i+} = \frac{(Z_{v(i+1)} - Z_{vi})Z - Z_{vi}Z_{v(i+1)}}{(Z_{v(i+1)} + Z_{vi})Z + Z_{vi}Z_{v(i+1)}},$$
$$R_{i-} = \frac{(Z_{vi} - Z_{v(i+1)})Z - Z_{vi}Z_{v(i+1)}}{(Z_{vi} + Z_{v(i+1)})Z + Z_{vi}Z_{v(i+1)}}. \qquad (7.1)$$

$$K_{i+} = \frac{2Z_{v(i+1)}Z}{(Z_{v(i+1)} + Z_{vi})Z + Z_{vi}Z_{v(i+1)}},$$
$$K_{i-} = \frac{2Z_{vi}Z}{(Z_{vi} + Z_{v(i+1)})Z + Z_{vi}Z_{v(i+1)}}. \qquad (7.2)$$

Аналогичный подход может быть применен к определению параметров концевых неоднородностей. Для несогласованной нагрузки (рис. 3 *в*) физический смысл имеют только передаточные характеристики $R_{q+}(p)$ и $K_{q+}(p)$. В этом случае $Z_{in\,q+} = Z = Z_q$, поэтому

$$R_{q+} = \frac{Z - Z_{vq}}{Z + Z_{vq}}, \quad K_{q+} = \frac{2Z}{Z + Z_{vq}}. \qquad (8)$$

Для неоднородности, представляющей собой нарушение согласования источника сигнала с линией, физический смысл имеют только передаточные характеристики R_{0-} и $K_{0\pm}$:

$$R_{0-} = \frac{Z_{v1} - Z_0}{Z_{v1} + Z_0}, \quad K_{0+} = \frac{2Z_{v1}}{Z_0 + Z_{v1}},$$
$$K_{0+} = \frac{2Z_0}{Z_0 + Z_{v1}}. \qquad (9)$$

Выражениями (3)–(9) мы определили все передаточные характеристики, входящие в (1) и (2). Отметим, что во все эти выражения входят волновые сопротивления однородных участков КЦ, которые являются комплексными и зависят от частоты. Волновое сопротивление *i*-го однородного участка можно определить по следующему приближенному выражению [6]:

$$Z_{vi} = Z_{vi\infty} + \frac{M_i}{\sqrt{\omega}} \cdot \frac{1 - j}{\sqrt{2}}, \qquad (10)$$

где $Z_{vi\infty}$ – волновое сопротивление *i*-го однородного участка КЦ в диапазоне высоких частот; M_i – коэффициент аппроксимации, зависящий от конструктивных размеров и диэлектрической проницаемости изоляции *i*-го однородного участка КЦ. Значения $Z_{v\infty}$ и M для КЦ городских телефонных сетей (ГТС) приведены в таблице [6, 7].

Для передаточной характеристики неоднородной КЦ по обратному потоку H_{ref},

Параметры КЦ ГТС

Кабель	$Z_{v\infty}$, Ом	M, Ом/мкс^{0,5}	τ_z, мкс/км	τ_0, мкс/км^2
ТПП-0.32	100	50,075	4,590	0,730
ТПП-0.4	100	40,043	4,590	0,497
ТПП-0.5	100	32,017	4,590	0,312
ТПП-0.7	100	22,844	4,590	0,155

учитывающей однократные и трехкратные отражения, можно записать:

$$H_{ref} = \sum_{i=0}^{q} H_{ref\,i} + \sum_{n=2}^{q}\sum_{i=1}^{n-1}\sum_{m=0}^{i} H_{ref\,imn}. \qquad (11)$$

Теперь можно рассчитать обратный поток U_{ref} в частотной области:

$$U_{ref} = E \cdot H_{ref}, \qquad (12)$$

где E – зондирующий сигнал в частотной области. Выражения (1)–(12) представляют собой математическую модель обратного потока из неоднородной КЦ в частотной области.

Математическая модель обратного потока из неоднородной кабельной цепи во временной области. Во временной области обратный поток из неоднородной КЦ можно найти непосредственно из (12) с помощью обратного преобразования Фурье (при использовании спектрального метода) или Лапласа (при использовании операторного метода). Этими способами возможно также определить из (11) импульсную $g_{ref}(t)$ или переходную $h_{ref}(t)$ характеристики неоднородной КЦ, а затем определить обратный поток $u_{ref}(t)$ при любой форме зондирующего импульса $e(t)$ с помощью интеграла Дюамеля (свертки):

$$g_{ref}(t) = \frac{1}{2\pi j}\int_{\alpha-j\infty}^{\alpha+j\infty} H_{ref}(p)\exp(pt)dp = \\ = \sum_{i=0}^{q} g_{ref\,i}(t) + \sum_{n=2}^{q}\sum_{i=1}^{n-1}\sum_{m=0}^{i} g_{ref\,imn}(t), \qquad (13)$$

$$h(t) = \frac{1}{2\pi j}\int_{\alpha-j\infty}^{\alpha+j\infty} \frac{H_{ref}(p)}{p}\exp(pt)dp = \\ = \sum_{i=0}^{q} h_{ref\,i}(t) + \sum_{n=2}^{q}\sum_{i=1}^{n-1}\sum_{m=0}^{i} h_{ref\,imn}(t), \qquad (14)$$

$$u_{ref}(t) = \int_{-\infty}^{t} e(\tau)g(t-\tau)d\tau = \int_{-\infty}^{t} e'(\tau)h(t-\tau)d\tau, \qquad (15)$$

где

$$g_{ref\,i}(t) = \frac{1}{2\pi j}\int_{\alpha-j\infty}^{\alpha+j\infty} H_{ref\,i}(p)\exp(pt)dp,$$

$$g_{ref\,imn}(t) = \frac{1}{2\pi j}\int_{\alpha-j\infty}^{\alpha+j\infty} H_{ref\,imn}(p)\exp(pt)dp,$$

$$h_{ref\,i}(t) = \frac{1}{2\pi j}\int_{\alpha-j\infty}^{\alpha+j\infty} \frac{H_{ref\,i}(p)}{p}\exp(pt)dp,$$

$$h_{ref\,imn}(t) = \frac{1}{2\pi j}\int_{\alpha-j\infty}^{\alpha+j\infty} \frac{H_{ref\,imn}(p)}{p}\exp(pt)dp.$$

Для успешного использования выражений (13)–(15) необходимо рассмотреть временные характеристики i-го однородного участка КЦ во временной области. Его передаточная характеристика определяется выражением (3). Из (3) с помощью обратного преобразования Лапласа можно получить аналитические выражения для его импульсной $g_i(t)$ и переходной $h_i(t)$ характеристик:

$$g_i(t) = \frac{\sqrt{t_0}}{\sqrt{\pi}(t-t_z)^{3/2}}\exp\left[-\frac{t_0}{t-t_z}\right]1(t-t_z), \\ h_i(t) = \operatorname{erfc}\left[\sqrt{\frac{t_0}{t-t_z}}\right]1(t-t_z), \qquad (16)$$

где $t_0 = \tau_{0i}l_i^2$ и $t_z = \tau_{zi}l_i$ – постоянная времени и время задержки i-го участка КЦ; τ_{0i} и τ_{zi} – удельная конструктивная постоянная и удельное время задержки i-го участка КЦ; $1(t)$ – функция Хэвисайда, равная нулю при $t < 0$ и равная единице при $t \geq 0$.

При получении аналитических выражений (16) для $\gamma_i(p)$ было использовано приближенное выражение [6]:

$$\gamma_i(p) = \sqrt{4\tau_{0i}}\sqrt{p} + p\tau_{zi}. \qquad (17)$$

Значения τ_{0i} и τ_{zi} можно связать с параметрами i-го участка КЦ в частотной области α_i и β_i, определенными на частоте $f = f_1$: $\tau_{0i} = \alpha_i^2(f_1)/(4\pi f_1 \cdot 8,68^2)$, $\tau_{zi} = \beta_i(f_1)/(2\pi f_1)$ [6]. Частота f_1 должна быть достаточно большой и выбираться из диапазона, в котором α_i пропорционален $\sqrt{f}$.

Ниже рассмотрены несколько примеров использования предлагаемой математической модели для расчета обратного потока из неоднородных КЦ.

Обратный поток из однородной несогласованной по выходу кабельной цепи. Обратный поток однородной несогласованной по выходу КЦ формируется единственным отражением от сопротивления нагрузки. Поэтому изображение Лапласа обратного

потока такой КЦ имеет вид:

$$U_{ref}(p) = E(p)\frac{Z - Z_v(p)}{Z + Z_v(p)}\exp[-2\gamma(p)l], \quad (18)$$

где Z – сопротивление нагрузки; γ – постоянная распространения рассматриваемой КЦ; Z_v – ее волновое сопротивление, определяемое выражением (10), которое для получения импульсной характеристики с помощью обратного преобразования Лапласа приведем к виду:

$$Z_v = Z_{v\infty} + M/\sqrt{p}. \quad (19)$$

Расчет обратного потока проведем для прямоугольного зондирующего импульса $e(t)$ с длительностью t_p и амплитудой E_m, изображение Лапласа $E(p)$ которого имеет вид:

$$E(p) = E_m(1 - \exp(-t_p p))/p. \quad (20)$$

С учетом (20) из (18) можно получить аналитическое выражение для расчета обратного потока КЦ $u_{ref}(t)$:

$$u_{ref}(t) = E_m(v(t - t_z)\cdot 1(t - t_z) - v(t - t_z - t_p)\cdot 1(t - t_z - t_p)), \quad (21)$$

где

$$v(t) = (R_z + 1)\cdot\exp(ak)\cdot\exp(a^2 t)\times \times \operatorname{erfc}(a\sqrt{t} + \sqrt{t_0/t}) - \operatorname{erfc}(\sqrt{t_0/t}),$$

$$t_0 = 4\tau_0 l^2,\ t_z = 2\tau_z l,\ R_z = \frac{Z - Z_{v\infty}}{Z + Z_{v\infty}},$$

$$a = \frac{M}{Z + Z_{v\infty}},\ k = \sqrt{4\tau_0}\,2l,$$

τ_0 и τ_z – конструктивная постоянная и удельное время задержки рассматриваемой КЦ.

На рис. 4 представлены результаты расчетов нормированного обратного потока из несогласованно нагруженной КЦ ТПП-0.4 ($Z_{v\infty}$ = 100 Ом, M = 32 Ом/мкс$^{0.5}$) длиной 250 м. Расчеты проведены по выражению (21) для зондирующего импульса длительностью 100 нс. Нормирующий коэффициент равен 1 / $U_{m\,ref0}$, где $U_{m\,ref0}$ – амплитуда импульса, отраженного от обрыва данной КЦ.

На рис. 5 представлены фрагменты экспериментально зарегистрированных и теоретически рассчитанных по выражению (21) рефлектограмм. Для сравнения на графики нанесены также фрагменты рефлектограмм, рассчитанных без учета комплексного характера волнового сопротивления. Видно, что учет комплексного характера волнового сопротивления позволяет более точно описать отраженный сигнал. Также видно, что погрешность, обусловленная пренебрежением комплексным характером волнового сопротивления, увеличивается при приближении к режиму согласования.

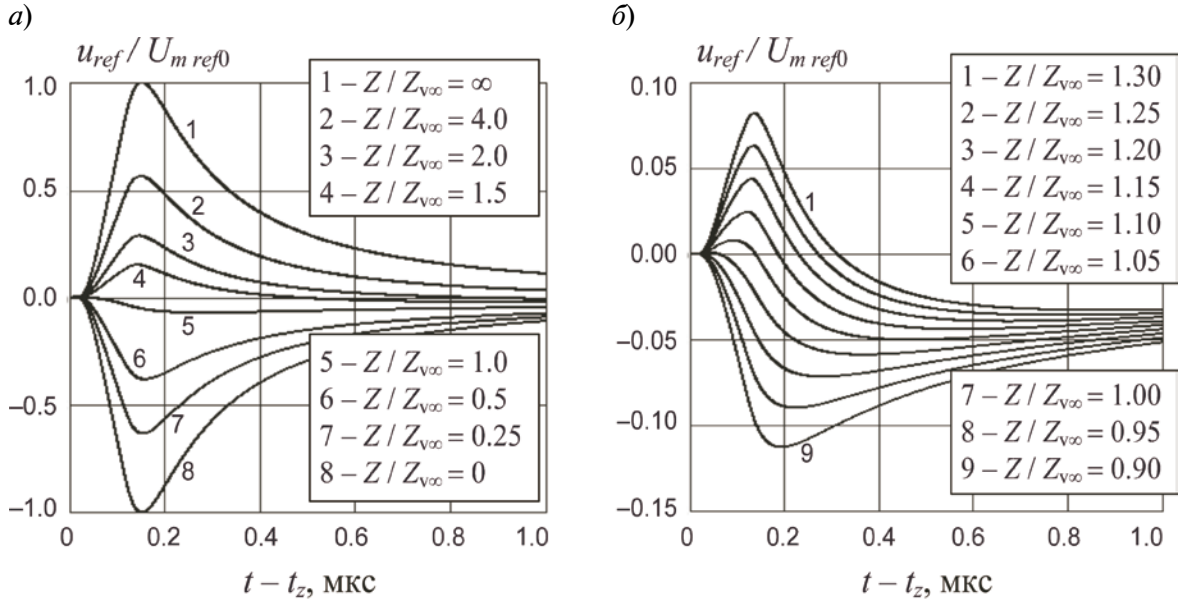

Рис. 4. Теоретически рассчитанные фрагменты рефлектограмм КЦ ТПП-0.4, содержащие отраженные от несогласованной нагрузки импульсы

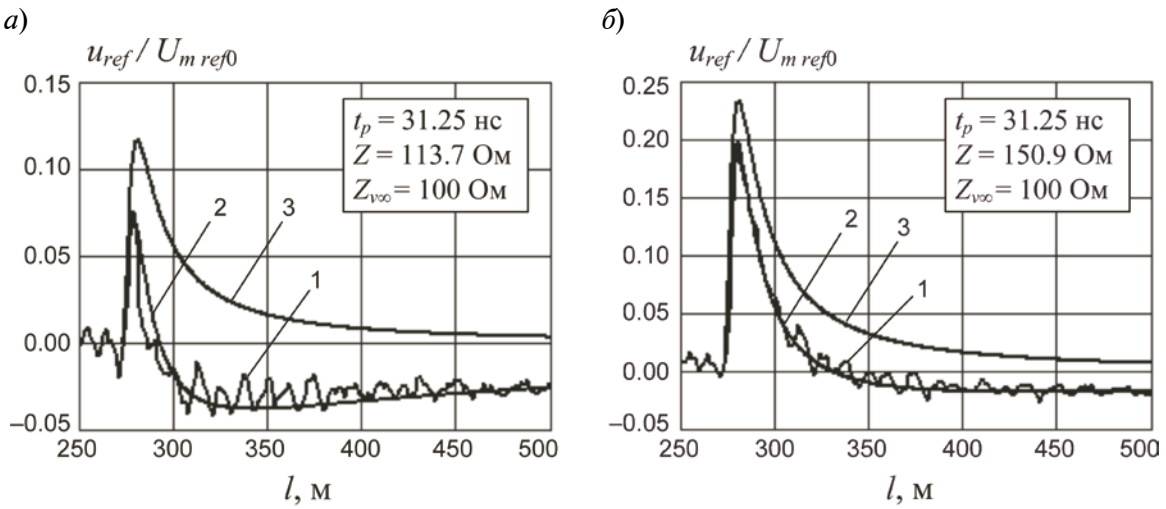

Рис. 5. Фрагменты рефлектограмм КЦ NEXANS UTP 5e длиной 270 м, содержащие отраженные от несогласованной нагрузки импульсы: экспериментально зарегистрированные (1), теоретически рассчитанные с учетом (2) и без учета (3) комплексного характера волнового сопротивления

Обратный поток из согласованной КЦ, состоящей из двух однородных участков с разными параметрами. В данном случае обратный поток формируется единственным отражением от стыка двух однородных участков с разными параметрами:

$$U_{ref}(p) = E(p)\frac{Z_{v2}(p) - Z_{v1}(p)}{Z_{v2}(p) + Z_{v1}(p)} \times \exp[-2\gamma_1(p)l_1], \quad (22)$$

где $Z_{v1} = Z_{v1\infty} + M_1/\sqrt{p}$, $Z_{v2} = Z_{v2\infty} + M_2/\sqrt{p}$ – волновые сопротивления однородных участков; γ_1 и l_1 – постоянная распространения и длина первого участка.

Обратный поток КЦ $u_{ref}(t)$ при использовании прямоугольного зондирующего импульса будет определяться выражением (21), в котором

$$v(t) = (R_z - R_m)\exp(ak)\cdot\exp(a^2t)\times$$
$$\times\ \mathrm{erfc}(a\sqrt{t} + \sqrt{t_0/t}) + R_m\cdot\mathrm{erfc}(\sqrt{t_0/t}),$$

$$t_0 = 4\tau_{01}l_1^2,\ t_z = 2\tau_{z1}l_1,\ R_z = \frac{Z_{v2\infty} - Z_{v1\infty}}{Z_{v2\infty} + Z_{v1\infty}},$$

$$R_m = \frac{M_2 - M_1}{M_1 + M_2},\ a = \frac{M_1 + M_2}{Z_{v1\infty} + Z_{v2\infty}},$$

$k_1 = \sqrt{4\tau_{01}}2l_1$, τ_{01} и τ_{z1} – конструктивная постоянная и удельное время задержки первого участка КЦ.

На рис. 6 показаны фрагменты рефлектограмм, содержащие импульсы, отраженные от стыка двух КЦ ТПП с разными диаметрами жил: на участке 1 диаметр жил составлял 0,4 мм ($Z_{v\infty}$ = 100 Ом, M = 32 Ом/мкс^{0,5}), на участке 2 – 0,5 мм ($Z_{v\infty}$ = 100 Ом, M = 40 Ом/мкс^{0,5}). Поскольку для этих КЦ волновые сопротивления в диапазоне высоких частот одинаковы, пренебрежение их комплексным характером не позволит рассчитать отраженный от стыка сигнал.

Обратный поток из согласованной КЦ, состоящей из двух однородных участков, в стыке между которыми имеется сосредоточенная омическая асимметрия. В данном случае обратный поток формируется единственным отражением от сосредоточенной омической асимметрии величиной Z, расположенной в стыке между двумя однородными участками КЦ:

$$U_{ref}(p) = E(p)\frac{Z + Z_{v2}(p) - Z_{v1}(p)}{Z + Z_{v2}(p) + Z_{v1}(p)} \times \exp[-2\gamma_1(p)l_1]. \quad (23)$$

Обратный поток КЦ $u_{ref}(t)$ при использовании прямоугольного зондирующего импульса будет определяться выражением (21), в котором

$$v(t) = (R_z - R_m)\exp(ak)\cdot\exp(a^2t)\times$$
$$\times\ \mathrm{erfc}(a\sqrt{t} + \sqrt{t_0/t}) + R_m\cdot\mathrm{erfc}(\sqrt{t_0/t}),$$

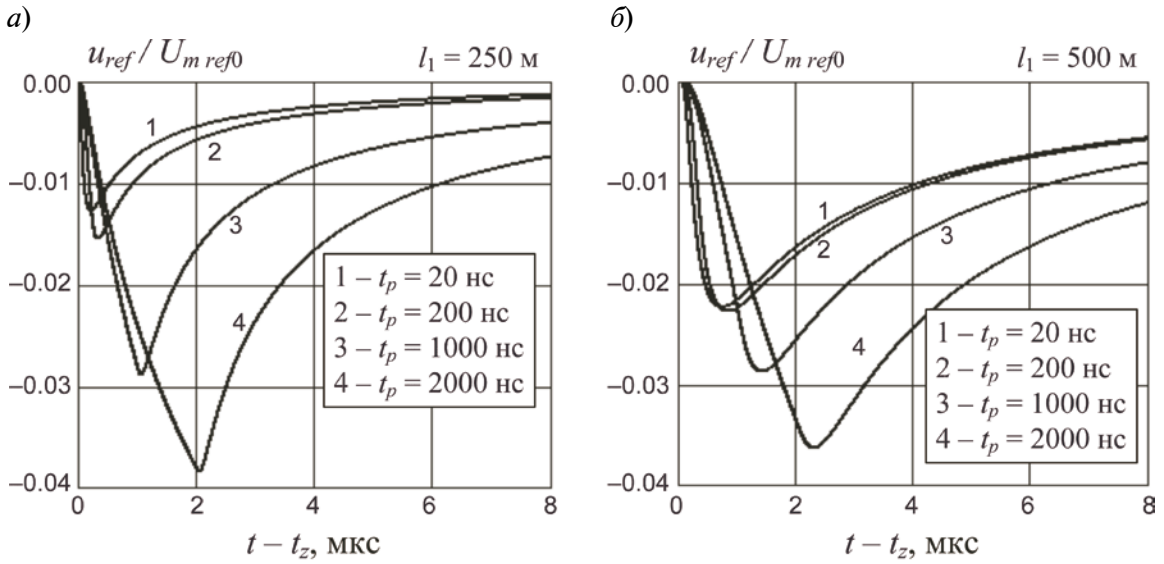

Рис. 6. Теоретически рассчитанные фрагменты рефлектограмм КЦ, состоящих из двух однородных участков, содержащие отраженные от стыка импульсы

$$t_0 = 4\tau_{01} l_1^2,\ t_z = 2\tau_{z1} l_1,\ R_z = \frac{Z + Z_{v2\infty} - Z_{v1\infty}}{Z + Z_{v2\infty} + Z_{v1\infty}},$$

$$R_m = \frac{M_2 - M_1}{M_1 + M_2},\ a = \frac{M_1 + M_2}{Z + Z_{v1\infty} + Z_{v2\infty}},$$

$k = \sqrt{4\tau_{01}}\,2l_1$, τ_{01} и τ_{z1} – конструктивная постоянная и удельное время задержки первого участка КЦ.

На рис. 7 *а*, *б* показаны теоретически рассчитанные по выражению (22) фрагменты рефлектограмм, содержащие импульсы, отраженные от стыка двух разных КЦ ТПП с диаметрами жил 0,4 и 0,5 мм, содержащего различные сосредоточенные омические асимметрии. Длительность прямоугольного зондирующего импульса была принята равной 100 нс. Для сравнения на графиках пунктирными линиями нанесены результаты аналогичных расчетов, проведенных без учета комплексного характера волновых сопротивлений участков. Из рисунка видно, что пренебрежение комплексным характером волновых сопротивлений однородных участков КЦ приводит к большим погрешностям определения обратного потока, быстро возрастающим с уменьшением величины асимметрии. Максимальная погрешность определения амплитуды отраженного импульса составила 40 % для величины асимметрии 10 Ом, 85 % для 5 Ом и более 300 % для 2,5 Ом. Максимальная погрешность определения длительности отраженного импульса на уровне половины амплитуды составила соответственно 60, 103 и 182 %.

На рис. 8 *а* представлены результаты аналогичных расчетов фрагментов рефлектограмм, содержащих импульсы, отраженные от омической асимметрии в стыке двух одинаковых КЦ ТПП с диаметрами жил 0,4. Из рисунка видно, что пренебрежение комплексным характером волновых сопротивлений однородных участков КЦ в этом случае приводит к существенно меньшим погрешностям определения обратного потока. Погрешности определения амплитуд отраженных импульсов не превышают 11 %, а длительностей на уровне половины амплитуды – 17 %.

Обратный поток из согласованной КЦ, состоящей из двух однородных участков, в стыке между которыми имеется поперечная резистивная неоднородность (утечка). В данном случае обратный поток формируется единственным отражением от поперечной резистивной неоднородности величиной *Z*, расположенной в стыке между двумя однородными участками КЦ:

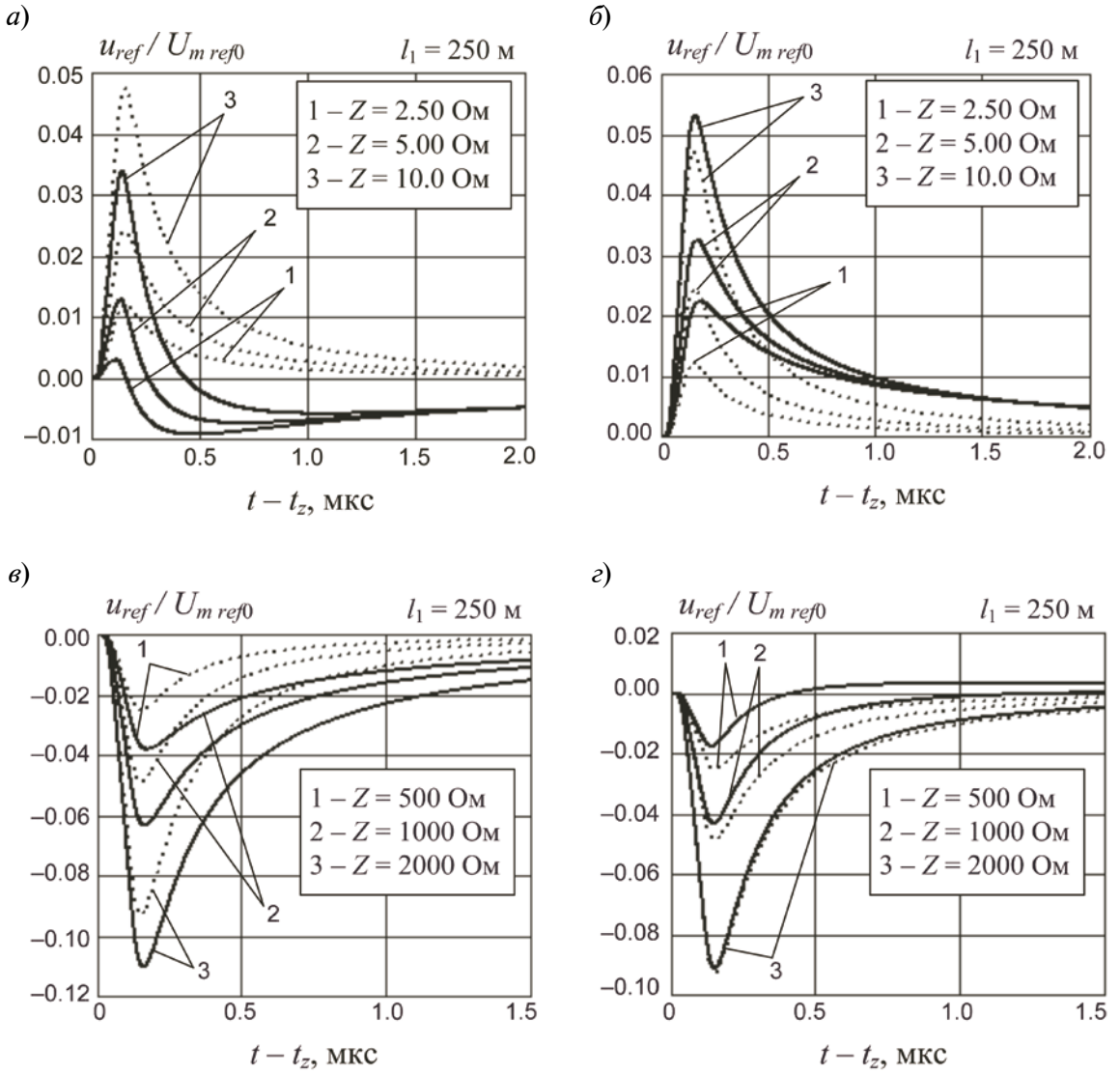

Рис. 7. Теоретически рассчитанные фрагменты рефлектограмм КЦ, состоящих из двух разных участков, содержащие отраженные от сосредоточенной омической асимметрии (*а*, *б*) и поперечной резистивной неоднородности (*в*, *г*) импульсы. Диаметр жил на первом участке составляет 0,4 мм (*а*, *в*) и 0,5 мм (*б*, *г*)

$$U_{ref}(p) = E(p) \times \times \frac{(Z_{v2}(p) - Z_{v1}(p))Z - Z_{v1}(p)Z_{v2}(p)}{(Z_{v2}(p) + Z_{v1}(p))Z + Z_{v1}(p)Z_{v2}(p)} \times \times \exp[-2\gamma_1(p)l_1]. \quad (24)$$

Обратный поток КЦ $u_{ref}(t)$ при использовании прямоугольного зондирующего импульса будет определяться выражением (21), в котором

$$v(t) = (R_z - R_m) \cdot \exp(ak) \cdot \exp(a^2 t) \times \times \operatorname{erfc}(a\sqrt{t} + \sqrt{t_0/t}) + (R_m - 1) \cdot \operatorname{erfc}(\sqrt{t_0/t}),$$

$$R_z = \frac{2Z \cdot Z_{v2\infty}}{Z(Z_{v1\infty} + Z_{v2\infty}) + Z_{v1\infty}Z_{v2\infty}},$$

$$R_m = \frac{2Z \cdot M_2}{Z(M_1 + M_2) + M_1 Z_{v2\infty} + M_2 Z_{v1\infty}},$$

$$a = \frac{Z(M_1 + M_2) + M_1 Z_{v2\infty} + M_2 Z_{v1\infty}}{Z(Z_{v1\infty} + Z_{v2\infty}) + Z_{v1\infty}Z_{v2\infty}},$$

$k = \sqrt{4\tau_{01}}\,2l_1$, $t_0 = 4\tau_{01}l_1^2$, $t_z = 2\tau_{z1}l_1$, τ_{01} и τ_{z1} – конструктивная постоянная и удельное время задержки первого участка КЦ.

На рис. 7 *в*, *г* показаны теоретически

рассчитанные по выражению (22) фрагменты рефлектограмм, содержащие импульсы, отраженные от стыка двух разных КЦ ТПП с диаметрами жил 0,4 и 0,5 мм, содержащего различные поперечные резистивные неоднородности. Длительность прямоугольного зондирующего импульса была принята равной 100 нс. Для сравнения на графиках пунктирными линиями нанесены результаты аналогичных расчетов, проведенных без учета комплексного характера волновых сопротивлений участков. Из рисунка видно, что пренебрежение комплексным характером волновых сопротивлений однородных участков КЦ может приводить к значительным погрешностям определения обратного потока. Максимальная погрешность определения амплитуды отраженного импульса составила 34 % для величины утечки 500 Ом, 23 % для 1000 Ом и 16 % для 2000 Ом. Максимальная погрешность определения длительности отраженного импульса на уровне половины амплитуды составила соответственно 45, 34 и 23 %.

На рис. 8 *б* представлены результаты аналогичных расчетов фрагментов рефлектограмм, содержащих импульсы, отраженные от поперечной резистивной неоднородности в стыке двух одинаковых КЦ ТПП с диаметрами жил 0,4. Из рисунка видно, что пренебрежение комплексным характером волновых сопротивлений однородных участков КЦ в этом случае приводит к существенно меньшим погрешностям определения обратного потока. Погрешности определения амплитуд отраженных импульсов не превышают 10 %, а длительностей на уровне половины амплитуды – 18 %.

Предложенные в данной статье математические модели обратного потока из неоднородной КЦ являются наиболее полными и математически строгими по сравнению с другими известными моделями. Они позволяют адекватно описать формы сигналов, отраженных от стыка цепей с одинаковыми волновыми сопротивлениями на высокой частоте, но с разными конструктивными параметрами, а также сигналов многократных отражений с учетом согласований по входу и выходу цепи с помощью активных сопротивлений.

На основе предлагаемых моделей, а также с использованием предлагаемых в [5, 9] алгоритмов цифровой обработки нами в настоящее время создается программный пакет для анализа рефлектограмм, зарегистрированных цифровыми

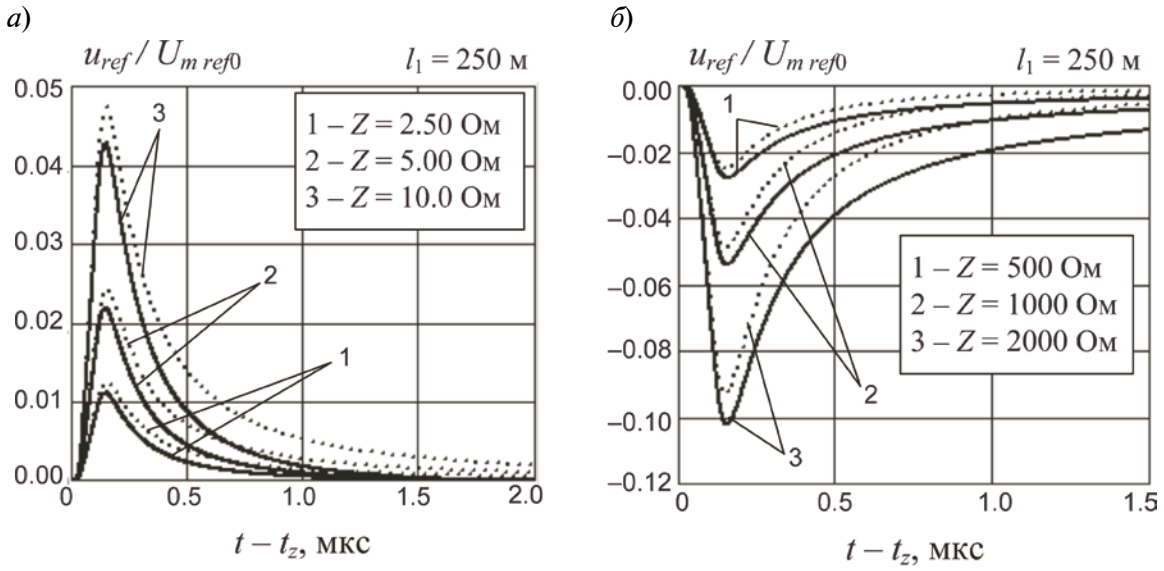

Рис. 8. Теоретически рассчитанные фрагменты рефлектограмм КЦ, состоящих из двух одинаковых участков, содержащие отраженные от сосредоточенной омической асимметрии (*а*) и поперечной резистивной неоднородности (*б*) импульсы

ИР. Создаваемое программное обеспечение позволит более эффективно решать задачи оценки качества КЦ (в первую очередь, однородности) и диагностики их состояния (выявление существующих и вновь возникших неоднородностей, оценка их параметров – расстояние до неоднородности, ее тип, коэффициент отражения и степень функциональной пригодности) в процессах производства кабелей, строительства и эксплуатации линейных сооружений связи.

Предлагаемые математические модели, алгоритмы и разработанное программное обеспечение позволяют отрабатывать новые методики измерений, расширяющие функциональные возможности импульсного метода, а также создавать программы для обучения, конкурсов профессионального мастерства для измерителей параметров кабельных цепей и студентов, углубленно изучающих процессы в неоднородных кабельных цепях. У нас есть опыт использования подобных обучающих программ.

Содержание статьи может заинтересовать разработчиков ИР и программного обеспечения к ним, а также специалистов, использующих импульсные приборы и желающих извлекать больше информации из зарегистрированных рефлектограмм.

Автор выражает благодарность сотрудникам кафедры фотоники и линий связи (СПбГУТ имени профессора М.А. Бонч-Бруевича) С.Ф. Глаголеву и А.С. Дюбову за помощь в экспериментальных исследованиях и за плодотворное обсуждение результатов теоретических и экспериментальных исследований.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Воронцов А.С., Фролов П.А.** Импульсные измерения коаксиальных кабелей связи. М.: Радио и связь, 1985. 96 с.

2. **Андреев Р.В., Попов В.Б., Воронков А.А., Лапшин В.В.** Измерения на медных кабельных линиях связи: Учеб. пособие. Самара: СРТТЦ ПГУТИ, 2013. 298 с.

3. Иванцов И. Локализация дефектов в кабеле посредством рефлектометров. LAN. 2005. № 1-8.

4. **Тарасов Н.А.** Метод импульсной рефлектометрии и его использование для определения повреждений кабельных линий [электронный ресурс] / URL: http://reis105.narod.ru/article.htm (дата обращения 17.10.2014).

5. **Былина М.С.** Исследование импульсного метода измерений параметров двухпроводных кабельных цепей: Дис. ... канд. техн. наук. СПб.: 2006. 16 с.

6. **Андреев В.А.** Временные характеристики кабельных линий связи. М.: Радио и связь, 1986. 105 с.

7. **Андреев В.А.** Теория многопроводных линий связи. М.: ИРИАС, 2006. 162 с.

8. **Горохов В.М.** Улучшение рефлектограмм медных кабелей связи [электронный ресурс] / URL: http://svpribor.ru/ulmedrfl.html (дата обращения 17.10.2014).

9. **Былина М.С. Глаголев С.Ф., Дюбов А.С.** Новые возможности импульсного метода измерений параметров кабелей для цифровых систем передачи // Электросвязь. 2010. № 2. С. 32–36.

10. **Былин А.Р., Былина М.С., Глаголев С.Ф., Кочановский Л.Н.** Математическая модель многопарного симметричного кабеля с повреждениями // 53 науч.-техн. конф. профессорско-преподавательского состава, научных сотрудников и аспирантов ГУТ: сб. тезисов. СПб, 2000.

11. **Вишняков Е.М.** Фурье-диагностика неоднородностей линии связи // Научная сессия МИФИ. М.: 2007. С. 224–225.

12. **Былина М.С., Глаголев С.Ф.** Универсальная математическая модель сигнала обратного потока кабельной цепи // Современные технологии проектирования, строительства и эксплуатации линейно-кабельных сооружений СТЛКС: сб. тр. междунар. конф. СПб., 2011. С. 70-75.

13. **Былина М.С.** Теоретическое и экспериментальное исследование импульсного метода измерений параметров неоднородных двухпроводных цепей // Бюллетень результатов научных исследований. СПб.: ПГУПС, 2014. № 3(12).

REFERENCES

1. **Vorontsov A.S., Frolov P.A.** *Impulsnyye izmereniya koaksialnykh kabeley svyazi* [*Pulse measurement coax connection*]. Moscow: Radio i svyaz Publ., 1985, 96 p. (rus)

2. **Andreyev R.V., Popov V.B., Voronkov A.A., Lapshin V.V.** *Izmereniya na mednykh kabelnykh liniyakh svyazi* [*Measurements on Copper Cable Lines*], Samara: SRTTTs PGUTI Publ., 2013, 298 p. (rus)

3. **Ivantsov I.** Lokalizatsiya defektov v kabele posredstvom reflektometrov [Localization of defects in the cable by OTDR], *LAN*, 2005, No. 1-8. (rus)

4. **Tarasov N.A.** *Metod impulsnoy reflektometrii i yego ispolzovaniye dlya opredeleniya povrezhdeniy kabelnykh liniy* [*TDR method and its use to determine the damage of cable lines*]. Available: http://reis105.narod.ru/article.htm (Accessed 17.10.2014).

5. **Bylina M.S.** *Issledovaniye impulsnogo metoda izmereniy parametrov dvukhprovodnykh kabelnykh tsepey* [*The study of pulsed-wire measurement methods cable circuits*], Dis. ... kand. tekhn. nauk. St. Petersburg, 2006, 16 p. (rus)

6. **Andreyev V.A.** *Vremennyye kharakteristiki kabelnykh liniy svyazi* [*Temporal characteristics of the cable lines*]. Moscow: Radio i svyaz Publ., 1986, 105 p. (rus)

7. **Andreyev V.A.** *Teoriya mnogoprovodnykh liniy svyazi* [*The theory of multi-wire lines*]. Moscow: IRIAS Publ., 2006, 162 p. (rus)

8. **Gorokhov V.M., Sergeyev D.V., Stolyarov V.S.** *Uluchsheniye reflektogramm mednykh kabeley svyazi* [*Improving OTDR copper communication cables*]. Available: http://svpribor.ru/ulmedrfl.html (Accessed 17.10.2014).

9. **Bylina M.S., Glagolev S.F., Dyubov A.S.** Novyye vozmozhnosti impulsnogo metoda izmereniy parametrov kabeley dlya tsifrovykh sistem peredachi [New features of the pulse method measuring cables for digital transmission systems], *Elektrosvyaz*, 2010, No. 2, Pp. 32–36. (rus)

10. **Bylin A.R., Bylina M.S., Glagolev S.F., Kochanovskiy L.N.** Matematicheskaya model mnogoparnogo simmetrichnogo kabelya s povrezhdeniyami [A mathematical model of multi-pair balanced cable with injuries], *53 nauchno-tekhnicheskaya konferentsiya professorsko-prepodavatelskogo sostava, nauchnykh sotrudnikov i aspirantov GUT*. St. Petersburg, 2000. (rus)

11. **Vishnyakov Ye.M.** Furye-diagnostika neodnorodnostey linii svyazi [Fourier-diagnosis irregularities link], *Nauchnaya sessiya MIFI*. Moscow, 2007, Pp. 224–225. (rus)

12. **Bylina M.S., Glagolev S.F.** Universalnaya matematicheskaya model signala obratnogo potoka kabelnoy tsepi [Universal mathematical model of reverse flow signal cable chain], *Sovremennyye tekhnologii proyektirovaniya, stroitelstva i ekspluatatsii lineyno-kabelnykh sooruzheniy STLKS: sb. tr. mezhdunar. konf.* St. Petersburg, 2011, Pp. 70–75. (rus)

13. **Bylina M.S.** Teoreticheskoye i eksperimentalnoye issledovaniye impulsnogo metoda izmereniy parametrov neodnorodnykh dvukhprovodnykh tsepey [Theoretical and experimental study of pulse measurement methods inhomogeneous two-wire circuits], *Byulleten rezultatov nauchnykh issledovaniy*, St. Petersburg: PGUPS Publ., 2014, No. 3(12).

БЫЛИНА Мария Сергеевна – *доцент кафедры фотоники и линий связи Санкт-Петербургского государственного университета телекоммуникаций имени профессора М.А. Бонч-Бруевича, кандидат технических наук.*

191186, Россия, Санкт-Петербург, наб. р. Мойки, д. 61.

E-mail: BylinaMaria@mail.ru

BYLINA, Maria S. *Bonch-Bruevich Saint-Petersburg State University of Telecommunications.*

191186, Moika 61, St. Petersburg, Russia.

E-mail: BylinaMaria@mail.ru

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

УДК 621.37

DOI 10.5862/JCTCS.212.4

А.П. Мелихова, И.А. Цикин

ПЕЛЕНГАЦИОННЫЙ МЕТОД КОНТРОЛЯ ЦЕЛОСТНОСТИ ПОЛЯ ГЛОБАЛЬНЫХ НАВИГАЦИОННЫХ СПУТНИКОВЫХ СИСТЕМ

A.P. Melikhova, I.A. Tsikin

ANGLE OF ARRIVAL METHOD FOR GLOBAL NAVIGATION SATELLITE SYSTEMS INTEGRITY MONITORING

Рассмотрен метод контроля целостности поля глобальных навигационных спутниковых систем, основанный на анализе различия между измеряемыми и расчетными пеленгационными параметрами источников навигационных сигналов. На основе установленных распределений данных пеленгационных параметров предложены количественные критерии и определены аналитические выражения для вероятностных характеристик системы контроля.

Исследованы метод принятия решения на основе анализа только одного из двух пеленгационных параметров (азимута или склонения), а также два различных варианта их совместного использования. Предложены пути дальнейшего повышения эффективности рассмотренных методов контроля.

КОНТРОЛЬ ЦЕЛОСТНОСТИ НАВИГАЦИОННОГО ПОЛЯ; ГЛОБАЛЬНЫЕ НАВИГАЦИОННЫЕ СПУТНИКОВЫЕ СИСТЕМЫ; ПРОСТРАНСТВЕННАЯ ОБРАБОТКА СИГНАЛОВ; АНТЕННЫЕ РЕШЕТКИ.

The paper considers the method of monitoring the integrity of global navigation satellite systems based on using the angle of arrival estimation. The method uses the differences between measured and calculated azimuths (“azimuth differences”) and elevations (“elevation differences”) respectively. The probability distributions of the differences are analyzed and probability-based integrity monitoring characteristics are obtained. The most important of them are the probability of false detection (false alarm probability) and the probability of missing the violation of integrity (missing probability).

Three kinds of decision-making procedures are analyzed. The first one involves using only one of the differences for decision-making, whereas other procedures use each of them. In the latter case it is possible to use two ways of decision-making – when both differences exceed the thresholds simultaneously (logic “AND”) and at least one of them exceeds the threshold (logic “OR”). Both ways are analyzed and areas where parameter values, in either way, have advantages are obtained. As a result the probability-based characteristics improvement methods are suggested.

NAVIGATION FIELD INTEGRITY MONITORING; GLOBAL NAVIGATION SATELLITE SYSTEMS; MULTIPLE ARRAYS; ANGLE OF ARRIVAL INTEGRITY MONITORING.

Высокая требуемая точность определения координат навигационных объектов (НО) в глобальных навигационных спутниковых системах (ГНСС) обеспечивается в случае, когда бортовые генераторы всех навигационых космических аппаратов (НКА) работают синхронно с системным временем ГНСС, координаты (X_i, Y_i, Z_i) каждого i-го из K НКА, по сигналам которых производятся измерения, известны с достаточно высокой точностью в любой момент времени.

Указанные условия могут быть не соблюдены в силу каких-либо нарушений в работе рассматриваемой системы, что приведет к снижению достоверности проведенных измерений [1, 2].

Процедура анализа степени достовер-

ности принимаемой от НКА информации называется *контролем целостности навигационного поля* (КЦНП) [3, 4].

Эффективность системы, реализующей процедуру КЦНП, можно количественно определить вероятностью $P_{ПР}$ пропуска факта нарушения целостности навигационного поля (НП) и вероятностью $P_{ЛР}$ ложного решения о нарушении целостности НП при отсутствии последнего [3].

В зависимости от наличия или отсутствия дополнительного канала связи с НО, методы контроля делятся на два класса: неавтономные и автономные соответственно, каждый из которых использует для повышения достоверности определения координат ту или иную форму измерительной избыточности. При этом особого внимания заслуживают именно автономные методы, использующие для этой цели результаты измерений различных бортовых систем (БС) НО. В частности, распространенным видом БС является многоэлементная антенная решетка, используемая для пространственной ориентации НО по сигналам от НКА, на основе которой может быть реализовано устройство пеленгации источников навигационных сигналов. Полученные таким образом избыточные измерения можно использовать для повышения достоверности определения координат НО, тем самым реализуя пеленгационный метод КЦНП (Angle of Arrival Discrimination Method [5, 6]).

Известные работы в этой области (напр. [2, 5, 6]) содержат информацию о данном методе исключительно на уровне идеи без рассмотрения соответствующих количественных характеристик. Так, в [2, 6] упоминается возможность использования многоэлементной антенной решетки с целью идентификации наличия мешающего навигационной системе воздействия. В [5] приводится пример реализации пеленгационного метода с использованием двух антенных элементов.

В то же время для использования подобных устройств в сертифицируемой аппаратуре КЦНП необходимым является определение их вероятностно-временных характеристик с учетом как параметров используемого пеленгатора, так и вида возникающих в системе нарушений.

Пеленгационные параметры в задаче КЦНП

Измерительная избыточность в данном методе обеспечивается путем пеленгации источников навигационных сигналов, используемых для решения навигационной задачи [7], так что в качестве дополнительных измеряемых параметров фигурируют азимут μ и склонение η каждого из этих источников. В связи с этим вводятся в рассмотрение *измеряемые* пеленгационные параметры $\mu_{изм}$ и $\eta_{изм}$, представляющие собой оценки величин μ и η.

С другой стороны, указанные величины могут быть получены расчетным путем на основе информации, содержащейся в навигационных сигналах, принятых от данных источников, а соответствующие пеленгационные параметры $\mu_{расч}$ и $\eta_{расч}$ каждого из источников будем называть *расчетными*.

В случае наличия указанных ранее воздействий может произойти нарушение целостности навигационного поля, приводящее к тому, что значения $\mu_{расч}$ и $\eta_{расч}$ будут отличаться от измеренных $\mu_{изм}$ и $\eta_{изм}$, получаемых путем пеленгации. При этом возможны, как минимум, две ситуации.

В первой из них причиной указанных нарушений может быть сбой в работе одного или нескольких «штатных» (т. е. относящихся к группировке рассматриваемой ГНСС) НКА (рис. 1 *а*), приводящий к ошибкам в измерении псевдодальностей [7] до НО или ошибкам в получаемой от НКА эфемеридной информации («аппаратные» нарушения).

Вторая ситуация возникает в случае, если навигационные измерения происходят по сигналам, излучаемым каким-либо одним или несколькими внешними источниками навигационных сигналов (ИНС), не относящимися к рассматриваемой группировке ГНСС, когда амплитуда этих сигналов существенно превышает уровень сигналов от «штатных» НКА.

Описанные ситуации в частном случае одного НКА и одного ИНС иллюстрируются на рис. 1, причем в любой из рассмо-

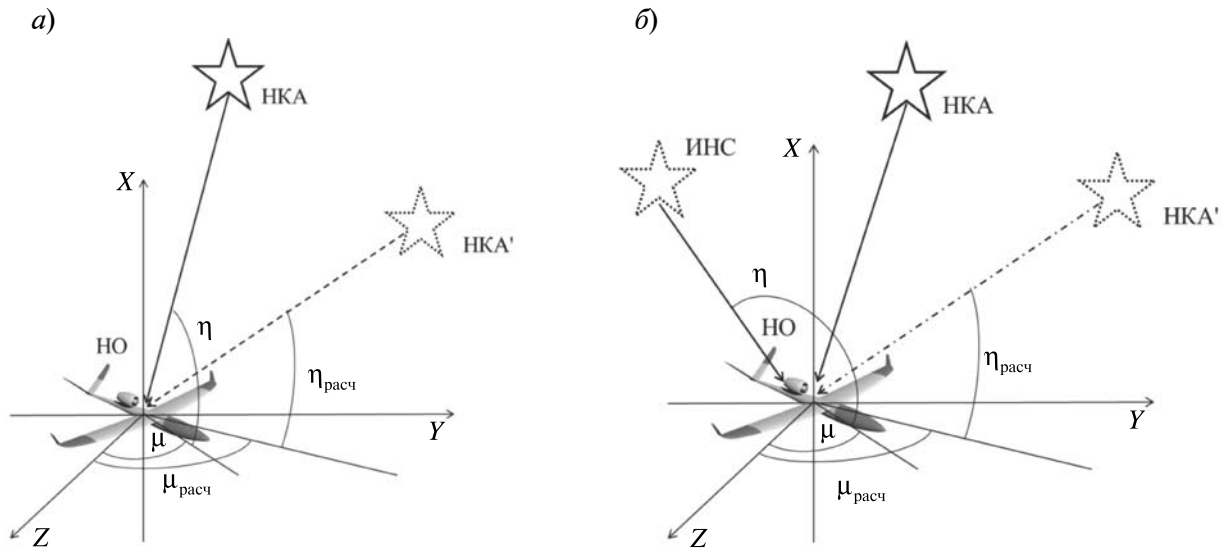

Рис. 1. Виды нарушений целостности навигационного поля:
а – аппаратные нарушения; *б* – влияние ИНС

тренных ситуаций возникающее нарушение целостности навигационного поля можно интерпретировать как наличие некоторого «мнимого» НКА (будем далее обозначать его НКА'), находящегося в совершенно иной точке пространства, чем источник сигнала, по которому производится измерение.

В условиях, когда единственным мешающим фактором, влияющим на точность работы системы, является наличие аддитивного шума на входе приемного устройства НО, математические ожидания $m_1\{x\}$, $m_1\{y\}$, $m_1\{z\}$ оценок x, y, z координат НО совпадают с истинными значениями x_0, y_0, z_0 этих координат [7]. В этом случае, как будет показано далее (рис. 2–4, 8–13), математические ожидания $m_1\{\Delta\mu\}$ и $m_1\{\Delta\eta\}$ разностей $\Delta\mu = \mu_{\text{расч}} - \mu_{\text{изм}}$ и $\Delta\eta = \eta_{\text{расч}} - \eta_{\text{изм}}$ для каждого из рассматриваемых НКА оказываются равными нулю.

В то же время при наличии указанных выше дополнительных мешающих воздействий эти математические ожидания оказываются отличными от нуля, и превышение их модулями некоторых пороговых значений $\Lambda_{\Delta\mu}$ и $\Lambda_{\Delta\eta}$ интерпретируется как факт нарушения целостности НП. При этом выбор таких пороговых значений должен производиться с учетом необходимости обеспечения требуемого значения вероятности $P_{\text{ЛР}}$ ложного решения о нарушении целостности НП.

Расчетные пеленгационные параметры

Сигнал любого из K ($K \geq 4$) НКА, используемых при решении навигационной задачи, обладает определенными частотно-временными параметрами, позволяющими выделить его среди совокупности сигналов всех остальных НКА. При вычислении параметров $\mu_{\text{расч}}$ и $\eta_{\text{расч}}$ для данного НКА учитываются как значения полученных оценок x, y, z координат x_0, y_0, z_0 НО, так и координаты рассматриваемого НКА, содержащиеся в его навигационном сигнале. Как показывает анализ гистограмм, получаемых при моделировании процесса вычисления $\mu_{\text{расч}}$ и $\eta_{\text{расч}}$, эти величины можно считать несмещенными и нормально распределенными.

На рис. 2 и 3 в качестве примера приведены гистограммы (сплошные линии на рисунках демонстрируют результат сглаживания гистограмм соответствующих нормальных случайных величин) для частного случая НКА системы GPS с параметрами $\mu = 44{,}8526^0$, $\eta = 67{,}1638^0$ при отсутствии нарушения целостности НП для типичных

условий $h^2 = 12$ дБ где h^2 – отношение энергии обрабатываемого сигнала к удвоенной спектральной плотности средней мощности аддитивного белого гауссового шума на входе приемного устройства НО. При этом учтено, что используемые при моделировании величины x, y, z распределены нормально с равными дисперсиями [7].

Величины среднеквадратических отклонений (СКО) $\sigma_{\mu}^{\text{расч}}$, $\sigma_{\eta}^{\text{расч}}$ соответственно параметров $\mu_{\text{расч}}$, $\eta_{\text{расч}}$ в рабочем диапазоне значений h^2 представлены на рис. 4.

В случае же нарушения целостности НП математические ожидания получаемых значений x, y, z оказываются отличными от истинных значений x_0, y_0, z_0 координат НО, в чем, собственно, и проявляется нарушение целостности НП.

При этом расчетные значения $\mu_{\text{расч}}$, $\eta_{\text{расч}}$ будут соответствовать не положению НКА, сигнал которого использовался при решении навигационной задачи (это мог быть и сигнал от ИНС на рис. 1 *б*), а положению НКА' (мнимого НКА).

Измеряемые пеленгационные параметры

Учитывая указанную выше возможность выделить навигационный сигнал любого источника (им может быть как НКА группировки рассматриваемой ГНСС, так и внешний ИНС) из совокупности всех остальных сигналов, используемых при решении навигационной задачи, можно осу-

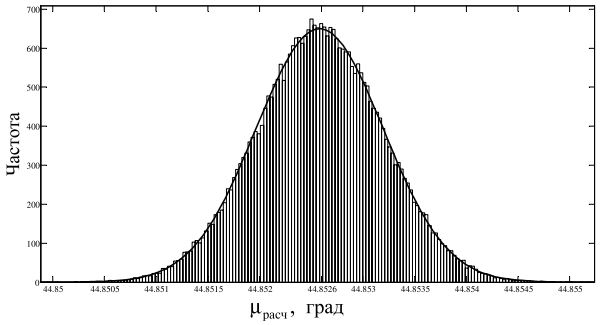

Рис. 2. Гистограмма распределения расчетного угла азимута

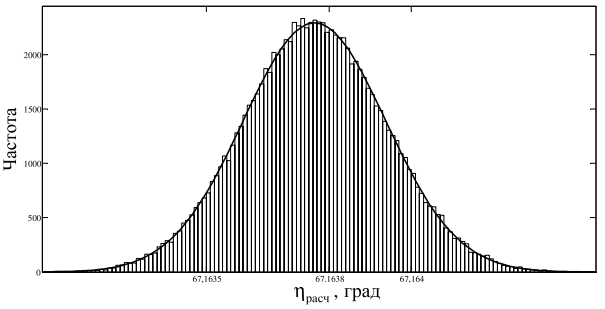

Рис. 3. Гистограмма распределения расчетного угла склонения

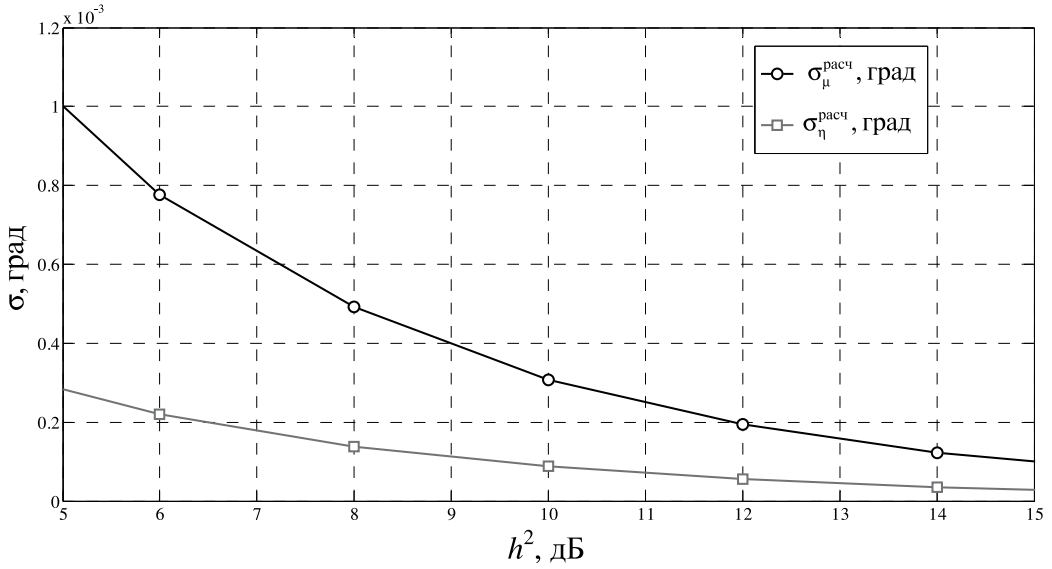

Рис. 4. Зависимости СКО оценок расчетных углов азимута и склонения от значения параметра h^2

ществить пеленгацию именно этого источника, получив при этом пеленгационные параметры $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$.

Измерение этих параметров возможно различными методами, эффективность которых оценивается по уровню требуемых вычислительных затрат и обеспечиваемой при этом точности измерений. В любом случае предполагается использование антенной решетки, причем в представляющих практический интерес случаях (например, применительно к беспилотным летательным аппаратам) число N антенных элементов (АЭ) обычно не превышает значения 5–7.

При больших отношениях сигнал/шум точность оценок, близкую к достижимой при использовании таких методов, как максимального правдоподобия [8, 9], максимума пространственной мощности [8] и т. п., обеспечивает метод *максимума R-функции* [9], требующий сравнительно небольших вычислительных затрат. В этом случае измерение параметров $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$ осуществляется путем максимизации функции

$$R = \sum_{m=1}^{M} \cos(\Delta\tilde{\varphi}_m - \Delta\theta_m), \qquad (1)$$

где $\Delta\tilde{\varphi}_m$ и $\Delta\theta_m$ – соответственно оценка разности фаз и эталонная разность фаз [5, 10] сигналов от антенных элементов, образующих m-ю базу, при поступлении

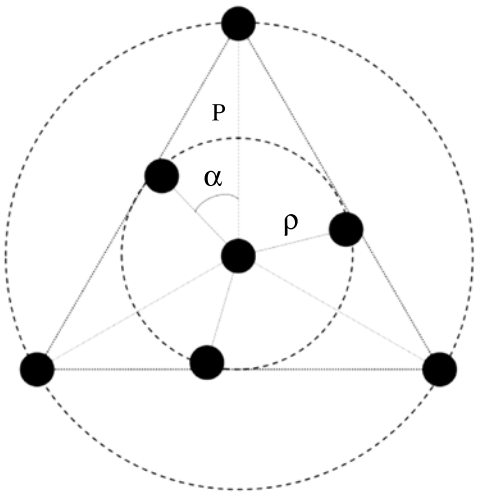

Рис. 5. Конфигурация 7-элементной антенной решетки

сигнала от данного источника; $M = C_N^2 = N!/(N-2)!2!$ – количество баз в антенной решетке.

Эталонные разности фаз $\Delta\theta_m$ рассчитываются для всех возможных пар углов μ, η по формуле [5]:

$$\Delta\theta_m = (2\pi/\lambda)(\cos\eta\sin\mu \cdot x_m + \cos\eta\cos\mu \cdot y_m + \sin\eta \cdot z_m), \qquad (2)$$

где (x_m, y_m, z_m) – координаты m-го вектора базы, λ – длина волны принимаемого сигнала. Набор тех значений $\Delta\theta_m$, $m = 1...M$, при которых функция R в (2) достигает своего максимума, и будет определять искомые значения величин $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$.

Конфигурация антенной решетки, используемой в пеленгаторе, оказывает существенное влияние на точность пеленгования.

С одной стороны, для повышения точности измерения параметров μ, η необходимо обеспечить как можно большие расстояния между АЭ.

С другой стороны, при превышении данными расстояниями половины длины волны λ могут возникнуть неоднозначности фазовых измерений, приводящие к появлению аномальных ошибок при определении углов. В то же время с увеличением числа АЭ вероятности аномальных ошибок уменьшаются в связи с возможностью улучшения диаграммы направленности антенны, однако при этом существенно возрастают вычислительные затраты, а также стоимость устройства.

Поиск оптимальной конфигурации антенной решетки при заданном количестве АЭ и ограничениях на геометрические размеры антенны должен осуществляться по критериям минимума дисперсии величин $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$ в области нормальных ошибок и минимума вероятности аномальных ошибок.

На рис. 6 и 7 в качестве примера представлены гистограммы (сплошные линии на рисунках демонстрируют результат сглаживания гистограмм соответствующих нормальных случайных величин) распределений оценок величин $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$ для рассмотренного ранее источника с па-

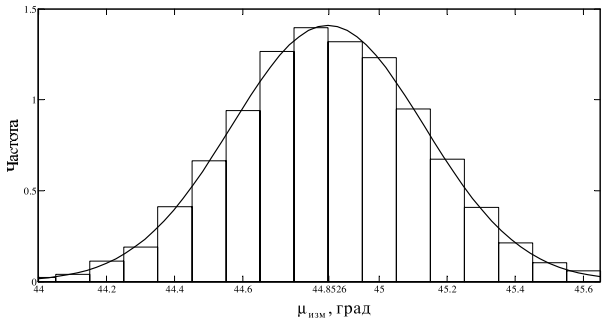

Рис. 6. Гистограмма распределения измеренного угла азимута, $h^2 = 12$ дБ

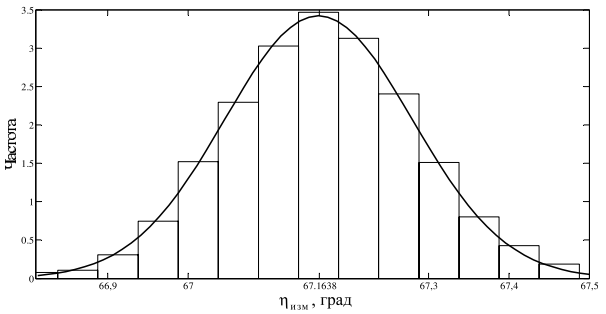

Рис. 7. Гистограмма распределения измеренного угла склонения, $h^2 = 12$ дБ

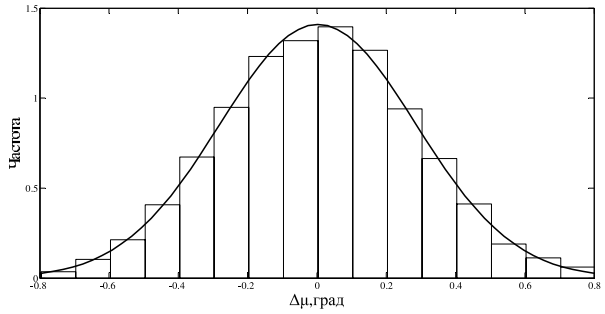

Рис. 8. Гистограмма распределения величины Δμ, $h^2 = 12$ дБ

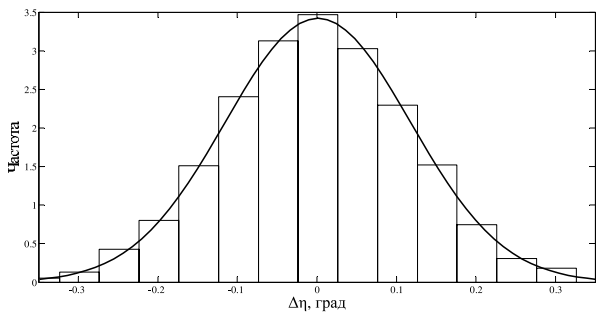

Рис. 9. Гистограмма распределения величины Δη, $h^2 = 12$ дБ

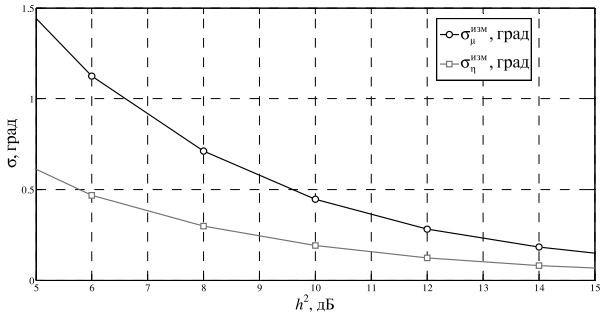

Рис. 10. Зависимости СКО оценок углов $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$ от параметра h^2

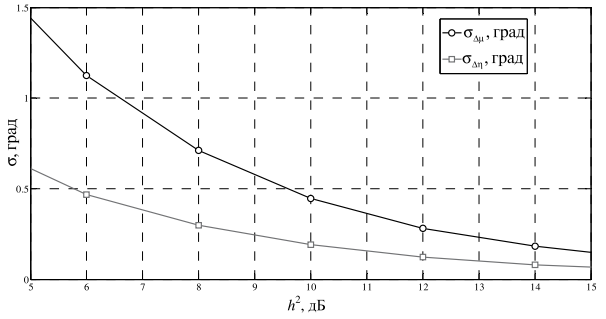

Рис. 11. Зависимости СКО оценок разностей Δμ, Δη от параметра h^2

раметрами $\mu = 44{,}8526°$, $\eta = 67{,}1638°$ при $h^2 = 12$ дБ при использовании антенной решетки, конфигурация которой изображена на рис. 5, с параметрами $\rho/P = 0{,}4$, $P = 2\lambda$ и $\alpha = 0$. Аналогичные зависимости были получены и для соответствующих разностей Δμ, Δη (рис. 8 и 9).

На рис. 10 и 11 представлены графики зависимостей СКО $\sigma_{\mu}^{изм}$, $\sigma_{\eta}^{изм}$ измеренных углов $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$, а также СКО $\sigma_{\Delta\mu}$, $\sigma_{\Delta\eta}$ оценок разностей Δμ, Δη от параметра h^2.

Анализ полученных зависимостей показывает, что при $h^2 > 5$ дБ получаемые в результате пеленгации величины $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$, а также Δμ, Δη достаточно хорошо аппроксимируются нормальным распределением. При этом в условиях отсутствия нарушений целостности НП величины Δμ, Δη имеют нулевые математические ожидания и, как видно из сравнения зависимостей

на рис. 10, 11 и на рис. 4, в представляющей практический интерес области значений h^2 ($h^2 = 10...15$ дБ) определяющий вклад в величины $\sigma_{\Delta\mu}$, $\sigma_{\Delta\eta}$ вносят дисперсии именно измеренных пеленгационных параметров $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$.

Вероятностные характеристики пеленгационного метода КЦНП

Полученные распределения величин $\Delta\mu$, $\Delta\eta$ позволяют оценить вероятностные характеристики системы КЦНП, реализующей пеленгационный метод. В случае принятия решения на основе совместного использования измерений двух угловых координат НКА возможны два варианта.

В первом из них нарушение целостности НП фиксируется, если хотя бы одна из величин $\Delta\mu$ или $\Delta\eta$ превысит соответствующее пороговое значение $\Lambda_{\Delta\mu}$ или $\Lambda_{\Delta\eta}$ (логическое «ИЛИ»), а во втором – если обе величины $\Delta\mu$ и $\Delta\eta$ одновременно превысят соответствующие пороговые значения (логическое «И»). Строгое решение задачи нахождения оптимальных значений порогов в обоих указанных вариантах принятия решений связаны с большими вычислительными затратами.

С другой стороны, с учетом функциональных возможностей используемого в системе КЦНП пеленгатора и в зависимости от той или иной области значений $\mu_{изм}$, $\eta_{изм}$ может оказаться так, что измерение одного из углов производится со значительно большей дисперсией, чем другого (см., например, рис. 11).

В таких ситуациях решение о наличии или отсутствии целостности НП можно принимать на основе анализа только одного из рассматриваемых углов.

Так, в случае принятия решения на основе анализа, например, только величины $\Delta\eta$ с учетом отмеченного выше нормального распределения этой величины, очевидно, имеем:

$$P_{ЛР} = 1 - erf\left(\frac{\Lambda_{\Delta\eta}}{\sqrt{2}\sigma_{\Delta\eta}}\right), \qquad (3)$$

$$P_{ПР} = \frac{1}{2} erf\left(\frac{\Lambda_{\Delta\eta} + \beta_{\Delta\eta}}{\sqrt{2}\sigma_{\Delta\eta}}\right) - \frac{1}{2} erf\left(\frac{\Lambda_{\Delta\eta} - \beta_{\Delta\eta}}{\sqrt{2}\sigma_{\Delta\eta}}\right), \qquad (4)$$

где $\beta_{\Delta\eta} = m_1\{\Delta\eta\}$ – математическое ожидание величины $\Delta\eta$ при нарушении целостности НП, $erf(x) = \frac{2}{\sqrt{\pi}}\int_0^x e^{-t^2} dt$ и величина относительного порога $\Lambda_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$ выбирается исходя из заданного значения вероятности $P_{ЛР}$.

В то же время использование результата измерения также и второго угла (в данном случае $\Delta\mu$) может привести к улучшению характеристик алгоритма принятия решения.

Действительно, пусть решение о наличии нарушения целостности НП теперь принимается в случае, когда не только величина $\Delta\eta$ превышает некоторое пороговое значение $\Lambda'_{\Delta\eta}$, но также и величина $\Delta\mu$ превышает свое пороговое значение $\Lambda'_{\Delta\mu}$ (логическое «И»), причем эти пороговые значения по-прежнему выбираются исходя из заданного значения $P_{ЛР}$. Очевидно, что в этом случае

$$P_{ЛР} = P^{\mu}_{ЛР} P^{\eta}_{ЛР}, \qquad (5)$$

где вероятности $P^{\mu}_{ЛР}$ и $P^{\eta}_{ЛР}$ ложных решений, получаемых на основании анализа отдельно каждого из углов, вычисляются в соответствии с (3).

Однако, в отличие от упомянутого выше строгого решения задачи поиска оптимальных значений порогов $\Lambda'_{\Delta\mu}$ и $\Lambda'_{\Delta\eta}$, выберем эти значения, исходя из требования равенства вероятностей $P^{\mu}_{ЛР}$ и $P^{\eta}_{ЛР}$. При этом, очевидно, $\Lambda'_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu} = \Lambda'_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta} = \Lambda_0$. В данном случае вероятность $P_{ПР}$ пропуска факта нарушения целостности навигационного поля вычисляется в соответствии с выражением

$$P_{ПР} = 1 - [1 - A(\Lambda_0, \beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu})] \times [1 - A(\Lambda_0, \beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta})], \qquad (6)$$

где

$$A(\Lambda_0, \beta_x/\sigma_x) = \frac{1}{2} erf(\Lambda_0/\sqrt{2} + \beta_x/\sqrt{2}\sigma_x) + \frac{1}{2} erf(\Lambda_0/\sqrt{2} - \beta_x/\sqrt{2}\sigma_x).$$

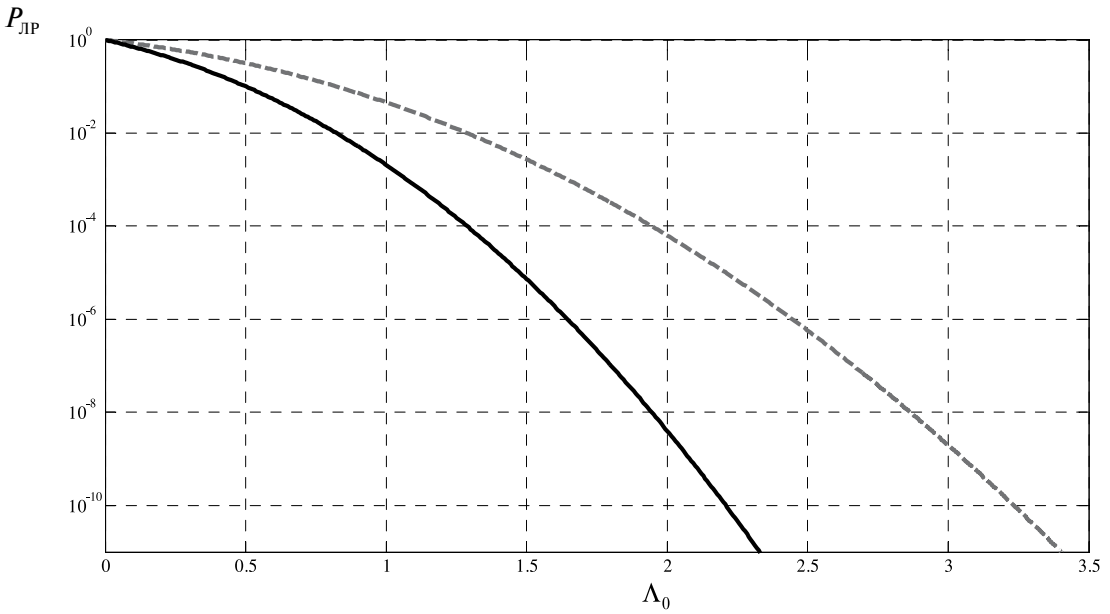

Рис. 12. Вероятности ложных решений при использовании результатов измерения двух (———) и одного (--------) углов

На рис. 12 представлена зависимость вероятности $P_{ЛР}$ от параметра Λ_0 (сплошная кривая), вычисленная по формуле (5). Здесь же приведена зависимость $P_{ЛР}$ от параметра $\Lambda_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta} = \Lambda_0$ (пунктирная кривая), вычисленная по (3).

Приведенные кривые позволяют произвести выбор значений относительных порогов Λ_0 в обоих рассматриваемых случаях принятия решений, т. е. при использовании результатов измерения одного или двух углов.

На рис. 13 приведены зависимости (6) вероятности $P_{ПР}$ от величины $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$ при различных значениях $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$, где в качестве примера выбрано $P_{ЛР} = 10^{-5}$ и $\beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu} = 14$ дБ (кривая 1), 16 дБ (кривая 2),

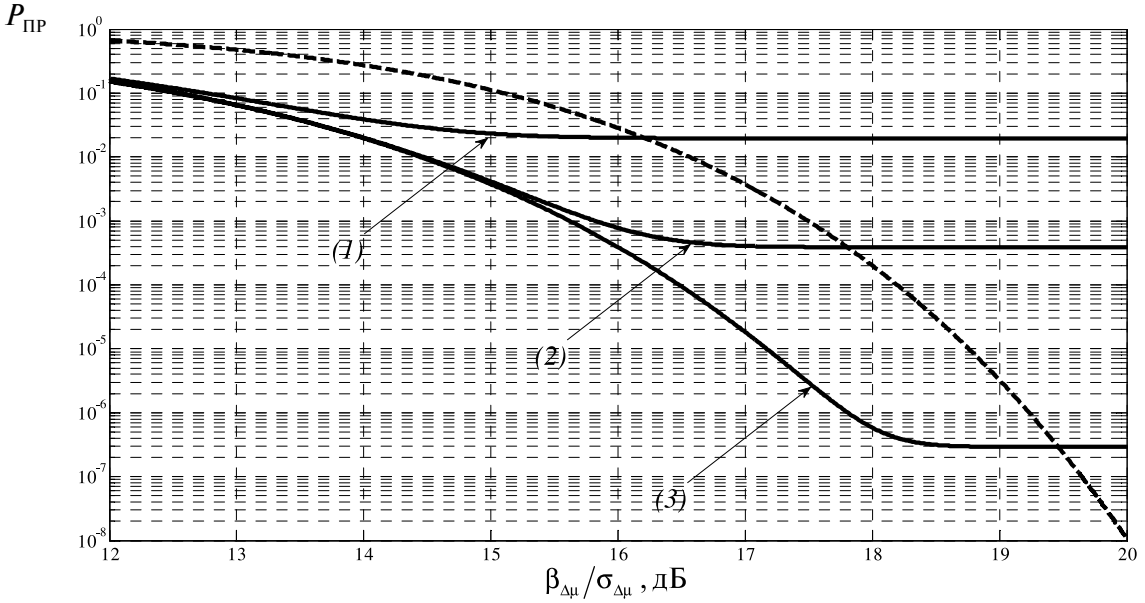

Рис. 13. Вероятности пропуска нарушения целостности НП при использовании результатов измерения двух (кривые 1, 2 и 3) и одного (пунктирная кривая) углов и $P_{ЛР} = 10^{-5}$

18 дБ (кривая 3). Для сравнения пунктиром приведена зависимость (4).

Как следует из анализа кривых, представленных на рис. 13, в рассмотренном (вариант логического «И») случае принятия решения по двум углам выигрыш по вероятности $P_{\text{ПР}}$ по сравнению со случаем, когда решение принимается на основе анализа измерения только одного угла, будет наблюдаться лишь в области, когда $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta} \le \beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu}$.

В противном случае использование измерений обоих углов приводит к значительному проигрышу. Очевидно, что подобный вывод справедлив и в случае, когда рассматривается зависимость $P_{\text{ПР}}$ от величины $\beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu}$ при различных значениях параметра $\beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu}$. При этом область значений $\beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu}$, соответствующая выигрышу метода принятия решения по двум углам, очевидно, определяется выражением $\beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu} \le \beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$.

Применяя полученные результаты к частному случаю системы КЦНП, характеризуемой данными рис. 6–11, получаем, что при $P_{\text{ЛР}} = 10^{-5}$ и использовании метода принятия решения по двум углам (вариант логического «И») нарушения целостности НП будут зафиксированы с вероятностью не менее, чем $1 - P_{\text{ПР}} = 1 - 10^{-5}$, при условии, что отклонения пеленгационных параметров будут не менее 3,5 град. и 1,75 град. по азимуту и склонению соответственно. При этом использование метода принятия решения лишь по одному углу обеспечивало бы те же вероятностные характеристики системы КЦНП, если отклонения пеленгационных параметров были бы не менее 4,4 град. и 2,2 град. соответственно.

Рассмотрим теперь метод принятия решения о наличии нарушения целостности НП по варианту логического «ИЛИ»). При этом очевидно,

$$P_{\text{ЛР}} = P^{\mu}_{\text{ЛР}} + P^{\eta}_{\text{ЛР}} - P^{\mu}_{\text{ЛР}} P^{\eta}_{\text{ЛР}}. \qquad (7)$$

Аналогично предыдущему случаю значения порогов $\Lambda''_{\Delta\mu}$ и $\Lambda''_{\Delta\eta}$ выбираются исходя из требования равенства вероятностей $P^{\mu}_{\text{ЛР}}$ и $P^{\eta}_{\text{ЛР}}$. В этом случае $\Lambda''_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu} = \Lambda''_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta} = \Lambda'_0$, и вероятность $P_{\text{ПР}}$ пропуска факта нарушения целостности навигационного поля вычисляется в соответствии с выражением

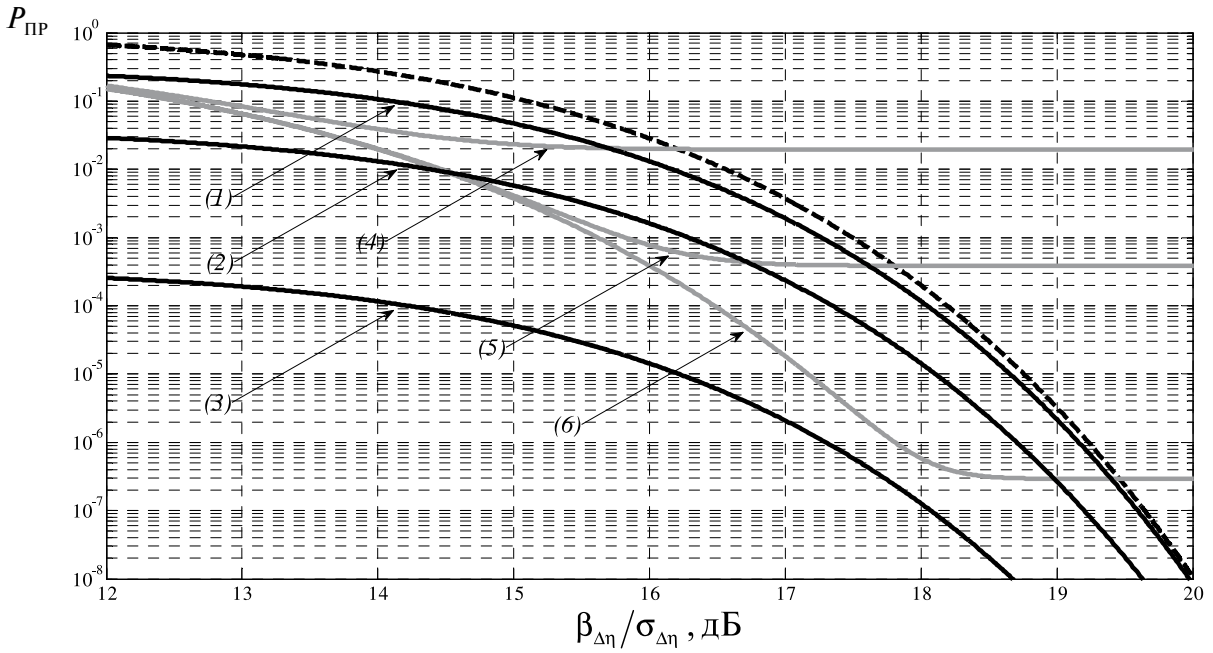

Рис. 14. Вероятности пропуска нарушения целостности НП при использовании результатов измерения двух углов на основе логического «ИЛИ» (кривые 1, 2 и 3), логического «И» (кривые 4, 5 и 6) и одного угла (пунктирная кривая) при $P_{\text{ЛР}} = 10^{-5}$

$$P_{\text{ПР}} = A(\Lambda'_0, \beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu}) \cdot A(\Lambda'_0, \beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}), \quad (8)$$

где функции $A(\Lambda'_0, \beta_x/\sigma_x)$ определяются выражением (6).

На рис. 14 приведены зависимости (8) вероятности $P_{\text{ПР}}$ от величины $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$ при тех же значениях $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$, что и на рис. 13 (кривые 1, 2, 3 соответственно). Для сравнения пунктиром показана зависимость (3), а также рассмотренные ранее (рис. 13) зависимости (6), соответствующие варианту логического «И» (кривые 4, 5, 6).

Из анализа приведенных кривых следует, что вариант принятия решения на основе логического «ИЛИ» в области больших значений $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$ обеспечивает существенный выигрыш по сравнению с другими рассмотренными вариантами. Однако в области малых значений $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$ этот вариант, напротив, может иметь проигрыш по сравнению с вариантом логического «И», не уступая, тем не менее, варианту принятия решения только по одному углу.

Анализ пеленгационных параметров позволяет осуществить принятие решения о наличии или отсутствии нарушения целостности НП различными методами, когда используется только один из этих параметров, либо предполагается их совместное использование.

Во втором случае возможны варианты логического сложения (логическое «ИЛИ») или логического умножения (логическое «И») промежуточных результатов принятия решений по каждому из углов в отдельности.

Первый вариант позволяет получить выигрыш по сравнению с методом использования только одного угла во всей области рассматриваемых значений математических ожиданий относительных отклонений расчетных пеленгационных параметров от измеренных.

По сравнению со вторым вариантом (логическое «И») этот вариант обеспечивает выигрыш только в области больших значений указанных математических ожиданий. При этом упомянутый выигрыш выражается в степени уменьшения требуемых значений величин $\beta_{\Delta\eta}/\sigma_{\Delta\eta}$ и $\beta_{\Delta\mu}/\sigma_{\Delta\mu}$, при которых нарушение целостности НП будет зафиксировано с заданной вероятностью $P_{\text{ПР}}$ при заданной величине $P_{\text{ЛР}}$.

Повышение эффективности рассмотренных методов может быть обеспечено путем оптимизации значений относительных порогов принятия решений по каждому из пеленгационных параметров, а также на основе совместного использования результатов анализа значений этих параметров на некотором интервале времени.

Кроме того, дополнительный выигрыш может быть получен за счет учета результатов анализа пеленгационных параметров всех остальных $K - 1$ источников, сигналы от которых были использованы при решении навигационной задачи.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Castaldo G., Angrisano A., Gaglione S., Troisi S.** P-RANSAC: An Integrity Monitoring Approach for GNSS Signal Degraded Scenario // Internat. J. of Navigation and Observation, 2014.

2. **Jafarnia-Jahromi A., Broumandan A.** GPS Vulnerability to Spoofing Threats and a Review of Antispoofing Techniques // Internat. J. of Navigation and Observation, 2012.

3. **Веремеенко К.К., Зимин Р.Ю.** Целостность Навигационного Поля // ИСНС. 2009. № 4. С. 38–42.

4. **Сенаторов М.Ю., Сятковский Р.Б.** Сравнительный анализ характеристик методов контроля целостности глобальных спутниковых навигационных систем // Безопасность информационных технологий. 2011. № 4. С. 106–108.

5. **Montgomery P.Y., Humphreys T.E.** Receiver Autonomous Spoofing Detection: Experimental Results of Multi-antenna Receiver Defense Against a Portable Civil GPS Spoofer // ION Internat. Technical Meeting. 2009. Pp. 124–130.

6. Dinesh Sathyamoorthy. Global Navigation Satellite System Spoofing // A Review of Growing Risks and Mitigation Steps. Defence S&T Tech. Bull. 2013. № 6(1). Pp.42–61.

7. **Kaplan E.D.** Understanding GPS: principles

and applications. 2nd ed. Artech House, 2005. 723 p.

8. **Денисов В.П., Дубинин Д.В.** Фазовые радиопеленгаторы: Монография. Томск: Томский государственный ун-т систем управления и радиоэлектроники, 2002. 251 с.

9. **Венедиктов В.Т., Цикин И.А., Щербинина Е.А.** Прием и обработка сигналов спутниковых навигационных систем в задаче пространственного позиционирования // Научно-технические ведомости СПбГПУ. Информатика. Телекоммуникации. Управление. СПб.: Изд-во СПбГПУ, 2013. № 2(169), С. 29–38.

10. **Давыденко А.С., Макаров С.Б.** Применение метода эталонной разности фаз для определения пространственной ориентации объекта // Научно-технические ведомости СПбГПУ. Информатика. Телекоммуникации. Управление. СПб.: Изд-во СПбГПУ, 2013. № 2(169), С. 39–46.

REFERENCES

1. **Castaldo G., Angrisano A., Gaglione S., Troisi S.** P-RANSAC: An Integrity Monitoring Approach for GNSS Signal Degraded Scenario, *International Journal of Navigation and Observation*, 2014.

2. **Jafarnia-Jahromi A., Broumandan A.** GPS Vulnerability to Spoofing Threats and a Review of Antispoofing Techniques, *International Journal of Navigation and Observation*, 2012.

3. **Veremeyenko K.K., Zimin R.Yu.** Tselostnost Navigatsionnogo Polya [Integrity Navigation Field], *ISNS*, 2009, No. 4, Pp. 38–42. (rus)

4. **Senatorov M.Yu., Syatkovskiy R.B.** Sravnitelnyy analiz kharakteristik metodov kontrolya tselostnosti globalnykh sputnikovykh navigatsionnykh system [Comparative analysis of the characteristics of a quality monitoring integrity of global satellite navigation systems], *Bezopasnost informatsionnykh tekhnologiy*, 2011, No. 4, Pp. 106–108. (rus)

5. **Montgomery P.Y., Humphreys T.E.** Receiver Autonomous Spoofing Detection: Experimental Results of Multi-antenna Receiver Defense Against a Portable Civil GPS Spoofer, *ION International Technical Meeting*, 2009, Pp. 124–130.

6. Dinesh Sathyamoorthy. Global Navigation Satellite System Spoofing, *A Review of Growing Risks and Mitigation Steps, Defence S&T Tech. Bull.*, 2013, No. 6(1), Pp. 42–61.

7. **Kaplan E.D.** *Understanding GPS: principles and applications*, Artech House, 2005, 723 p.

8. **Denisov V.P., Dubinin D.V.** *Fazovyye radiopelengatory* [*Phase finders: Monograph*]. Tomsk: Tomskiy gosudarstvennyy universitet sistem upravleniya i radioelektroniki Publ., 2002, 251 p. (rus)

9. **Venediktov V.T., Tsikin I.A., Shcherbinina Ye.A.** Priyem i obrabotka signalov sputnikovykh navigatsionnykh sistem v zadache prostranstvennogo pozitsionirovaniya [Satellite navigation signals processing in the framework of space positioning], *Nauchno-tekhnicheskiye vedomosti SPbGPU. Informatika. Telekommunikatsii. Upravleniye*. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2013, No. 2(169), Pp. 29–38. (rus)

10. **Davydenko A.S., Makarov S.B.** Primeneniye metoda etalonnoy raznosti faz dlya opredeleniya prostranstvennoy oriyentatsii obyekta [Application of a method of a reference phases difference for definition of spatial object orientation], *Nauchno-tekhnicheskiye vedomosti SPbGPU. Informatika. Telekommunikatsii. Upravleniye*. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2013, No. 2(169), Pp. 39–46. (rus)

МЕЛИХОВА Антонина Павловна – *студентка магистратуры кафедры радиотехники и телекоммуникаций Института физики, нанотехнологий и телекоммуникаций Санкт-Петербургского государственного политехнического университета.*

195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.

E-mail: antonina_92@list.ru

MELIKHOVA, Antonina P. *St. Petersburg Polytechnic University.*

195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.

E-mail: antonina_92@list.ru

ЦИКИН Игорь Анатольевич – *профессор кафедры радиотехники и телекоммуникаций Института физики, нанотехнологий и телекоммуникаций Санкт-Петербургского государственного*

политехнического университета, доктор технических наук.
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: tsikin@mail.spbstu.ru

TSIKIN, Igor A. *St. Petersburg Polytechnic University*.
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: tsikin@mail.spbstu.ru

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

УДК 517.9

DOI 10.5862/JCTCS.212.5

В.Н. Козлов, Г.А. Рябов, И.У. Тросько

ОЦЕНКА ОБЛАСТИ УСТОЙЧИВОСТИ ЭНЕРГОСИСТЕМЫ НА ОСНОВЕ ПРЯМОГО МЕТОДА ЛЯПУНОВА

V.N. Kozlov, G.A. Ryabov, I.U. Trosko

ESTIMATION REGION OF STABILITY FOR ENERGY SYSTEM BASED ON THE DIRECT METHOD OF LYAPUNOV

Изучены аналитический и численный методы анализа устойчивости электромагнитных и электромеханических процессов электроэнергетической системы (ЭЭС), работающей на внешнюю сеть бесконечной мощности. Для получения алгоритма оценки границы области устойчивости использован прямой метода Ляпунова. Приведена методика аналитического исследования устойчивости на основе этого метода.

Рассмотрен пример исследования конкретной ЭЭС предложенным методом и получения границы области устойчивости замкнутой системы управления при варьировании частоты генератора и различных значениях соотношения линейных и нелинейных членов в математической модели исследуемой системы.

ОБЛАСТЬ УСТОЙЧИВОСТИ; ЭЛЕКТРОЭНЕРГЕТИЧЕСКАЯ СИСТЕМА; ПРЯМОЙ МЕТОД ЛЯПУНОВА.

The current work is dedicated to analytical and numerical methods of analyzing stability in electromagnetic and electromechanical processes of the electric power system (EPS). The EPS, considered in the present article, runs in the external network of infinite power. The algorithm of estimating the stability region's boundary was obtained using Lyapunov's Direct Method, and an analytical technique to study the system's stability was developed based on the algorithm.

The suggested technique was used to study the EPS and the boundary of its stability region during the generator's frequency variation and various ratios of linear and nonlinear terms of the mathematical model of the studied system.

STABILITY REGION; ELECTRIC POWER SYSTEM; LYAPUNOV'S DIRECT METHOD OF.

Рассмотрим модель электроэнергетической системы, состоящей из турбины и синхронного генератора, работающих на сеть бесконечной мощности, схема которой приведена на рис. 1.

Уравнение синхронного генератора в *d-q* осях, определяемых преобразованием Парка–Горева, представляется системой обыкновенных дифференциальных уравнений (1)–(6) [1]. Для упрощения мы будем рассматривать в модели синхронного генератора только две обмотки возбуждения, пару демпферных обмоток и одну из фазных обмоток.

Уравнения, описывающее процессы в обмотках якоря:

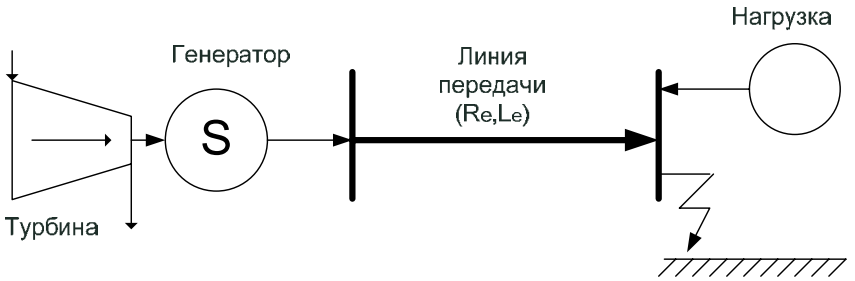

Рис. 1. Схема системы

$$\nu_q = -R_s i_q + \omega\lambda_d + \frac{d\lambda_q}{dt}, \quad (1)$$

$$\lambda_d = -L_d i_d + L_{md}(i_{fd} + i_{kd}), \quad (2)$$

$$\lambda_q = -L_q i_q + L_{mq} i_{kq}. \quad (3)$$

Уравнение для обмотки возбуждения:

$$\nu_{fd} = R_{fd} i_{fd} - L_{md}\frac{di_d}{dt} + L_{fd}\frac{di_{fd}}{dt} + L_{md}\frac{di_{kd}}{dt}. \quad (4)$$

Уравнение для демпферных обмоток:

$$0 = R_{kd} i_{kd} - L_{md}\frac{di_d}{dt} + L_{md}\frac{di_{fd}}{dt} + L_{kd}\frac{di_{kd}}{dt}, \quad (5)$$

$$0 = R_{kq} i_{kq} - L_{md}\frac{di_d}{dt} + L_{kq}\frac{di_{kq}}{dt}. \quad (6)$$

В модели представлена внешняя мощность, подведенная к турбине, и электрическая нагрузка, обусловленная процессами во внешней сети. Уравнения турбины [1, 2]:

$$\frac{d\delta}{dt} = \omega - 1, \quad (7)$$

$$2H\frac{d\omega}{dt} = T_m - T_e - D\omega, \quad (8)$$

где

$$T_e = (L_q - L_d) i_d i_q + L_{mfd} i_{fd} i_q + L_{md} i_{md} i_q - L_{md} i_d i_{mq},$$

$$\nu_t = \sqrt{\nu_d^2 + \nu_q^2}. \quad (9)$$

Уравнения внешней нагрузки:

$$\nu_d = R_e i_d + L_e\frac{di_d}{dt} - \omega L_e i_q + V^\infty \cos(\delta - \alpha), \quad (10)$$

$$\nu_q = R_e i_q + L_e\frac{di_q}{dt} + \omega L_e i_d + V^\infty \sin(\delta - \alpha). \quad (11)$$

Определение входящих в уравнения (1)–(11) величин и их численные значения, использовавшиеся в расчетах, сведены в таблицу (см. ниже).

Для приведения системы (1)–(11) к виду, удобному для аналитического исследования и численного интегрирования, все члены, содержащие производные фазовых координат, переносятся в левую часть, а все остальные члены уравнений – в правую часть:

$$-(L_d + L_e)\frac{di_d}{dt} + L_{md}\frac{di_{fd}}{dt} + L_{md}\frac{di_{kd}}{dt} = (R_s + R_e) i_d - (L_q + L_e)\omega\, i_q + L_{mq}\omega i_{kq} + V^\infty \cos(\delta - \alpha), \quad (12)$$

$$-(L_q + L_e)\frac{di_q}{dt} + L_{md}\frac{di_{kq}}{dt} = (R_s + R_e) i_q + (L_d + L_e)\omega i_d + L_{md}\omega(i_{fd} + i_{kd}) + V^\infty \sin(\delta - \alpha), \quad (13)$$

$$-L_{md}\frac{di_d}{dt} + L_{fd}\frac{di_{fd}}{dt} + L_{md}\frac{di_{kd}}{dt} = \nu_{fd} - R_s i_{fd}, \quad (14)$$

$$-L_{md}\frac{di_d}{dt} + L_{md}\frac{di_{fd}}{dt} + L_{kd}\frac{di_{kd}}{dt} = R_{kd} i_{kd}, \quad (15)$$

$$-L_{md}\frac{di_d}{dt} + L_{kq}\frac{di_{kq}}{dt} = R_{kq} i_{kq}. \quad (16)$$

К системе (12)–(16) добавляются уравнения турбины (7), (8). Следует отметить, что входом синхронного генератора является напряжение возбуждения ν_{fd}, определяемое системой управления возбуждением, которая представляет собой сложную динамическую систему. В настоящей работе динамика этой системы не учитывается, и обратные связи формируются

Параметры ЭЭС, используемые в моделировании

Переменная	Физический смысл	Численное значение
ν_d, ν_q	Прямое и поперечное напряжение осей статора	
ν_{fd}	Напряжение возбуждения генератора	
ν_t	Выходное напряжение генератора	
i_d, i_q	Токи в прямой и поперечной осях генератора	
i_{fd}	Ток в обмотке возбуждения	
i_{kd}, i_{kq}	Токи в прямой и поперечной цепях демпферных обмоток	
λ_d, λ_q	Потокосцепления прямой и поперечной цепей генератора	
R_s	Сопротивление обмоток статора	3×10^{-3}
R_{fd}	Сопротивление обмоток возбуждения	$6{,}3581\times10^{-4}$
R_{kd}, R_{kq}	Сопротивление демпферных обмоток	$4{,}6454\times10^{-3}$ $6{,}8460\times10^{-3}$
L_d, L_q	Коэффициенты прямой и поперечной самоиндукции	9,84, 4,25
L_{fd}	Коэффициент самоиндукции ротора	1,083
L_{kd}, L_{kq}	Прямая и поперечная самоиндукция демпферных обмоток	0,9568, 0,2321
L_{md}, L_{mq}	Прямая и поперечная магнитная индукция	$9{,}1763\times10^{-1}$ $2{,}1763\times10^{-1}$
ω	Угловая скорость генератора	
δ	Угол скольжения генератора	
T_m	Момент механических сил, приложенных к ротору	
T_e	Момент электромагнитных сил, приложенных к ротору	
D	Коэффициент демпфирования турбины	0
H	Момент инерции ротора турбины	3,195
R_e	Активное сопротивление внешней сети передачи	60×10^{-3}
L_e	Индуктивность внешней сети передачи	$11{,}16\times10^{-3}$
V^{∞}, α	Напряжение шины бесконечной мощности и ее фазовый угол	1; 0

линейным регулятором, построенным по методике аналитического конструирования оптимальных регуляторов, АКОР [3, 4]. Отметим только, что традиционная архитектура систем управления возбуждением не обеспечивает полную наблюдаемость и управляемость системы (1)–(11), что обусловлено принципиальной невозможностью управления демпферными токами.

Представив уравнения (12)–(16), (7), (8) в матричной форме, получим полную нелинейную модель системы синхронный генератор-турбина вида

$$X\frac{d}{dt}\begin{bmatrix} i_d \\ i_q \\ i_{fd} \\ i_{kd} \\ i_{kq} \end{bmatrix} = \left(\begin{bmatrix} R_s + R_e & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & R_s + R_e & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & R_{fd} & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & R_{kd} & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & R_{kq} \end{bmatrix} + \omega \begin{bmatrix} 0 & -(L_q + L_e) & 0 & 0 & L_{md} \\ -(L_d + L_e) & 0 & L_{md} & L_{md} & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{bmatrix} \right) \begin{bmatrix} i_d \\ i_q \\ i_{fd} \\ i_{kd} \\ i_{kq} \end{bmatrix} + F(\delta, \alpha), \quad (17)$$

$$2H\frac{d\omega}{dt} = T_m - T_e - D\omega, \ \frac{d\delta}{dt} = \omega - 1,$$

В (17) член $F(\delta, \alpha)$ представляет собой зависящие от синуса и косинуса нелинейные члены, определяемые углом скольжения и внешним фазовым углом, а величина T_e рассчитывается по формуле (9).

Чтобы использовать стандартные методы интегрирования систем дифференциальных уравнений, полученная система должна быть разрешена относительно производных токов, для чего нужно обратить матрицу сопротивлений и индуктивностей. Обратная матрица для матрицы X получена с помощью пакета символьных вычислений MatLab и имеет вид

$$X^{-1} = \begin{bmatrix} -\frac{L_{fd}}{A} & 0 & -\frac{B}{A} & \frac{L_{md}(L_{fd} - L_{md})}{A(L_{kd} - L_{md})} & 0 \\ -\frac{L_{fd}L_{md}}{AC} & -\frac{1}{C_1} & -\frac{B}{AC_1} & \frac{B}{AC_1} & \frac{1}{C_1} \\ -\frac{L_{md}}{A} & 0 & \frac{L_{kd}C_2 - L_{md}^2}{A(L_{kd} - L_{md})} & -\frac{L_{kd}C_2 - L_{md}^2}{A(L_{kd} - L_{md})} & 0 \\ 0 & 0 & -\frac{1}{D} & \frac{1}{D} & 0 \\ -\frac{L_{fd}L_{md}}{AL_{kq}} & 0 & -\frac{B}{AL_{kq}} & \frac{B}{AL_{kq}} & \frac{1}{L_{kq}} \end{bmatrix},$$

где

$$A = L_{fd}C_2 - L_{md}^2, B = \frac{L_{md}(L_{fd} - L_{kd})}{L_{kd} - L_{md}},$$

$$C_1 = L_e + L_q, C_2 = L_e + L_d, D = L_{kd} - L_{md}.$$

Правые части уравнения (17) представляют собой билинейную форму фазовых переменных. Динамика турбины описывается системой линейных дифференциальных уравнений с единственным нелинейным членом, характеризующим электромагнитную нагрузку от внешней сети.

Моделирование динамики замкнутой системы управления демонстрирует ее устойчивость при номинальных значениях параметров к внешним возмущениям. На рис. 2 приведен переходный процесс при изменении внешней нагрузки на двадцатой секунде моделирования. Очевидно, что при номинальных значениях параметров система управления устойчива и обладает приемлемыми динамическими характеристиками. Представляет интерес оценка поведения системы при варьировании ее параметров, например частоты вращения ротора турбины. При нормально работающей системе

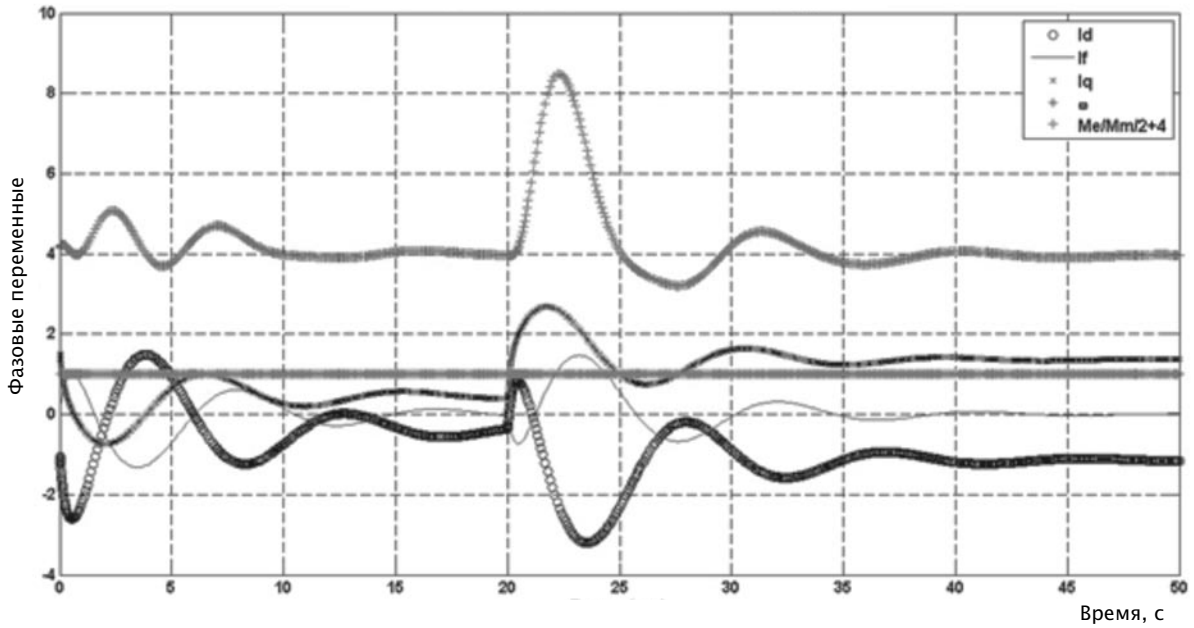

Рис. 2. Переходный процесс при изменении внешней нагрузки на 20-й секунде функционирования

стабилизации частоты ее флуктуации незначительны и не способны серьезно повлиять на устойчивость энергосистемы. Но при отказе системы стабилизации частоты ее колебания становятся значительными и возникает риск потери устойчивости энергосистемы в целом. С целью оценки пределов безопасного колебания частоты предложена методика оценки области устойчивости нелинейной системы путем построения надлежащей функции Ляпунова.

Теоретические основы метода анализа устойчивости

Рассмотрим систему обыкновенных дифференциальных уравнений первого порядка:

$$x' = f(x), x(t) \in R^n, f : R^n \to R^n, f(0) = 0. \quad (18)$$

Определим функцию Ляпунова в виде квадратичной формы:

$$V = x^{\mathrm{T}} P x. \quad (19)$$

Известно, что положение равновесия $x^e = 0$ будет устойчиво при одновременном выполнении следующих неравенств для всех значений фазовой переменной:

$$V(x) > 0, \quad (20)$$

$$V'(x) < 0. \quad (21)$$

Производная от функции Ляпунова берется вдоль траектории системы (18) и определяется выражением

$$V'(x) = f^{\mathrm{T}}(x) P x + x^{\mathrm{T}} P f(x), \quad (22)$$

которое должно быть строго отрицательным для всех $x \neq 0$. В случае линейности правой части (18) условие приводит к матричному неравенству Ляпунова:

$$f(x) = Ax, A^{\mathrm{T}} P + PA < 0. \quad (23)$$

Далее рассматривается общая форма (18), представленная в виде суммы линейной части и некоторой нелинейной вектор-функции:

$$x' = Ax + h(x) + Bu, h : R^n \to R^n, u(t) \in R^m. \quad (24)$$

Вектор $u(t)$ представляет собой внешнее воздействие на систему (в частном случае это может быть управление). Модели такого типа используют для описания функционирования синхронных генераторов, входящих в электроэнергетические объединения [1, 2].

Управляющее воздействие в системе (24) формируется согласно алгоритму

$$u = Kx, \quad (25)$$

где K – матрица коэффициентов обратных связей, полученная с использованием

какого-либо метода их синтеза [4] для линейной части системы (24) и обеспечивающая устойчивость замкнутой линейной системы с матрицей $A_K = A + BK$. Полученные значения подставляются в (24) и приводят к неравенству

$$x^{\mathrm{T}}(A_K^{\mathrm{T}}P + PA_K)x + x^{\mathrm{T}}Ph(x) + h^{\mathrm{T}}(x)Px < 0, \quad (26)$$

для всех $x \neq 0$ или, в более компактной форме:

$$y^{\mathrm{T}}Fy < 0, \quad (27)$$

$$y = [x \quad h(x)]^{\mathrm{T}}, \quad (28)$$

$$F = \begin{bmatrix} A_K^{\mathrm{T}}P + PA_K & P \\ P & 0 \end{bmatrix}. \quad (29)$$

Из (27)–(29) следует невозможность обеспечения выполнения (27) для произвольных значений y ввиду того, что матрица F не является отрицательно определенной в общем случае. Накладываются ограничения на вид функции $h(x)$. Полагается, что для них справедлива оценка

$$h^{\mathrm{T}}(x)h(x) \le \alpha^2 x^{\mathrm{T}}H^{\mathrm{T}}Hx, \quad H : R^n \to R^n, H = \mathrm{const}, \quad (30)$$

или, в матричной форме

$$\begin{bmatrix} x \\ h(x) \end{bmatrix}^{\mathrm{T}} \begin{bmatrix} -\alpha^2 H^{\mathrm{T}}H & 0_{n\times n} \\ 0_{n\times n} & I_{n\times n} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} x \\ h(x) \end{bmatrix} \le 0.$$

Известно, что для симметричных матриц F, G размерности $n\times n$ выполнение условия (27) следует из условия

$$y^{\mathrm{T}}Gy \le 0, \quad (31)$$

если существует такое число $\tau > 0$, для которого справедливо матричное неравенство [5–7]:

$$F - \tau G < 0. \quad (32)$$

Используя этот результат, (29) переписывается в форме

$$\begin{bmatrix} A_K^{\mathrm{T}}P + PA_K + \tau\alpha^2 H^{\mathrm{T}}H & P \\ P & -\tau I \end{bmatrix} < 0. \quad (33)$$

Следует отметить, что последнее неравенство нелинейно по F и K, поскольку равенство

$$A_K^{\mathrm{T}}P + PA_K = A^{\mathrm{T}}P + PA + PBK + K^{\mathrm{T}}B^{\mathrm{T}}P$$

содержит их произведение.

Пример анализа электроэнергетической системы

С целью подтверждения работоспособности описанной в предыдущем разделе методики, рассмотрим практический пример анализа области устойчивости синхронного генератора при варьировании частоты вращения ротора турбины. Для этого построим матрицу, используя модель генератора (17). Для нее матрица замкнутой системы, включающей генератор и систему возбуждения:

$$A_k = \begin{bmatrix} -1.0131 & 1.2860 & 3.7704 & -8.8559 & -8.0458 \\ -0.8326 & -4.9178 & 3.7637 & 2.9891 & 2.7154 \\ 1.7824 & 3.5072 & -7.8990 & 5.6657 & 5.1478 \\ 9.1817 & 8.3716 & 8.3716 & -1.3503 & 5.2736 \\ -8.9651 & -8.1741 & -8.1741 & 1.3184 & -5.8045 \end{bmatrix}, \quad (34)$$

собственные значения этой матрицы равны

$$(-10.8096 \quad -6.9984 \quad -0.1865 + 0.7177i \quad -0.1865 - 0.7177i \quad -2.8038),$$

следовательно, при номинальных значениях параметров система управления возбуждением устойчива. Матрицы в (26)

$$P = \begin{pmatrix} -0.0538 & 0.0341 & 0.0168 & 0.0082 & 0.0110 \\ 0.0341 & -0.0231 & -0.0121 & -0.0094 & -0.0039 \\ 0.0168 & -0.0121 & -0.0069 & -0.0072 & -0.0001 \\ 0.0082 & -0.0094 & -0.0072 & -0.0153 & 0.0083 \\ 0.0110 & -0.0039 & -0.0001 & 0.0083 & -0.0096 \end{pmatrix},$$

$$H^{\mathrm{T}}H = \begin{pmatrix} 164.6768 & 150.1465 & 150.1465 & 0 & 0 \\ 150.1465 & 136.8983 & 139.8983 & 0 & 0 \\ 150.1465 & 139.8983 & 136.8993 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 119.6450 & 108.7019 \\ 0 & 0 & 0 & 108.7019 & 98.7596 \end{pmatrix}.$$

Поскольку инерционность электромеханических процессов существенно больше, чем инерционность электромагнитных процессов, отклонение частоты вращения турбины от номинала может рассматриваться как параметр, определяющий поведение фазовых переменных синхронного генератора. Другой параметр – величина τ из (33), определяющий соотношение между линейными и нелинейными членами в (24), обеспечивающий отрицательную определенность матрицы в (33).

После разрешения (17) относительно производных и подстановки в полученные формулы значений из таблицы, была построена поверхность максимального собственного значения матрицы F из неравенства (33) в зависимости от ω, τ. Эта поверхность приведена на рис. 3. Видно, что при малых значениях отклонения частоты от номинала и при малых значениях управляющего параметра τ есть область, в которой все собственные значения матрицы в (33) отрицательны, что свидетельствует об отрицательной определенности самой этой матрицы. Однако с ростом отклонения частоты от номинала расширяется область, в которой система возбуждения неустойчива, причем на границе области устойчивости возможны появления областей с хаотическим поведением [8–10], характеризующимся непрерывным спектром системы управления.

В статье предложен метод оценки области устойчивости нелинейной модели электроэнергетической системы, включающей модели турбины и синхронного генератора, в пространстве параметров системы.

Приведены полученные аналитически уравнения синхронного генератора, а также результаты численного построения областей

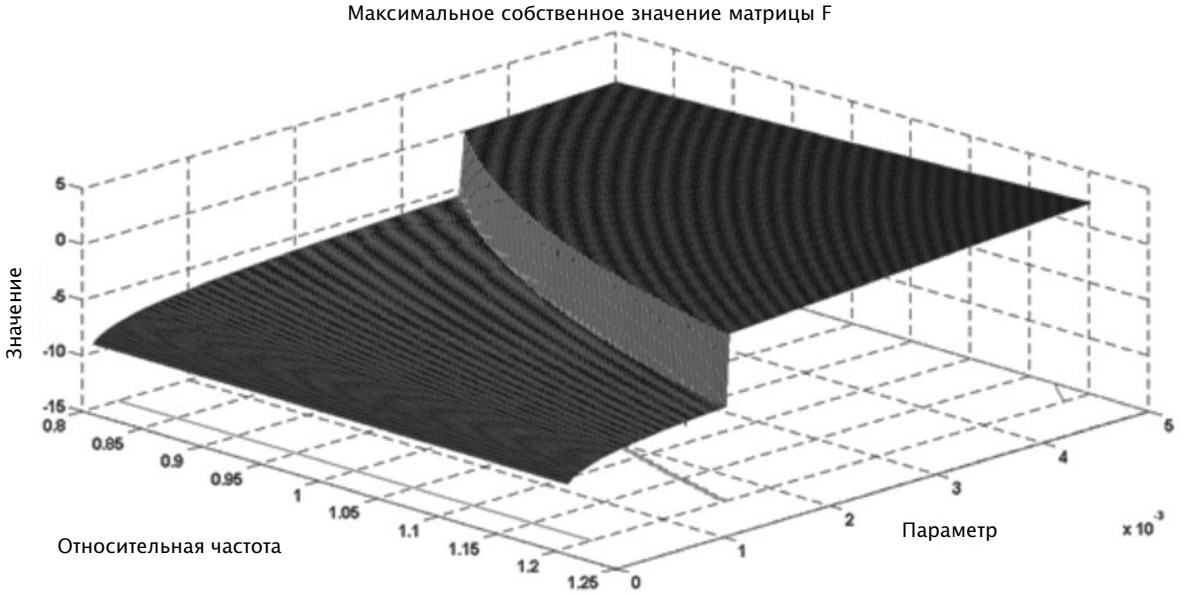

Рис. 3. Характер изменения собственных значений матрицы в (34) в зависимости от параметров и состояния системы

устойчивости модельной системы в зависимости от изменения угловой скорости его вращения и конструктивного параметра, определяющего соотношение линейных и нелинейных членов в неравенстве (33).

Полученные расчеты подтверждают работоспособность метода и возможность применения численно-аналитических методов для анализа степени робастности нелинейных систем управления, а также выявления областей пространства параметров системы, в которых возможно возникновение хаотических процессов [8]. Поскольку на границе области устойчивости нелинейной системы могут возникать сложные (в т. ч. хаотические) режимы функционирования [9, 10], предлагаемый метод может использоваться для повышения безопасности эксплуатации существующих и проектируемых энергосистем.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Андерсон П., Фуад А.** Управление энергосистемами и устойчивость. Пер. с англ. под ред. Я.Н. Лугинского. М.: Энергия, 1980. 568 с.

2. **Портной М.Г.** Управление энергосистемами для обеспечения устойчивости. М.: Энергия, 1978. 193 с.

3. **Колесников А.А., Кобзев В.А.** Динамика полета и управление: синергетический подход. Таганрог: Изд-во ТТИ ЮФУ, 2009. 198 с.

4. **Бесекерский В.А., Попов Е.П.** Теория систем автоматического управления. Изд. 4-е, перераб. и доп. СПб.: Изд-во «Профессия», 2003. 752 с.

5. **Баландин Д.В., Коган М.М.** Синтез законов управления на основе линейных матричных неравенств. М.: Физматлит, 2007, 280 с.

6. **Баландин Д.В., Коган М.М.** Применение линейных матричных неравенств в синтезе законов управления. Нижний Новгород, 2010. 93 с.

7. **Баландин Д.В., Коган М.М.** Новые методы синтеза законов управления динамическими системами с использованием линейных матричных неравенств // Вестник нижегородского университета имени Н.И. Лобачевского. 2011. № 4-2. С. 50–51.

8. **Козлов В.Н., Тросько И.У.** Анализ хаотических режимов в электроэнергетических системах // Научно-технические ведомости СПбГУ. Наука и образование. СПб.: Изд-во СПбГПУ, 2011. № 2(123). С. 35–43.

9. **Козлов В.Н.** Негладкие системы, операторы оптимизации и устойчивость. СПб.: Изд-во СПбГПУ, 2012. 152 с.

10. **Козлов В.Н., Тросько И.У.** К условиям возникновения хаотических режимов в динамических системах // Известия международной академии наук высшей школы. 2012. № 2(60). С. 54–61.

REFERENCES

1. **Anderson P., Fuad A.** *Upravleniye energosistemami i ustoychivost* [*Management of energy systems and sustainability*]. Moscow: Energiya Publ., 1980, 568 p. (rus)

2. **Portnoy M.G.** *Upravleniye energosistemami dlya obespecheniya ustoychivosti* [*Management of energy systems for sustainability*]. Moscow: Energiya Publ., 1978, 193 p. (rus)

3. **Kolesnikov A.A., Kobzev V.A.** *Dinamika poleta i upravleniye: sinergeticheskiy podkhod* [*Flight Dynamics and Control: synergetic approach*]. Taganrog: TTI YuFU Publ., 2009, 198 p. (rus)

4. **Besekerskiy V.A., Popov Ye.P.** *Teoriya sistem avtomaticheskogo upravleniya* [*The theory of automatic control systems*]. St. Petersburg: Professiya Publ., 2003, 752 p. (rus)

5. **Balandin D.V., Kogan M.M.** *Sintez zakonov upravleniya na osnove lineynykh matrichnykh neravenstv* [*Synthesis of control laws based on linear matrix inequalities*]. Moscow: Fizmatlit Publ., 2007, 280 p. (rus)

6. **Balandin D.V., Kogan M.M.** *Primeneniye lineynykh matrichnykh neravenstv v sinteze zakonov upravleniya* [*The use of linear matrix inequalities in the synthesis of control laws*]. Nizhniy Novgorod, 2010, 93 p. (rus)

7. **Balandin D.V., Kogan M.M.** Novyye metody sinteza zakonov upravleniya dinamicheskimi sistemami s ispolzovaniyem lineynykh matrichnykh neravenstv [New methods for the synthesis of control laws for dynamic systems using linear matrix inequalities], *Vestnik nizhegorodskogo universiteta imeni N.I. Lobachevskogo*, 2011, No. 4-2, Pp. 50–51. (rus)

8. **Kozlov V.N., Trosko I.U.** Analiz khaoticheskikh rezhimov v elektroenergeticheskikh sistemakh [Analysis of chaotic regimes in power systems], *Nauchno-tekhnicheskiye vedomosti SPbGU. Nauka i obrazovaniye*. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2011,

No. 2(123), Pp. 35–43. (rus)

9. **Kozlov V.N.** *Negladkiye sistemy, operatory optimizatsii i ustoychivost* [*Nonsmooth system operators optimize and stability*]. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2012, 152 p. (rus)

10. **Kozlov V.N., Trosko I.U.** K usloviyam vozniknoveniya khaoticheskikh rezhimov v dinamicheskikh sistemakh [By the terms of the appearance of chaotic regimes in dynamical systems], *Izvestiya mezhdunarodnoy akademii nauk vysshey shkoly*, 2012, No. 2(60), Pp. 54–61. (rus)

КОЗЛОВ Владимир Николаевич – *заведующий кафедрой системного анализа и управления Института информационных технологий и управления Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, доктор технических наук.*

195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.

E-mail: saiu@ftk.spbstu.ru

KOZLOV, Vladimir N. *St. Petersburg Polytechnic University.*

195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.

E-mail: saiu@ftk.spbstu.ru

РЯБОВ Геннадий Александрович – *аспирант кафедры системного анализа и управления Института информационных технологий и управления Санкт-Петербургского государственного политехнического университета.*

195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.

E-mail: genaryabov@gmail.com

RYABOV, Gennadiy A. *St. Petersburg Polytechnic University.*

195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.

E-mail: genaryabov@gmail.com

ТРОСЬКО Игорь Усяславович – *аспирант кафедры системного анализа и управления Института информационных технологий и управления Санкт-Петербургского государственного политехнического университета.*

195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.

E-mail: troskoigor@gmail.com

TROSKO, Igor U. *St. Petersburg Polytechnic University.*

195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.

E-mail: troskoigor@gmail.com

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

ICUMT 2015 Committee

ICUMT Series Steering Committee

Jan Haase, IEEE Region 8, Austria
Jiri Hosek, Brno U. of Technology, Czech Republic
Yevgeni Koucheryavy, Tampere U. of Tech., Finland
Jacek Rak, Gdansk U. of Technology, Poland
Konstantin Samouylov, PF U. of Russia, Russia
Sergey Shorgin, IIP, Russian Academy of Sciences, Russia
James P.G. Sterbenz, U. of Kansas ,USA
Vladimir Vishnevsky, "INNET" R&D Company, Russia

ICUMT 2015 Committees

GENERAL CHAIRS
Jiri Misurec, Brno U. of Technology, Czech Republic
Yevgeni Koucheryavy, Tampere U. of Technology, Finland

LOCAL ARRANGEMENT CHAIRS
Norbert Herencsar, Brno U. of Technology, Czech Republic
Aslihan Kartci, Yildiz Technical U., Turkey

TELECOMMUNICATIONS CONGRESS CHAIRS
Jenq-Shiou Leu, NTUST U., Taiwan
Ladislav Venc, AT&T, Czech Republic

CONTROL SYSTEMS, AUTOMATION AND ROBOTICS CONGRESS CHAIR
Léonard Janer García, TecnoCampus, Spain

WORKSHOP CHAIR
Periklis Chatzimisios, Alexander TEI of Thessaloniki, Greece

TELECOMMUNICATIONS CONGRESS TPC CHAIRS
Ninoslav Marina, U. IST St. Paul the Apostle, Macedonia
Markus Rupp, Vienna U. of Technology, Austria

CONTROL SYSTEMS TPC CHAIRS
Nikolay Kuznetsov, St.Petersburg State U., Russia
Karol Molnar, Honeywell International, Czech Republic

CONGRESS PUBLICATION CHAIRS
Jaroslav Koton, Brno U. of Technology, Czech Republic
Sergey Andreev, Tampere U. of Technology, Finland

CONGRESS PUBLICITY CHAIRS
Edison Pignaton de Freitas, Federal U. of Santa Maria, Brazil
Feng Xia, Dalian U. of Technology, China

CONGRESS INDUSTRIAL CHAIRS
Frank den Hartog, TNO, Netherlands
Franz Kröpfl, Telekom Austria Group, Austria
Boris Moltchanov, Telecom Italia, Italy

Important Dates:

Deadline for Full Paper Submission: May 31, 2015
Notification of Paper Acceptance: July 29, 2015
Final Paper Submission: August 21, 2015
Authors' Early Registration: September 4, 2015
Authors' Late Registration: September 18, 2015

BRNO UNIVERSITY OF TECHNOLOGY

TAMPERE UNIVERSITY OF TECHNOLOGY

Call for papers in: http://www.icumt.info/2015/CfP.pdf

The 7th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems – ICUMT 2015 is an IEEE technically co-sponsored (approved) premier annual international congress providing an open forum for researchers, engineers, network planners and service providers in telecommunications, control, automation and robotics targeted on newly emerging systems, standards, services, and applications. ICUMT 2015, organized by Brno University of Technology, Czech Republic and Tampere University of Technology, Finland, will be held in **BEST WESTERN PREMIER Hotel International Brno ****, Czech Republic** on **6 – 8 October, 2015**.

The aim of ICUMT is to bring together international players in telecommunications, robotics and control systems. The congress consists of two open call tracks, workshops and industrial panels. Prospective authors are invited to submit papers including technical novelties and tutorial overviews in the areas including but not limited to:

Telecommunications track (ICUMT-T)

- Next Generation Wireless Systems and Services
- Wireless Access Technologies and related systems and protocols
- Green Communications
- Ultra-wideband communications (UWB)
- Underwater communications
- Low-layer Wireless technologies
- Information and coding theory
- Digital Broadcasting Technologies and Services
- Pervasive computing and smart environment
- Intelligent transportation systems (ITS) and vehicular ad hoc networks (VANETs)
- P2P technologies
- Social Networks
- e-Commerce, Mobile Commerce, e-Government, e-Learning and e-Health
- Bio-inspired/Bio-oriented Networks
- General IP-based wired and wireless networking issues
- Location techniques and location-based services LBS
- Broadband Satellite and HAPS (High Altitude Platform Station) Technologies
- Information Security Technologies
- Web Technologies
- Multimedia & Internet Systems, Services and Standards
- Mobile Internet, Internet Telephony (VoIP, MoIP) and IPTV
- 1Network Management, Operation and Maintenance
- Optical Networking Technologies and Applications
- Open Programmable Networks and Active Networks
- Communication Network Topology and Planning
- Systems & Software Engineering Aspects
- GRID, Distributed Computing Technologies and Services
- IT Services Technologies

Follow us:

Control Systems, Automation and Robotics track (ICUMT-CS)

- Control Systems
- Neural networks
- Fuzzy systems
- Genetic algorithms
- Control engineering education
- Robotics and Automation
- Industrial networks and automation
- Intelligent warehouses
- Modeling, simulation and architectures
- Vision, recognition and reconstruction
- Virtual Reality
- Biomedical instrumentation and applications
- Petri nets

Potential authors for regular papers, workshops and industrial sessions, please visit the conference website http://www.icumt.info for more details. For regular sessions, authors are invited to submit 6-page full papers according to the posted guidelines. Only electronic submissions will be accepted via the EDAS system at: https://edas.info/newPaper.php?c=19101. Authors of accepted papers are expected to present their papers at the Congress and at least one author of each paper MUST register for the Congress in order for the papers to be included in the proceedings.

The accepted and presented papers will be sent for the indexing in IEEE Xplore and Thomson Reuters Conference Proceedings Citation Index (WoS - ISI Proceedings).

14–15 ноября 2014 года в Костроме прошла вторая ежегодная конференция по программной инженерии «Инструменты и методы анализа программ – 2014» (Tools & Methods of Program Analysis, TMPA-2014). Традиционно Санкт-Петербургский государственный политехнический университет был одним из ее организаторов.

Конференция позиционируется как важное событие в области исследований теоретических и практических аспектов программной инженерии. По сравнению с первой конференцией произошли определенные изменения. Впервые доклады принимались на русском и английском языках. На конференции с приглашенными докладами выступили Джозеф Видер (Josef Widder) и Иван Коннов из Технического университета Вены (Vienna University of Technology), представившие серию докладов, посвященных достижениям в области верификации распределенных алгоритмов («Introduction into Fault-tolerant Distributed Algorithms and their Modeling» и «Parametrized Model Checking of Fault-tolerant Distributed Algorithms by Abstraction»). Кроме того, представителям разных научных школ России предоставили возможность рассказать об исследованиях, которые они ведут в своих научных группах.

На конференцию «Инструменты и методы анализа программ – 2014» прислали 41 конкурсный доклад, на доклады получили 115 рецензий, 26 лучших докладов отобрали для представления на конференции в виде полных или кратких сообщений, два доклада приняли в качестве постеров.

После проведения конференции часть лучших докладов была рекомендована для доработки и последующей публикации в ведущих российских рецензируемых журналах. В рамках этой инициативы в данном разделе нашего журнала представлены три статьи, рекомендованные для публикации программным комитетом конференции и прошедшие дополнительное рецензирование в соответствии с правилами журнала.

Третья конференция «Инструменты и методы анализа программ – 2015» (Tools & Methods of Program Analysis, TMPA-2015) будет проходить 12–14 ноября 2015 года в Санкт-Петербургском политехническом университете Петра Великого. Вся информация о программе конференции, сроках приема докладов и приглашенных докладчиках будет оперативно отражаться на сайте конференции http://tmpaconf.org

Сопредседатель программного комитета
конференции TMPA-2014
В.М. Ицыксон

УДК 004.05

DOI 10.5862/JCTCS.212.6

С.А. Смолов, А.С. Камкин

МЕТОД ПОСТРОЕНИЯ РАСШИРЕННЫХ КОНЕЧНЫХ АВТОМАТОВ ПО HDL-ОПИСАНИЮ НА ОСНОВЕ СТАТИЧЕСКОГО АНАЛИЗА КОДА

S.A. Smolov, A.S. Kamkin

A METHOD OF EXTENDED FINITE STATE MACHINES CONSTRUCTION FROM HDL DESCRIPTIONS BASED ON STATIC ANALYSIS OF SOURCE CODE

Сложность цифровой микроэлектронной аппаратуры неуклонно возрастает, что существенно затрудняет ее верификацию – проверку корректности. Чрезвычайно актуальными оказываются методы автоматизированной верификации. Подобные методы, как правило, основаны на использовании моделей – формализованных представлений проектируемой аппаратуры, удобных для генерации тестов и/или формальной проверки свойств. Часто модели строятся вручную, что чревато ошибками и может приводить к неадекватным результатам верификации.

Описан метод автоматического извлечения моделей, имеющих форму расширенных конечных автоматов, непосредственно из проектных описаний аппаратуры. Приведены экспериментальные данные по применению предложенного метода.

ЦИФРОВАЯ АППАРАТУРА; ФУНКЦИОНАЛЬНАЯ ВЕРИФИКАЦИЯ; ЯЗЫК ОПИСАНИЯ АППАРАТУРЫ; СТАТИЧЕСКИЙ АНАЛИЗ; ГЕНЕРАЦИЯ ТЕСТОВ; ПРОВЕРКА МОДЕЛЕЙ; ЛОГИЧЕСКИЙ СИНТЕЗ; РАСШИРЕННЫЙ КОНЕЧНЫЙ АВТОМАТ; ОХРАНЯЕМОЕ ДЕЙСТВИЕ.

The complexity of digital microelectronic hardware grows steadily, which complicates its functional verification and makes the methods of automated functional verification extremely important. Such methods usually use models that are formal representations of hardware descriptions. Such models are suitable for functional test generation and/or property checking. These models are often manually built, which can cause errors or unexpected behavior.

This paper comes up with a new method of automated extraction of extended finite-state machine models from hardware descriptions. The key feature of the method is automated detection of hardware module's registers that encode the module's state. The experimental results of the method's application are also presented in the paper.

DIGITAL HARDWARE; FUNCTIONAL VERIFICATION; HARDWARE DESCRIPTION LANGUAGE; STATIC ANALYSIS; FUNCTIONAL TEST GENERATION; MODEL CHECKING; LOGIC SYNTHESIS; EXTENDED FINITE-STATE MACHINE; GUARDED ACTION.

Функциональная верификация является одним из наиболее трудоемких и дорогостоящих этапов в процессе проектирования цифровой микроэлектронной аппаратуры [1]. Для автоматизации верификации широко используются модели – математические абстракции, описывающие структуру и/или поведение разрабатываемой системы. Примерами типов моделей, широко применяемых при проектировании аппаратуры, являются конечные автоматы и сети Петри [2]. Модели могут строиться на основе анализа требований (технического задания, внутренней документации и т. п.) либо извлекаться из проектных описаний аппаратуры, выполненных на специализированных языках (Hardware Description Language –

HDL), например, VHDL или Verilog [3]. В статье рассматривается метод второго типа и его применение к верификации. Для моделирования аппаратуры используется формализм расширенных конечных автоматов (Extended Finite State Machine – EFSM) [4].

Расширенный конечный автомат (называемый также EFSM-моделью) устроен следующим образом. Во-первых, в дополнение к конечному множеству состояний, имеющемуся в классическом автомате (Finite State Machine – FSM), он содержит множество переменных (входных, внутренних и выходных). Во-вторых, в EFSM-модели переходы между состояниями снабжены охранными условиями (guards) на значения переменных (входных и внутренних) и действиями (actions) по изменению значений переменных (внутренних и выходных). Переход расширенного конечного автомата может сработать, только если выполнено его охранное условие; при срабатывании перехода выполняется соответствующее действие.

В EFSM-моделях управляющая логика (control logic) естественным образом отделяется от функций преобразования данных (datapath), как это принято при проектировании цифровой аппаратуры [5]. Являясь адекватным формализмом для моделирования широкого класса систем (компьютерных протоколов, систем управления и др.), расширенные конечные автоматы активно используются в верификации: для построения тестовых наборов, проверяющих соответствие системы требованиям [6]; для генерации тестовых последовательностей, нацеленных на маловероятные ситуации в работе системы [7] (в которых могут проявляться трудно обнаруживаемые ошибки проектирования [8]); для формальной проверки свойств системы [9].

В работе предлагается метод извлечения EFSM-моделей из исходного кода HDL-описаний, ориентированный на решение задач верификации. Разработка подхода мотивировалась следующими соображениями. Во-первых, автоматическое построение модели по исходному коду позволяет избежать ошибок, имеющих место при ручном моделировании; упрощает поддержку систем верификации (модель и некоторые части тестового окружения могут быть автоматически перестроены при изменении кода проекта); повышает точность и нацеленность верификации. Во-вторых, расширенные конечные автоматы являются хорошо изученными математическими объектами, для которых разработаны эффективные методы анализа (представляется перспективным адаптировать имеющийся арсенал методов и инструментов для их применения к HDL-описаниям). В-третьих, EFSM-модели представляются удобным средством для интеграции различных техник верификации аппаратуры как имитационных (simulation-based), так и формальных.

Статья является расширенной версией работы [10], представленной нами на конференции МЭС-2014: в ней уточнен алгоритм извлечения EFSM-моделей из HDL-описаний и, кроме того, приведены экспериментальные данные по применению предложенного метода.

Обзор работ

Несмотря на то, что имеется большое число работ, посвященных использованию EFSM-моделей для верификации программных и аппаратных систем, существует не так много подходов, в которых такие модели извлекаются непосредственно из исходного кода HDL-описаний. Алгоритмы построения EFSM-моделей по исходному коду известны и широко применяются в современных САПР (на них, в частности, базируются методы логического синтеза [11]), однако получаемые при их использовании модели не всегда адекватны для целей верификации [7]. Состояниям в таких моделях соответствуют операторы (точки) в исходном коде, в которых выполняется ожидание входных событий; при выделении состояний никак не учитываются заданные в коде соотношения между переменными (условия ветвления, выражения в присваиваниях и т. п.).

В работе [12] рассмотрена среда мутационного тестирования (mutation testing)

FAST. Мутационное тестирование – это метод оценки адекватности тестовых наборов, основанный на внесении небольших изменений (мутаций) в исходный код: если тесты не в состоянии обнаружить такие изменения, они считаются неполными. HDL-описания с внедренными в них ошибками (так называемые мутанты) автоматически транслируются средой FAST в более абстрактные, но событийно эквивалентные модели уровня транзакций (Transaction Level Model – TLM). Цель этого преобразования состоит в ускорении прогона тестов для измененных описаний (это актуальная задача, поскольку число мутантов, как правило, велико, а тесты имеют значительную длину). Ключевой частью работы является метод абстракции – преобразования HDL-описаний уровня регистровых передач (Register Transfer Level – RTL) в TLM-представления, – в основе которого используются EFSM-модели. Анализируя извлеченный из HDL-описания автомат, среда FAST идентифицирует операции над данными (computational phases) – пути в графе состояний, включающие действия по получению входной информации, ее обработке и вычислению выходного результата. Абстракция осуществляется путем объединения состояний и переходов автомата, относящихся к одному этапу одной операции.

Ряд работ (например, [6–8, 13]) посвящен проблеме генерации функциональных тестов на основе EFSM-моделей. Если модель извлекается из исходного кода HDL-описания, сгенерированные тесты обеспечивают высокий уровень покрытия кода (code coverage). Основным подходом к построению тестов на основе автоматных моделей является обход (traversal, exploration) графа состояний – построение пути (или набора путей), содержащего все состояния и переходы автомата [14]. В отличие от классических конечных автоматов, при обходе EFSM-моделей имеется сложность, связанная с наличием у переходов охранных условий. Если условия зависят не только от входных переменных, но и от внутренних, определение достижимости состояний становится вычислительно трудной задачей. Существуют техники преобразования расширенных конечных автоматов, позволяющие устранять (или минимизировать) такие зависимости (см., например, [6, 13, 15]), но они, вообще говоря, приводят к комбинаторному взрыву числа состояний. Альтернативу им составляют подходы на основе поиска с возвратом (backtracking, backjumping) [7].

В работе [7] описан метод извлечения «простых для обхода» (easy-to-traverse) EFSM-моделей из HDL-описаний. Метод состоит из четырех этапов. На первом этапе (для каждого процесса, заданного в описании), используя известный алгоритм [11], строится начальная (референсная) EFSM-модель (Reference EFSM – REFSM). В общем случае полученная модель «трудна для обхода» (hard-to-traverse), в частности, из-за того, что содержит условные операторы в действиях переходов. На втором этапе в REFSM-модель добавляются промежуточные состояния, а переходы декомпозируются таким образом, чтобы их действия не содержали ветвлений. Полученная модель (Largest EFSM – LEFSM), строго говоря, не эквивалентна исходной модели – один шаг работы REFSM может соответствовать нескольким шагам в LEFSM. Для обеспечения временной эквивалентности REFSM и LEFSM в последней модели выполняется расщепление промежуточных состояний и объединение совместимых переходов. В результате образуется SEFSM-модель (Smallest EFSM). На завершающем этапе, используя метод [13], выполняется частичная стабилизация SEFSM-модели, нацеленная на устранение зависимостей охранных условий переходов от переменных, кодирующих состояния. Результатом является S^2EFSM-модель (Semi-Stabilized EFSM), которая эквивалентна исходной модели и, по утверждению авторов, является «простой для обхода».

Результаты экспериментов, представленные в работе [7], демонстрируют эффективность подхода для решения задач нацеленной генерации тестов, однако процедура построения EFSM-модели по исходному коду HDL-описания вызывает вопросы. Во-первых, представляется слиш-

ком жестким то ограничение, что для одного процесса HDL-описания строится одна EFSM-модель. С одной стороны, один логический блок аппаратуры (по сути, автомат) может быть определен с помощью нескольких процессов (такие процессы используют общие переменные и работают в режиме взаимного исключения). С другой стороны, в рамках одного процесса могут быть описаны действия, относящиеся к разным логическим блокам (возможно, это не самый хороший стиль кодирования, но он допускается HDL-языками). Во-вторых, процесс построения модели представляется чрезмерно усложненным: аналогичных результатов можно добиться более простыми средствами, если с самого начала определить, какие внутренние переменные описывают состояние автомата.

Основные понятия

Пусть V – множество переменных. Функция, которая каждой переменной ставит в соответствие значение соответствующего типа, называется *означиванием* (valuation). Пусть Dom_V – множество всех означиваний на множестве переменных V. *Охранным условием* (guard) называется булева функция, определенная на множестве означиваний (отображение вида $Dom_V \to \{true, false\}$); *действием* (action) – преобразование означиваний (отображение вида $Dom_V \to Dom_V$). Пара $\gamma \to \delta$, где γ – охранное условие, а δ – действие, называется *охраняемым действием* (Guarded Action – GA). В дальнейшем будем считать, что помимо семантики охранных условий и действий (задаваемых отображениями указанных видов) известен их синтаксис (что позволяет совершать над ними символические манипуляции).

Расширенным конечным автоматом (*EFSM-моделью*) называется тройка $\langle S, V, T\rangle$, где S – конечное множество состояний; $V = I \cup O \cup R$ – конечное множество переменных, состоящее из *входных сигналов* (I), *выходных сигналов* (O) и *внутренних регистров* (R); T – конечное множество *переходов*: каждый переход $t \in T$ – это кортеж вида $(s_t, \gamma_t \to \delta_t, s'_t)$, где s_t и s'_t – соответственно начальное и конечное состояния перехода, а γ_t и δ_t – соответственно охранное условие и действие. Означивание $\nu \in Dom_V$ называется *контекстом* автомата, а пара $(s, \nu) \in S \times Dom_V$ – его *конфигурацией*. Переход t называется *разрешенным* в конфигурации (s, ν), если $s_t = s$ и $\gamma_t(\nu) = true$.

Расширенный конечный автомат функционирует в дискретном времени, что неявно предполагает наличие часов, по тикам которых срабатывают переходы. Под *часами* (clock) в данной работе понимается вполне конкретный объект – непустое множество *событий*, где событие – это пара, включающая однобитный сигнал, называемый *синхросигналом*, и тип его регистрации: *передний фронт* (изменение значения с нуля на единицу) или *задний фронт* (изменение значения с единицы на нуль). Тик часов определяется наступлением события. Для заданных часов C и начальной конфигурации (s_0, ν_0) расширенный конечный автомат работает следующим образом. Вначале выполняется *сброс* (reset) – устанавливается начальная конфигурация автомата: $(s, \nu) \leftarrow (s_0, \nu_0)$. На каждом такте (промежутке времени между двумя тиками) определяется множество разрешенных переходов: $E \leftarrow \{t \in T \mid s_t = s \wedge \gamma_t(\nu) = true\}$. Если множество E не пусто, срабатывает переход $t \in E$, выбранный из него недетерминированным образом. При выполнении перехода конфигурация обновляется соответствующим образом: $(s, \nu) \leftarrow (s'_t, \delta_t(\nu))$.

Извлечение EFSM-модели

Предлагаемый метод извлечения EFSM-модели (точнее, системы EFSM-моделей, каждая из которых описывает отдельный процесс) из исходного кода HDL-описания состоит из следующих шагов:

1) синтаксический анализ HDL-описания и построение *дерева абстрактного синтаксиса*;

2) обход дерева абстрактного синтаксиса и построение *внутреннего представления*:

- идентификация *синхросигналов*;
- выявление *неявных переменных состояния*;

3) трансформация внутреннего представления в систему охраняемых действий;

4) анализ зависимостей между охраняемыми действиями и идентификация *пере-*

менных состояния;

5) анализ условий на переменные состояния и построение *пространства состояний* EFSM-модели;

6) построение *отношения переходов* EFSM-модели.

Построение системы охраняемых действий. Результатом предварительной обработки является система охраняемых действий, с каждым из которых связаны часы ($\{\langle C^{(i)}, \gamma^{(i)} \to \delta^{(i)}\rangle\}$) – такие действия называются *синхронизированными* (clocked) [16].

Способы реализации **шага 1** широко известны [17], поэтому сразу перейдем к **шагу 2**. Одной из его целей является идентификация синхросигналов с целью построения часов. Для решения этой задачи предлагается следующая эвристика. Считается, что переменная ν является *синхросигналом*, если выполнены следующие условия:

- ν является входным однобитным сигналом;
- ν присутствует в списке чувствительности (определение дано ниже) хотя бы одного из процессов (или в операторе ожидания событий *wait*);
- ν не используется в присваиваниях (ни в левых, ни в правых частях).

Напомним, что *списком чувствительности* (sensitivity list) процесса называется набор типов событий, задающих условие активации процесса: процесс запускается каждый раз, когда возникает событие, относящееся к одному из указанных типов (и не запускается в иных ситуациях).

На шаге 2 также определяются неявные переменные состояния и добавляются во внутреннее представление. Под *неявными переменными состояния* понимаются внутренние регистры, явно не присутствующие в коде, но необходимые для корректного представления автомата, специфицированного в HDL-описании (обычно такие переменные искусственно вводятся инструментами логического синтеза [11]). Цель выявления и добавления неявных переменных состояния состоит в декомпозиции сложных, многотактных процессов на однотактные микрооперации. С каждым процессом p связана неявная переменная состояния (обозначим ее r_p), а с каждой операцией w типа *wait* внутри процесса p (включая операцию активации процесса) – определенное значение этого регистра (обозначим его ν_w). В графе потока управления процесса p анализируются пути между парами операций *wait*, при этом проводится ряд преобразований. Процесс p удаляется из внутреннего представления; вместо него для каждого пути (точнее, ациклического подграфа с одним истоком и одним стоком) π (пусть это будет путь между w_i и w_j) строится новый процесс p_π. Условие активации p_π совпадает с условием операции w_i, а тело имеет следующий вид: **if** $r_p = \nu_{wi}$ **then** π; $r_p := \nu_{wj}$ **end if**. В целом, реализация этого шага совпадает с алгоритмом, описанным в [11].

На **шаге 3** для каждого элементарного процесса (микрооперации) p, построенного на шаге 2, строится множество всех входящих в него синхронизированных охраняемых действий $\{\langle C_p^{(i)}, \gamma_p^{(i)} \to \delta_p^{(i)}\rangle\}_{i=1,n}$. В простейшем случае это множество устроено следующим образом:

$C_p^{(i)}$ содержит все синхросигналы, задействованные в процессе p;

$\gamma_p^{(i)}$ определяет условие $i^{\text{й}}$ ветви условного оператора верхнего уровня (если такого оператора нет, то $n = 1$ и $\gamma_p^{(1)} \equiv$ *true*);

$\delta_p^{(i)}$ содержит все действия $i^{\text{й}}$ ветви (все тело процесса p, если $n = 1$).

В общем случае после выполнения шага 2 возможны ситуации, когда охраняемые действия содержат вложенные условные операторы. Для упрощения последующего анализа эти операторы «поднимаются» на уровень охранных условий (с учетом зависимостей от предшествовавших им операторов присваивания). Для этого используются техники символического выполнения, включая классический метод обратных подстановок [18], позволяющий вычислить слабейшее предусловие (weakest precondition) ациклической программы для заданного постусловия (в нашем случае – условия ветвления). Это приводит к расщеплению охраняемых действий: каждому пути в графе потока управления процесса, связывающему начальную и конечную вершины, ставится в соответствие свое охраняемое действие.

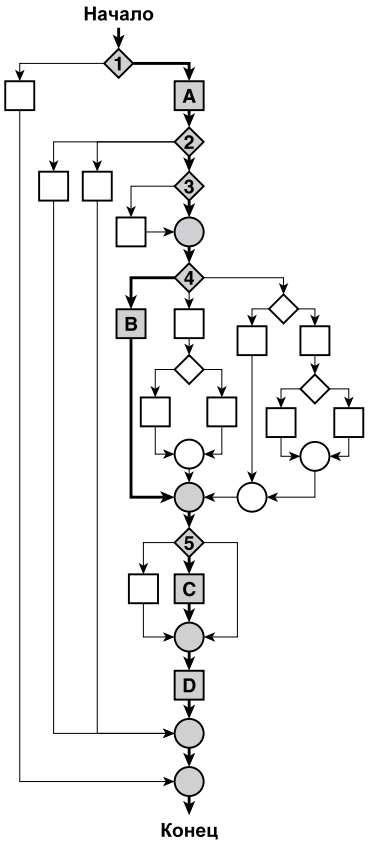

Рис. 1. Пример графа потока управления

Здесь следует сделать два замечания. Во-первых, предложенный метод (в том виде, как он описан) не применим к HDL-описаниям, содержащим циклы с переменным числом итераций в рамках одной микрооперации (заметим, что такие описания являются редкостью). Во-вторых, он предполагает, что процессы HDL-описаний имеют сравнительно небольшую сложность (обычно это так: сложность аппаратуры достигается не сложностью отдельных процессов, а их огромным числом).

Для того чтобы проиллюстрировать построение системы охраняемых действий, рассмотрим HDL-описание b04 из пакета тестов (benchmark) ITC'99 [19]. Это арифметико-логическое устройство, позволяющее вычислять сумму, среднее арифметическое, минимум и максимум набора целых чисел. На рис. 1 изображен граф потока управления описания b04. Квадратные вершины соответствуют *базовым блокам*, ромбические – *ветвлениям*, круглые – *соединениям*. У базовых блоков одна входящая дуга и одна выходящая; у ветвлений одна входящая дуга и не менее двух выходящих; у соединений не менее двух входящих и одна выходящая.

В графе на рис. 1 выделен путь из начальной вершины в конечную, для которого в табл. 1 приведено охраняемое действие. В левой колонке таблицы представлены фрагменты описания b04 на языке VHDL, соответствующие выделенным вершинам графа (латинскими буквами обозначены базовые блоки, цифрами – ветвления). Правая колонка содержит охраняемое действие, полученное в результате анализа выделенного пути. Отметим, что для данного охраняемого действия (и процесса в целом) в качестве синхросигналов были идентифицированы CLOCK (передний фронт) и RESET (задний фронт).

На рис. 2 показана система охраняемых действий описания b04, полученная путем «подъема» условных операторов. Выделенный путь соответствует рассмотренному охраняемому действию. Видно, что условия (ромбические вершины) образуют иерархию и разделяются разными охраняемыми действиями. Сами действия представляют собой последовательности, составленные из исходных базовых блоков (квадратных вершин). Таким образом, система охраняемых действий одного процесса представляется в виде структуры данных, близкой к высокоуровневой решающей диаграмме (High-Level Decision Diagram – HLDD) [20]. Мы называем эту структуру *решающей диаграммой системы охраняемых действий* (Guarded Actions Decision Diagram – GADD) или просто *GADD-диаграммой*.

Всего для HDL-описания b04 с помощью предложенного метода строится 27 охраняемых действий. Это число меньше общего количества путей между начальной и конечной вершинами графа потока управления, т. к. для некоторых путей получаемые охранные условия являются невыполнимыми.

Построение EFSM-модели. На **шаге 4** осуществляется анализ зависимостей между охраняемыми действиями. Пусть x и y –

Таблица 1

Построение охраняемого действия

	Фрагмент HDL-описания	Охраняемое действие
1	**not** (RESET = '1') **and** (CLOCK'**event and** CLOCK = '1')	**Охранное условие**: (stato == sC) **and** (DATA_IN < RMIN) **and not** (DATA_IN > RMAX) **and not**(RESTART = '1') **and not**(ENABLE = '1')
A	RES := RESTART; ENA := ENABLE; AVE := AVERAGE;	
2	stato<= sC	**Действие**: RES := RESTART; ENA := ENABLE; AVE := AVERAGE; DATA_OUT <= RLAST; RMIN := DATA_IN; REG4 := REG3; REG3 := REG2; REG2 := REG1; REG1 := DATA_IN; stato := sC;
3	**not** (ENA = '1')	
4	**not** (RES = '1') **and not** (ENA = '1')	
B	DATA_OUT <= RLAST;	
5	**not** (DATA_IN > RMAX) **and** (DATA_IN < RMIN)	
C	RMIN := DATA_IN;	
D	REG4 := REG3; REG3 := REG2; REG2 := REG1; REG1 := DATA_IN; stato := sC	**Часы**: CLOCK (передний фронт), RESET (задний фронт)

охраняемые действия, а v – переменная. Говорят, что переменная v *определяется* в охраняемом действии *x* (и обозначают это как $v \in Def_x$), если действие *x* содержит присваивание переменной v. Говорят, что переменная v *используется* в охраняемом действии *y* (и обозначают это как $v \in Use_y$), если v присутствует в охранном условии *y* или в правой части некоторого присваивания его действия. В зависимости от того, как именно используется переменная, в охранном условии или в действии, различают *зависимости по управлению* и *по данным*.

На основе анализа зависимостей между охраняемыми действиями осуществляется идентификация переменных состояния. Под *переменными состояния* (на этом шаге все переменные являются явными – см. шаг 2) понимаются внутренние регистры, используемые для организации потоков управления процессов. Для идентификации таких переменных используется следующая эвристика. Переменная v является *переменной состояния*, если выполнены следующие условия:

- v не является входным сигналом;
- в системе охраняемых действий процесса существует хотя бы одно охраняемое действие, которое зависит от v по управлению, и в котором v определяется (прямо или косвенно);
- ни одно из выражений, стоящих в правых частях операторов присваивания в v, не содержит входных сигналов.

Следует особенно подчеркнуть, что приведенные эвристики (эвристика идентификации синхросигналов и эвристика идентификации переменных состояния) не зафиксированы методом, а являются его параметрами. В зависимости от целей и/или ресурсов их можно усиливать или ослаблять. Конструируемые для разных эвристик EFSM-модели могут различаться структурой (числом состояний и переходов), но обязаны быть функционально эквивалентными (доказательство этого утверждения выходит за рамки настоящей статьи).

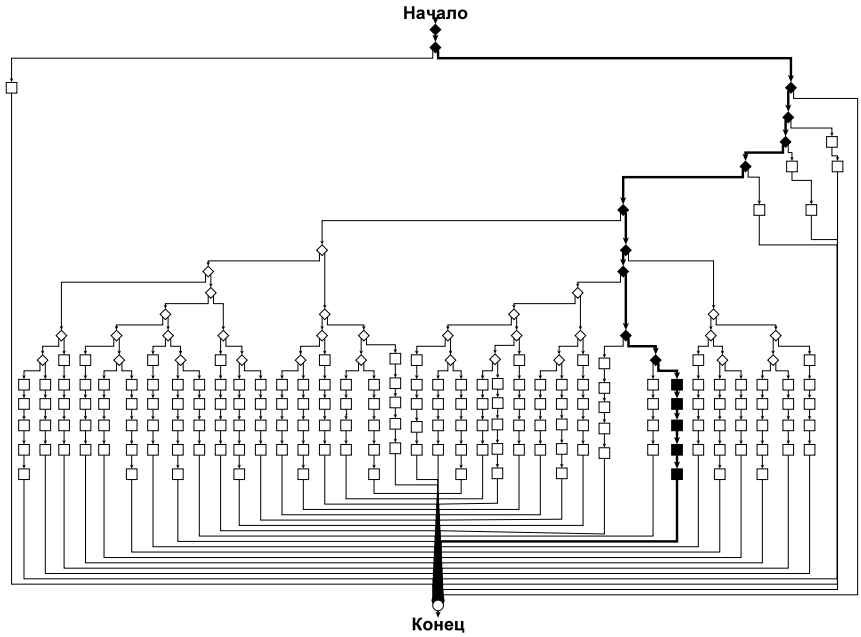

Рис. 2. Пример системы охраняемых действий (GADD-диаграммы)

На **шаге 5** строится пространство состояний EFSM-модели. Ключевая идея этого шага состоит в следующем: множество всех ограничений на переменные состояния разбивается (путем уточнения некоторых ограничений) на попарно несовместные условия (этот процесс называется *ортогонализацией* [21]); каждому из полученных условий сопоставляется уникальное состояние EFSM-модели. Реализация этой идеи осуществляется в два этапа:

1) построение условий на переменные состояния;

2) ортогонализация условий на переменные состояния.

Для построения условий на переменные состояния исходная GADD-диаграмма трансформируется: ветвления «расщепляются» таким образом, чтобы отделить переменные состояния от прочих переменных (будем называть такие переменные *контекстными*). Поясним, какой смысл вкладывается в термин «расщепление». Узел диаграммы, задающий ветвление вида **if-then-else**, описывается кортежем $\langle \lambda, \varphi, \lambda_{true}, \lambda_{false} \rangle$, где λ – метка узла, φ – булевское условие ветвления, λ_{true} и λ_{false} – метки узлов, в которые ведут дуги, помеченные соответственно константами *true* и *false*. Если узел имеет вид $\langle \lambda, (\varphi \vee \psi), \lambda_{true}, \lambda_{false} \rangle$, он заменяется на $\langle \lambda, \varphi, \lambda_{true}, \lambda' \rangle$ и $\langle \lambda', \psi, \lambda_{true}, \lambda_{false} \rangle$. Если узел имеет вид $\langle \lambda, (\varphi \wedge \psi), \lambda_{true}, \lambda_{false} \rangle$, он заменяется на $\langle \lambda, \varphi, \lambda', \lambda_{false} \rangle$ и $\langle \lambda', \psi, \lambda_{true}, \lambda_{false} \rangle$. Другие логические связки обрабатываются аналогичным образом. Заметим, что если в условие ветвления входят только либо переменные состояния, либо контекстные переменные, узел остается неизменным. «Расщепление» осуществляется только в том случае, когда есть возможность отделить переменные состояния от контекстных переменных (в условие ветвления входят переменные разных видов, но в нем присутствуют логические подформулы, содержащие только либо переменные состояния, либо контекстные переменные).

Построение множества условий на переменные состояния осуществляется путем обхода полученной диаграммы в глубину. Для этого заводится вспомогательный список формул, пустой в начале обхода. При первичном посещении нетерминального узла проверяется, содержит ли соответствующая формула переменные состояния, и если содержит, она добавляется в список. При достижении терминального узла, во множество условий на переменные со-

стояния добавляется конъюнкция формул, входящих в сформированный список. При повторном посещении узла (при выполнении возврата) формула удаляется из списка. Заметим, что построенные условия на переменные состояния, хотя и соответствуют разным путям диаграммы, не обязаны быть ортогональными (попарно несовместными): каждое такое условие получено из полной формулы пути удалением некоторых конъюнктивных членов – ограничений на контекстные переменные. Также отметим, что объявления переменных в HDL-описаниях могут включать *инварианты* (ограничения на возможные значения): перечисления, диапазоны и т. п. Во все условия на переменные состояния добавляются соответствующие инварианты (если они не тривиальны).

Ортогонализация условий на переменные состояния осуществляется с использованием аппарата булевой алгебры. Каждому конъюнктивному члену каждого условия ставится в соответствие буква – булева переменная с отрицанием (¬) или без него: заведомо эквивалентным формулам (в частности, совпадающим текстуально) сопоставляются одинаковые буквы; заведомо противоположным (например, когда одна формула является отрицанием другой) — противоположные (имеющие вид ν и ¬ν). Таким образом, каждому условию на переменные состояния ставится в соответствие слово – конъюнкция букв. Для выделения заведомо эквивалентных и заведомо противоположных формул используется процедура *канонизации*, унифицирующая (до некоторой степени) запись формул (для этого используются правила перезаписи (rewriting) вида $(\varphi \neq \psi) \rightarrow \neg(\varphi = \psi)$, $(\varphi \geq \psi) \rightarrow \neg(\varphi < \psi)$ и т. п.).

Ортогонализация выполняется на уровне булевых слов по следующей схеме (для наглядности знаки операции конъюнкции опущены; запись вида $\neg b$, где $b = \neg\nu$ следует понимать как ν) [21]:

1) если два слова содержат противоположные буквы, они ортогональны;

2) в противном случае в одном из слов (обозначим его w) присутствуют буквы $(b_1, ..., b_n)$, чьи переменные не входят в другое слово (w'):

- $w = a_1...a_m b_1...b_n$ остается без изменений;
- $w' = a_1...a_m c_1...c_k$ заменяется на следующие слова:

$a_1...a_m c_1...c_k \neg b_1$;
$a_1...a_m c_1...c_k b_1 \neg b_2$;
...
$a_1...a_m c_1...c_k b_1...b_{n-1} \neg b_n$.

В результате ортогонализации получается расширенное множество слов. Каждому из них ставится в соответствие условие на переменные состояния и собственно состояние EFSM-модели. Заметим, что некоторые условия, полученные таким образом, могут оказаться противоречивыми. Такие условия обнаруживаются с помощью средств проверки выполнимости формул (нами используется SMT-решатель Z3 [22]) и исключаются из рассмотрения.

Завершающий **шаг 6** заключается в построении отношения переходов EFSM-модели. Для каждой пары состояний и каждого охраняемого действия проверяется совместимость охранного условия с первым состоянием пары, а результата действия – со вторым; при положительных результатах проверок соответствующий переход добавляется в конструируемую модель:

1) для каждого состояния s и каждого охраняемого действия x, если охранное условие γ_x совместимо с состоянием s (совместимость проверяется с помощью SMT-решателя), создается *протопереход* $t_{s,x} = (s, \gamma_x \rightarrow \delta_x, -)$, чье конечное состояние (состояния) еще не определено;

2) для каждого состояния s' и каждого протоперехода $t_{s,x}$ методом обратных подстановок [18] строится слабейшее предусловие действия δ_x для постусловия s' (обозначим его $wp(\delta_x, s')$); если $wp(\delta_x, s')$ и s совместимы, переход $(s, (\gamma_x \wedge wp(\delta_x, s')) \rightarrow \delta_x, s')$ добавляется во множество переходов;

3) переходы между одними и теми же парами состояний, имеющие одинаковые охранные условия, «объединяются» (заменяются на один переход с объединенным действием).

Этапы 1 и 2 содержат вложенные циклы, внутри которых выполняются сложные манипуляции. Для оптимизации перебора ис-

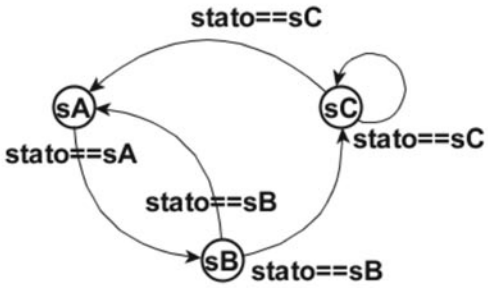

Рис. 3. Пример EFSM-модели

пользуется следующее соображение. Если выполнима импликация $\gamma_x \rightarrow s$, то начальным состоянием для охраняемого действия x может быть только s, и проверка других состояний не имеет смысла. То же касается $wp(\delta_x, s')$ и s. Для поиска кандидата на роль начального состояния для заданного условия анализируется вложенность формул, а также используются эвристики.

На рис. 3 схематично изображена EFSM-модель для HDL-описания b04, построенная с помощью описанного выше метода. В качестве переменной состояния была выделена переменная stato, а в качестве состояний – ограничения вида stato == c, где c – константа.

Состояния модели помечены соответствующими константами, а переходы – ограничениями на переменные состояния, входящими в состав охранных условий. Два перехода ($sB \rightarrow sA$ и $sC \rightarrow sA$) соответствуют сбросу состояния. Еще в двух переходах происходит изменение состояния ($sA \rightarrow sB$ и $sB \rightarrow sC$). Петля в вершине sC соответствует 23 переходам, реализующим вычисления.

Результаты экспериментов

Описанный метод извлечения EFSM-моделей из исходного кода HDL-описаний был реализован в прототипе инструмента HDL Retrascope. Разработка выполнена на языке программирования Java с использованием средств Z3 (SMT-решатель) [22], JUNG (библиотека работы с графами) [23], zamiaCAD (платформа для разработки и анализа HDL-описаний) [24] и Fortress (библиотека работы с формулами) [25]. Прототип позволяет анализировать описания цифровой аппаратуры на синтезируемых подмножествах (synthesizable subsets) языков VHDL и Verilog, строить и визуализировать систему расширенных конечных автоматов, моделирующих процессы HDL-описаний (в текущей версии не поддерживается анализ описаний, имеющих иерархическую структуру, а также описаний повышенной сложности).

В рамках работы проанализированы HDL-описания, входящие в пакет тестов ITC'99 [19]. Результаты применения метода к тестам пакета представлены в табл. 2. EFSM-модели были извлечены для 13 описаний из 22; остальные используют конструкции языка VHDL, не поддержанные в прототипе на момент проведения экспериментов (9 описаний). Для всех описаний (из 13 успешно обработанных) были извлечены синхросигналы, и во всех случаях их множества включали CLOCK и RESET. Для всех описаний все переменные, в имени которых присутствует подстрока STAT, были идентифицированы как переменные состояния (такие имена позволяют предположить, что они используются инженерами-проектировщиками для кодирования состояний управляющих автоматов).

Отметим, что для всех проанализированных описаний число состояний в извлеченных автоматах относительно невелико и растет с ростом числа выявленных переменных состояния. Число переходов также растет с увеличением числа состояний и числа путей выполнения (путей в GADD-диаграмме).

Расширенные конечные автоматы активно используются в области имитационной и формальной верификации цифровой аппаратуры. Известно множество подходов к генерации тестов и формальной проверке свойств, основанных на анализе EFSM-моделей (см. [6–9, 11–13, 15]). В статье рассмотрен метод построения расширенных конечных автоматов по исходному коду HDL-описаний. Отличительной чертой метода является автоматическое выделение внутренних переменных, представляющих состояния

Таблица 2

Результаты применения метода на пакете тестов ITC'99

Описание	Число строк	Синхросигналы	Переменные состояния	Число состояний	Число переходов
b01	102	clock, reset	stato	8	24
b02	70	clock, linea, reset	stato	7	17
b03	134	clock, reset	stato, fu1, fu2, fu3, fu4, coda0	23	467
b04	101	clock, reset	stato	3	29
b05	310	clock, reset, start	stato, flag, mar	9	700
b06	127	clock, cont_eql, reset, eql	state	7	33
b07	92	clock, reset, start	stato, mar	8	21
b08	88	clock, reset, start	stato, mar	5	13
b09	100	clock, reset	stato, d_in, old	8	22
b10	167	clock, reset, rts, rtr, test, start	stato	11	33
b11	118	clock, stbi, reset	stato, cont, cont1	13	46
b13	296	clock, dsr, reset, eoc	s1, s2, conta_tmp, mpx, next_bit, tx_conta, itfc_state	30	98
b15	671	clock, ready_n, reset, hold, na_n, bs16_n	state, state2, instqueuerd_addr, flush	24	360

устройства, а также использование техник символического выполнения для построения множества состояний и отношения переходов. Эксперименты показали применимость подхода к HDL-описаниям небольшой сложности (до 1000 строк кода). В ближайшем будущем планируется улучшить и испытать созданный прототип для описаний средней и повышенной сложности (порядка 10 000 строк кода) с учетом иерархической структуры модулей, а также провести сравнение метода с другими подходами.

Еще одним направлением исследований является развитие методов верификации на основе EFSM-моделей. Сюда относятся анализ *зависаний* (deadlocks) и *конфликтов доступа к данным* (races, hazards) [26], которые могут возникать при наличии нескольких параллельно работающих EFSM-моделей над общим множеством переменных. Здесь же следует упомянуть *конколическое тестирование* (concolic [concrete & symbolic] testing), основанное на комбинировании статических и динамических техник верификации [27]. Кроме того, извлеченную EFSM-модель можно использовать для получения сведений о порядке подачи воздействий на HDL-описание и приеме реакций от него (т. е. о *протоколе взаимодействия* с устройством). Эти сведения могут использоваться как для формальной верификации, так и для генерации шаблонов тестовых систем, осуществляющих имитационную верификацию.

Исследование выполнено при финансовой поддержке РФФИ в рамках научного проекта № 15-07-03834 а.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **Bergeron J.** Writing Testbenches: Functional Verification of HDL Models. Springer, 2003. 478 p.

2. **Лазарев В.Г., Пийль Е.И.** Синтез управляющих автоматов. М.: Энергоатомиздат, 1989. 328 с.

3. **Botros N.M.** HDL Programming Fundamentals: VHDL and Verilog. Charles River Media, 2005. 506 p.

4. **Holzmann G.J.** Design and Validation of Computer Protocols. Prentice Hall, 1990. 512 p.

5. **Баранов С.И., Майоров С.А., Сахаров Ю.П., Селютин В.А.** Автоматизация проектирования цифровых устройств. Л.: Судостроение, 1979. 264 с.

6. **Duale A.Y., Uyar M.U.** A Method Enabling Feasible Conformance Functional Test Sequence Generation for EFSM Models // IEEE Transactions on Computers. 2004. No. 53(5). Pp. 614–627.

7. **Guglielmo G., Guglielmo L., Fummi F., Pravadelli G.** Efficient Generation of Stimuli for Functional Verification by Backjumping Across Extended FSMs // J. of Electronic Testing. 2011. No. 27(2). Pp. 37–162.

8. **Fummi F., Marconcini C., Pravadelli G.** Functional Verification based on the EFSM Model // IEEE International High Level Design Validation and Test Workshop. 2004. Pp. 69–74.

9. **Guglielmo G., Fummi F., Pravadelli G., Soffia S., Roveri M.** Semi-formal Functional Verification by EFSM Traversing via NuSMV // IEEE International High Level Design Validation and Test Workshop. 2010. Pp. 58–65.

10. **Камкин А.С., Смолов С.А.** Метод извлечения EFSM-моделей из HDL-описаний: применение к функциональной верификации // Проблемы разработки перспективных микро- и наноэлектронных систем: сб. трудов. М.: ИППМ РАН, 2014. Ч. II. С. 113–118.

11. **Giomi J.-C.** Finite State Machine Extraction from Hardware Description Languages // ASIC Conference and Exhibition, 1995. Pp. 353–357.

12. **Bombieri N., Fummi F., Guarnieri V.** FAST: An RTL Fault Simulation Framework based on RTL-to-TLM Abstraction // J. of Electronic Testing. 2012. No. 28(4). Pp. 495–510.

13. **Cheng K.-T., Krishnakumar A.S.** Automatic Generation of Functional Vectors Using The Extended Finite State Machine Model // ACM Transactions on Design Automation of Electronic Systems. 1996. No. 1(1). Pp. 57–79.

14. **Бурдонов И.Б., Косачев А.С., Кулямин В.В.** Неизбыточные алгоритмы обхода ориентированных графов. Детерминированныйслучай // Программирование. 2003. № 29(5). С. 11–30.

15. **Hierons R.M.,Kim T.-H., Ural H.** Expanding an Extended Finite State Machine to Aid Testability // Computer Software and Applications Conference. 2002. Pp. 334–339.

16. **Brandt J., Gemьnde M., Schneider K., Shukla S., Talpin J.-P.** Integrating System Descriptions by Clocked Guarded Actions // Forum on Design Languages. 2011. Pp. 1–8.

17. **Ахо А.В., Лам М.С., Сети Р., Ульман Д.Д.** Компиляторы: принципы, технологии и инструментарий. М.: ИД «Вильямс», 2011. 1184 с.

18. **Floyd R.W.** Assigning Meaning to Programs // Symp. on Applied Mathematics, 1967. Pp. 19–32.

19. ITC'99 [электронный ресурс] / URL: http://www.cad.polito.it/downloads/tools/itc99.html

20. **Raik J., Reinsalu U., Ubar R., Jenihhin M., Ellervee P.** Code Coverage Analysis Using High-Level Decision Diagrams // IEEE Workshop on Design and Diagnostics of Electronic Circuits and Systems. 2008. Pp. 1–6.

21. **Закревский А.Д.** Параллельные алгоритмы логического управления. Мн.: Ин-т технической кибернетики АН Беларуси, 1999. 202 с.

22. Z3 [электронный ресурс] / URL: http://z3.codeplex.com

23. JUNG [электронный ресурс] / URL: http://jung.sourceforge.net

24. zamiaCAD [электронный ресурс] / URL: http://zamiacad.sourceforge.net

25. Fortress [электронный ресурс] / URL: http://forge.ispras.ru/projects/solver-api

26. **Kumar R., Tahar S.** Formal Verification of Pipeline Conflicts in RISC Processors // Proc. of the Conf. on European Design Automation. 1994. Pp. 284–289.

27. **Sen K.** Concolic Testing // IEEE/ACM Internat. Conf. on Automated Software Engineering. 2007. Pp. 571–572.

REFERENCES

1. **Bergeron J.** *Writing Testbenches: Functional Verification of HDL Models.* Springer, 2003, 478 p.

2. **Lazarev V.G., Piyl Ye.I.** *Sintez upravlyayushchikh avtomatov* [*Synthesis of control machines*]. Moscow: Energoatomizdat Publ., 1989, 328 p. (rus)

3. **Botros N.M.** *HDL Programming Fundamentals: VHDL and Verilog.* Charles River Media, 2005, 506 p.

4. **Holzmann G.J.** *Design and Validation of*

Computer Protocols. Prentice Hall, 1990, 512 p.

5. **Baranov S.I., Mayorov S.A., Sakharov Yu.P., Selyutin V.A.** *Avtomatizatsiya proyektirovaniya tsifrovykh ustroystv* [*Computer-aided design of digital devices*]. Leningrad: Sudostroyeniye Publ., 1979, 264 p. (rus)

6. **Duale A.Y., Uyar M.U.** A Method Enabling Feasible Conformance Functional Test Sequence Generation for EFSM Models, *IEEE Transactions on Computers*, 2004, No. 53(5). Pp. 614–627.

7. **Guglielmo G., Guglielmo L., Fummi F., Pravadelli G.** Efficient Generation of Stimuli for Functional Verification by Backjumping Across Extended FSMs, *Journal of Electronic Testing*, 2011, No. 27(2). Pp. 37–162.

8. **Fummi F., Marconcini C., Pravadelli G.** Functional Verification based on the EFSM Model, *IEEE International High Level Design Validation and Test Workshop*, 2004, Pp. 69–74.

9. **Guglielmo G., Fummi F., Pravadelli G., Soffia S., Roveri M.** Semi-formal Functional Verification by EFSM Traversing via NuSMV, *IEEE International High Level Design Validation and Test Workshop*, 2010, Pp. 58–65.

10. **Kamkin A.S., Smolov S.A.** Metod izvlecheniya EFSM-modeley iz HDL-opisaniy: primeneniye k funktsionalnoy Verifikatsii [Extraction method EFSM-models of HDL-descriptions: application to functional verification], *Problemy razrabotki perspektivnykh mikro- i nanoelektronnykh sistem*. Moscow: IPPM RAN Publ., 2014, Vol. II, Pp. 113–118. (rus)

11. **Giomi J.-C.** Finite State Machine Extraction from Hardware Description Languages, *ASIC Conference and Exhibition*, 1995, Pp. 353–357.

12. **Bombieri N., Fummi F., Guarnieri V.** FAST: An RTL Fault Simulation Framework based on RTL-to-TLM Abstraction, *Journal of Electronic Testing*, 2012, No. 28(4), Pp. 495–510.

13. **Cheng K.-T., Krishnakumar A.S.** Automatic Generation of Functional Vectors Using The Extended Finite State Machine Model, *ACM Transactions on Design Automation of Electronic Systems*, 1996, No. 1(1), Pp. 57–79.

14. **Burdonov I.B., Kosachev A.S., Kulyamin V.V.** Neizbytochnyye algoritmy obkhoda oriyentirovannykh grafov. Determinirovannyy sluchay 14 [Non-redundant traversal algorithms directed graphs. Deterministic case], *Programmirovaniye*, 2003, No. 29(5). Pp. 11–30. (rus)

15. **Hierons R.M.,Kim T.-H., Ural H.** Expanding an Extended Finite State Machine to Aid Testability, *Computer Software and Applications Conference*, 2002, Pp. 334–339.

16. **Brandt J., Gemьnde M., Schneider K., Shukla S., Talpin J.-P.** Integrating System Descriptions by Clocked Guarded Actions, *Forum on Design Languages*, 2011, Pp. 1–8.

17. **Akho A.V., Lam M.S., Seti R., Ulman D.D.** *Kompilyatory: printsipy, tekhnologii i instrumentariy* [*Compilers: Principles, Technologies and Tools*]. Moscow: Vilyams Publ., 2011, 1184 p. (rus)

18. **Floyd R.W.** Assigning Meaning to Programs, *Symposium on Applied Mathematics*, 1967. Pp. 19–32.

19. ITC'99. Available: http://www.cad.polito.it/downloads/tools/itc99.html

20. **Raik J., Reinsalu U., Ubar R., Jenihhin M., Ellervee P.** Code Coverage Analysis Using High-Level Decision Diagrams, *IEEE Workshop on Design and Diagnostics of Electronic Circuits and Systems*, 2008, Pp. 1–6.

21. **Zakrevskiy A.D.** *Parallelnyye algoritmy logicheskogo upravleniya* [*Parallel algorithms for logic control*]. Mn.: Institut tekhnicheskoy kibernetiki AN Belarusi Publ., 1999, 202 p. (bel)

22. Z3. Available: http://z3.codeplex.com

23. JUNG. Available: http://jung.sourceforge.net

24. zamiaCAD. Available: http://zamiacad.sourceforge.net

25. Fortress. Available. http://forge.ispras.ru/projects/solver-api

26. **Kumar R., Tahar S.** Formal Verification of Pipeline Conflicts in RISC Processors, *Proceedings of the Conference on European Design Automation*, 1994, Pp. 284–289.

27. **Sen K.** Concolic Testing, *IEEE/ACM International Conference on Automated Software Engineering*, 2007, Pp. 571–572.

СМОЛОВ Сергей Александрович – *младший научный сотрудник Института системного программирования РАН.*

109004, Россия, Москва, ул. Александра Солженицына, д. 25.

E-mail: smolov@ispras.ru

SMOLOV, Sergey A. *Institute for System Programming of the Russian Academy of Sciences.*

109004, Alexander Solzhenitsyn Str. 25, Moscow, Russia.

E-mail: smolov@ispras.ru

КАМКИН Александр Сергеевич – *старший научный сотрудник Института системного программирования РАН, кандидат физико-математических наук.*
109004, Москва, ул. Александра Солженицына, д. 25.
E-mail: kamkin@ispras.ru

KAMKIN, Alexander S. *Institute for System Programming of the Russian Academy of Sciences.*
109004, Alexander Solzhenitsyn Str. 25, Moscow, Russia.
E-mail: kamkin@ispras.ru

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

УДК 519.681 DOI 10.5862/JCTCS.212.7

В.А. Захаров, В.С. Алтухов, В.В. Подымов, Е.В. Чемерицкий

VERMONT – СРЕДСТВО ВЕРИФИКАЦИИ ПРОГРАММНО-КОНФИГУРИРУЕМЫХ СЕТЕЙ

V.A. Zakharov, V.S. Altukhov, V.V. Podymov, E.V. Chemeritskiy

VERMONT – A TOOLSET FOR VERIFICATION OF SOFTWARE DEFINED NETWORKS

Представлено программно-инструментальное средство VERMONT (VERifying MONiTor) для верификации в оперативном режиме программно-конфигурируемых сетей (ПКС) относительно формально специфицированных политик маршрутизации пакетов (ПМП). VERMONT может быть установлен в сети между контроллером и коммутаторами для наблюдения за сетью путем перехвата сообщений и команд, которыми обмениваются контроллер и коммутаторы, построения модели сети и проверки того, в какой мере изменения, происходящие в сети в результате выполнения команд реконфигурирования, подключения и отключения каналов связи и коммутационных устройств, согласуются с заданными требованиями ПМП. Перед тем как отправить команду реконфигурирования таблиц коммутации, VERMONT моделирует результат ее выполнения и проверяет выполнимость требований ПМП для модифицированной модели ПКС. Если VERMONT обнаруживает нарушение какого-либо требования ПМП, он блокирует пересылку команды и оповещает об этом системного администратора.

Описана математическая модель ПКС и формальный язык спецификации ПМП, используемые в нашей системе верификации. Рассказано об устройстве и алгоритмических принципах функционирования системы VERMONT. Представлены результаты экспериментов по применению разработанной системы для верификации некоторых ПКС, а также проведен сравнительный анализ системы VERMONT и других систем верификации ПКС.

ВЕРИФИКАЦИЯ В ОПЕРАТИВНОМ РЕЖИМЕ; ФОРМАЛЬНАЯ СПЕЦИФИКАЦИЯ; ВЕРИФИКАЦИЯ МОДЕЛЕЙ ПРОГРАММ; ПРОГРАММНО-КОНФИГУРИРУЕМЫЕ СЕТИ; КОНТРОЛЛЕР; КОММУТАТОР; ПОЛИТИКА МАРШРУТИЗАЦИИ ПАКЕТОВ; РЕКОНФИГУРИРОВАНИЕ СЕТЕЙ.

In this paper we present the software toolset VERMONT (VERifying MONiTor) for runtime checking the consistency of Software Defined Network (SDN) configurations with formally specified invariants of Packet Forwarding Policies (PFPs). VERMONT can be installed in line with the control plane to observe state changes of a network by intercepting the exchange of messages and commands between network switches and SDN controller, to build an adequate formal model of the whole network, and to check every event, such as installation, deletion, or modification of rules, port and switch up and down events, against a set of PFP invariants. Before retransmitting a network updating command to the switch, VERMONT simulates the result of its execution and checks PFP requirements. If a violation of some PFP invariant is detected, VERMONT blocks the change, alerts a network administrator, and gives some additional information to elucidate a possible source of the error. We define a SDN mathematical model used in our toolset, discuss some algorithmic and engineering issues of our toolset. After introducing a formal model of SDN and a formal language for PFP specification, we outline the main algorithms used in VERMONT for SDN model building, model checking, and model modification, and describe the structure of VERMONT and the functionality of its components. Finally, we demonstrate the results of our experiments on the application of VERMONT to a real-life network.

RUNTIME VERIFICATION; FORMAL SPECIFICATION; MODEL CHECKING; SOFTWARE DEFINED NETWORK; CONTROLLER; SWITCH; PACKET FORWARDING RELATION; NETWORK UPDATE.

Верификация в оперативном режиме (мониторинг, runtime verification, online verification) – это способ анализа и верификации информационных систем, при котором извлечение информации о поведении системы, проверка выполнимости заданных свойств поведения и необходимое вмешательство в работу системы в случае нарушения определенных требований ее поведения осуществляется непосредственно по ходу функционирования системы. Он занимает промежуточное положение между полной формальной верификацией программ и тестированием.

При верификации в оперативном режиме в отличие от верификации моделей программ или дедуктивной верификации программ анализируется лишь одна вычислительная трасса программы. За счет этого удается избежать трудностей, связанных с эффектом комбинаторного взрыва числа состояний, присущих полной формальной верификации программ. Достоверность результатов верификации в оперативном режиме существенно выше, поскольку анализу подвергается сама информационная система, а не ее модель. Такую верификацию можно проводить даже в том случае, когда код проверяемой программы недоступен. Наконец, верификация в оперативном режиме позволяет предотвращать недопустимые действия программы в процессе ее выполнения.

С другой стороны, применение строгих математических методов проверки выполнимости формальных спецификаций поведения программ дают более информативные и содержательные результаты, нежели сведения, полученные при простом тестировании программ.

В статье описано программно-инструментальное средство VERMONT (VERifying MONiTor), предназначенное для верификации в оперативном режиме программно-конфигурируемых сетей (ПКС) и предотвращения появления сетевых конфигураций, нарушающих заданные требования политики маршрутизации пакетов (ПМП).

Программно-конфигурируемые сети

ПКС – это новая архитектура телекоммуникационных сетей, предложенная недавно для преодоления принципиальных трудностей администрирования сетей традиционного вида [1]. Отличительная особенность ПКС состоит в том, что пространство потоков данных (data plane) и пространство потоков команд управления этими данными (control plane) физически разделены, и при этом несколько коммутирующих устройств могут находиться под контролем одной и той же управляющей программы. Наиболее развитым стандартом ПКС является протокол OpenFlow [2].

Коммутаторы ПКС снабжены *портами*, которые соединены друг с другом *каналами передачи данных*; по ним передаются *пакеты данных*. Пакеты, поступающие в порты коммутатора, обрабатываются *таблицей коммутации*, содержащей *правила коммутации пакетов*. Правило коммутации включает в себя *шаблон*, *инструкцию*, *приоритет*, *счетчик* и *срок активности*. Пакеты состоят из двух частей: *заголовка* и *нагрузки*. Для коммутации пакетов используются только их заголовки: коммутатор выбирает из таблицы то правило коммутации, шаблон которого подходит к заголовку поступившего в его порт пакета. Если подходят несколько правил, то выбирается правило с наибольшим приоритетом. Если в таблице коммутации нет подходящих правил, то применяется специальное правило для пропущенных пакетов.

Как только правило коммутации выбрано, его инструкция применяется к пакету. Инструкция – это последовательность *действий*, к числу которых относятся действия коммутации копии пакета в заданный порт коммутатора, сброс пакета, отправление пакета контроллеру, переписывание некоторых полей заголовка пакета. Счетчик служит для учета числа срабатываний правила. По истечении установленного срока активности правило удаляется из таблицы.

Коммутаторы ПКС находятся под управлением *контроллера*, который связан *каналом управления* с каждым коммутатором сети; по этому каналу коммутаторы отправляют *сообщения* контроллеру и получают от него *команды*. Сообщения могут содержать пакеты, отправленные контроллеру для бо-

лее глубокого анализа, статистические данные об использовании правил коммутации, оповещения о добавлении и удалении правил в таблицах коммутации. При помощи команд контроллер может изменять содержимое таблиц коммутации, запрашивать данные о состоянии сети и таблиц коммутации, отправлять заданный пакет из того или иного порта выбранного коммутатора. Более подробно с этими возможностями можно ознакомиться в описании стандарта протокола OpenFlow [2].

Главное преимущество ПКС состоит в том, что администратору предоставляется возможность управлять поведением всей сети за счет установления, изъятия или модификации правил коммутации пакетов в таблице любого коммутатора. Поэтому ПКС служит удобной парадигмой для разработки и совершенствования сетевых приложений (см. [3]). С ее возникновением получили развитие многочисленные проекты, направленные на создание языков и инструментальных средств сетевого программирования: Frenetic [4], Maestro [5], Procera [6], Nettle [7]. Как и для обычных программ, вопрос о корректности сетевых приложений является одной самых острых проблем. Поведение ПКС должно подчиняться политике маршрутизации пакетов – набору требований корректности и безопасности коммуникаций между компонентами сети. Сетевые приложения, работающие на ПКС-контроллере, должны обеспечивать только такую загрузку таблиц коммутации, которая удовлетворяет заданной ПМП.

Разработка универсального транслятора, преобразующего ПМП в программу управления ПКС-контроллером, представляется делом отдаленного будущего. Пока эволюция сетевого программирования следует проторенным путем развития системного программирования: создаются языки сетевого программирования высокого уровня, снабженные инструментальными и библиотечными средствами решения стандартных задач разработки, компиляции, отладки, моделирования, верификации и поддержания корректных и эффективных прикладных программ управления ПКС.

Чтобы гарантировать правильность работы программы, управляющей ПКС-контроллером, нужно иметь технологию и средства верификации ПКС относительно заданной ПМП: для заданных формальной спецификации ПМП Ф, формальной модели ПКС M и начальной сетевой конфигурации N проверить, что все вычисления модели M из конфигурации N удовлетворяют требованию Ф. Для решения этой задачи нужно создать систему верификации, способную проверять непротиворечивость требований ПМП, корректность отдельных приложений ПКС контроллера относительно заданных ПМП, корректность и безопасность работы всей ПКС.

Формальные методы применялись уже ранее для верификации традиционных телекоммуникационных сетей, но с появлением концепции ПКС интерес к этим методам возрос. После первой работы в этом направлении исследований [8] было предложено несколько методов решения проблемы верификации ПКС. Их можно разделить на два класса: верификацию потоков управления и верификацию потоков данных.

Верификация потоков управления занимается проверкой правильности ПКС-контроллера и прикладных программ управления контроллером. Для этой цели применяются методы статического и дедуктивного анализа, верификация моделей программ и пр. В статье [9] описана система верификации моделей программ NICE; она призвана обнаруживать ошибки путем проверки при помощи символьных методов всех трасс в модели прикладной программы управления ПКС, представленной размеченной системой переходов. Однако исследования показали, что этот подход пригоден только для сетей небольшого размера. Поэтому к системе NICE было добавлено средство организации и проведения тестирования [10]. В статье [11] для проверки контроллеров использован метод верификации моделей программ на основе абстрактных моделей состояний данных и состояний сети. Наиболее весомый вклад в этом направлении сделали авторы работы [12]. В ней представлена система верификации программ управления ПКС, способная

проверять их поведение на всевозможных топологиях и для всевозможных последовательностей событий. Допустимые топологии сети описываются формулами первого порядка, а сама процедура верификации базируется на классическом дедуктивном подходе Флойда–Дейкстры при поддержке системы автоматического доказательства теорем Z3.

Для верификации потоков данных в ПКС применялись разные подходы. Вначале внимание ограничивалось только средствами статического анализа. Отдельные конфигурации ПКС представлялись конечными размеченными системами переходов и для них обеспечивалась проверка в режиме off-line свойств достижимости узлов сети, отсутствия циклических маршрутов и др. при помощи различных алгоритмов верификации моделей программ: вычислений на основе BDD (FlowChecker [13]) и ДНФ (Hassel [14]), процедур решения проблемы выполнимости SAT (Anteater [15]). Затем были созданы динамические системы, позволяющие проводить верификацию ПКС в оперативном режиме: VeriFlow [16], NetPlumber [17], AP-Verifier [18]. Система VeriFlow предназначена для проверки сетевых инвариантов – отсутствия циклических маршрутов, потери пакетов и пр. – в режиме реального времени. В системе NetPlumber для проверки ПМП используется метод анализа заголовков пакетов. Авторы системы верификации AP-Verifier предлагают оригинальный метод описания совокупности всех шаблонов правил коммутации пакетов при помощи ограниченного множества атомарных формул, позволяющих существенно сократить размер данных и тем самым значительно ускорить проверку требований достижимости.

Системы верификации ПКС нового поколения – VeriFlow, NetPlumber, AP-Verifier – позволяют проводить проверку ПМП в оперативном режиме, т. е. они обладают возможностью модифицировать модели ПКС в зависимости от тех сообщений и команд, которыми обмениваются коммутаторы и контроллер. Модификация моделей должна выполняться очень быстро, поэтому модели ПКС в этих системах имеют явное представление в виде графов. При таком представлении моделей можно проводить эффективную проверку лишь простых требований ПМП. Кроме того, явное представление моделей ПКС допустимо лишь для сетей небольшого размера.

Почти во всех известных системах верификации ПКС для формального описания требований ПМП используются формулы темпоральных логик CTL и LTL. Исключение составляет система NetPlumber; ее формальный язык спецификаций ПМП основан на регулярных выражениях. Мы полагаем, что такие способы описания ПМП не вполне соответствуют задаче верификации потоков данных в ПКС, поскольку темпоральные логики и регулярные выражения предназначены для описания свойств вычислений, т. е. процессов, протекающих во времени, тогда как конфигурации ПКС являются статическими объектами, семантика которых определяется не в терминах вычислений, а посредством отношения коммутации пакетов.

Представленная в этой статье система верификации ПКС VERMONT также способна работать в оперативном режиме. Ее отличительные особенности таковы.

1. В отличие от систем верификации VeriFlow, NetPlumber и AP-Verifier, в ней для представления моделей ПКС и проверки выполнимости требований ПМП используется аппарат двоичных решающих диаграмм (BDDs). Благодаря символьному представлению моделей и организации символьных вычислений наша система значительно менее чувствительна к размеру анализируемой ПКС.

2. В отличие от системы верификации FlowChecker, наша система снабжена процедурами быстрой модификации моделей ПКС, поэтому может проводить верификацию в оперативном режиме.

3. В основу формального языка спецификаций системы VERMONT положен фрагмент логики второго порядка, поэтому наш язык обладает большими выразительными возможностями для описания требований ПМП.

Среди существующих средств верификации ПКС VERMONT занимает про-

межуточное положение. Наша система превосходит по скорости работы такие статические системы верификации ПКС, как FlowChecker, Anteater и Hassel, и лишь немногим уступает по эффективности таким динамическим системам верификации, как VeriFlow и NetPlumber. При этом выразительные возможности языка спецификаций ПМП, используемые в системе VERMONT, позволяют формально описывать и верифицировать все требования ПМП, которые могут быть проверены во всех других системах верификации ПКС.

Модель программно-конфигурируемой сети

Опишем формальную модель конфигураций ПКС, которая используется в системе верификации VERMONT (см. [19, 20]).

Заголовки пакетов, наименования портов и коммутаторов сети представляются в этой модели двоичными векторами. Длины этих векторов варьируются в зависимости от размера сети, типов коммутаторов, используемых сетевых протоколов и др. Для заголовков пакетов будем использовать обозначение $\boldsymbol{h}$; компоненты заголовков будем обозначать записью $\boldsymbol{h}[i]$, $1 \le I \le |\boldsymbol{h}|$; множество всех заголовков пакетов обозначим буквой H. Для имен портов коммутатора будем использовать обозначение $\boldsymbol{p}$, компоненты каждого такого вектора будем обозначать записью $\boldsymbol{p}[j]$, $1 \le j \le |\boldsymbol{p}|$.

Среди портов каждого коммутатора особо выделяются два порта: *drop* и *ctrl*. При попадании пакета в порт *drop* осуществляется его сброс. При попадании пакета в порт *ctrl* осуществляется его пересылка контроллеру ПКС. Множество всех имен остальных портов коммутатора обозначим буквой P. Для имен коммутаторов будем использовать обозначение $\boldsymbol{w}$; множество всех имен коммутаторов обозначим буквой W. Пары векторов $(\boldsymbol{p}, \boldsymbol{w})$ будем называть *точками сети,* пары векторов $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p})$ – *локальными состояниями пакетов*, а тройки векторов $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p}, \boldsymbol{w})$ – *глобальными состояниями пакетов*. Множество всех точек сети обозначим буквой V, множество локальных состояний пакетов – L, множество всех глобальных состояний пакетов – S.

Шаблоном заголовка пакета (порта) является троичный вектор соответствующей длины, состоящий из двоичных разрядов 0,1 и группового символа *. В модели ПКС шаблоны играют двоякую роль. Будем говорить, что двоичный вектор $\boldsymbol{x}$ *сочетается с шаблоном* $\boldsymbol{X}$ той же длины, если каждый двоичный разряд $\boldsymbol{X}[i]$ шаблона равен соответствующему разряду $\boldsymbol{x}[i]$ вектора $\boldsymbol{x}$. Двоичный вектор $\boldsymbol{x}$ *преобразуется шаблоном* $\boldsymbol{X}$ в двоичный вектор $\boldsymbol{y}$ той же длины, у которого каждый разряд $\boldsymbol{y}[i]$ либо равен $\boldsymbol{x}[i]$, если $\boldsymbol{X}[i] = *$, либо равен $\boldsymbol{X}[i]$, если $\boldsymbol{X}[i]$ – это двоичный разряд.

При помощи шаблонов определяются *действия* коммутаторов. В рассматриваемой модели ПКС допускаются действия двух видов. Действие коммутации пакетов OUTPUT($\boldsymbol{Y}$), где $\boldsymbol{Y}$ – шаблон порта, для каждого пакета с заголовком $\boldsymbol{h}$ направляет копию этого пакета с тем же заголовком в каждый порт $\boldsymbol{p}$, который сочетается с шаблоном $\boldsymbol{Y}$. Действие модификации заголовка пакета SET_FIELD($\boldsymbol{Z}$), где $\boldsymbol{Z}$ – шаблон заголовка пакета, для каждого пакета с заголовком $\boldsymbol{h}$ преобразует заголовок этого пакета шаблоном $\boldsymbol{Z}$.

Инструкцией является любая последовательность действий α, оканчивающаяся действием коммутации пакетов. Действия инструкции выполняются поочередно. Таким образом, каждая инструкция α определяет отношение R_α, $R_\alpha \subseteq H \times L$: для всякого пакета с заголовком $\boldsymbol{h}$ вычисляется множество локальных состояний пакетов $(\boldsymbol{h}', \boldsymbol{p})$, в которые действия этой инструкции преобразуют заголовок $\boldsymbol{h}$.

Правило коммутации задается четверкой $r = (\boldsymbol{Y}, \boldsymbol{Z}, \alpha, n)$, где $\boldsymbol{Y}$ и $\boldsymbol{Z}$ – шаблоны порта и заголовка, α – инструкция, n – приоритет правила. Правило r применимо к локальному состоянию пакетов $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p})$, если векторы $\boldsymbol{h}$ и $\boldsymbol{p}$ сочетаются с шаблонами $\boldsymbol{Y}$ и $\boldsymbol{Z}$. Оно определяет отношение R_r, $R_r \subseteq L \times L$: для каждого локального состояния пакетов $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p})$, к которому применимо правило, вычисляется множество локальных состояний $\{(\boldsymbol{h}', \boldsymbol{p}'): (\boldsymbol{h}, (\boldsymbol{h}', \boldsymbol{p}')) \in R_\alpha\}$.

Таблица коммутации $tab = (D, \beta)$ состоит из множества правил $D = \{r_1, r_2, \ldots, r_m\}$ и инструкции β для пропущенных пакетов. Если пакет с заголовком $\boldsymbol{h}$ поступает в порт

$\boldsymbol{p}$, то в из множества D выбирается правило $r = (\boldsymbol{Y}, \boldsymbol{Z}, \alpha, n)$ с наибольшим приоритетом, применимое к локальному состоянию пакетов $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p})$, и инструкция α этого правила применяется к пакетам с заголовком $\boldsymbol{h}$. Если ни одно из правил множества D неприменимо к локальному состоянию $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p})$, то к пакетам с заголовком $\boldsymbol{h}$ применяется инструкция для пропущенных правил β. Таким образом, таблица коммутации определяет отношение R_{tab}, $R_{tab} \subseteq L \times L$ на множестве локальных состояний пакетов. Множество всех таблиц коммутации обозначим записью *Tab*.

Топология сети определяется множеством T, $T \subseteq V \times V$, *каналов связи*, каждый из которых задается парой точек сети, соединенных этим каналом. Точка сети, соединенная каналом связи с какой-либо другой точкой, называется *внутренней точкой сети*. Остальные точки сети называются *внешними точками*. К внешним точкам сети подключены периферийные устройства (серверы, межсетевые шлюзы и др.); из этих точек пакеты поступают в сеть и покидают ее. Множество внешних точек сети обозначим записью *EXT*.

Пусть задано множество коммутаторов W и топологии сети T. Тогда *конфигурация сети* – это функция Net: $W \rightarrow Tab$, указывающая распределение таблиц коммутации по сетевым коммутаторам. Каждая конфигурация сети Net определяет отношение одношаговой маршрутизации пакетов R_{Net} : $R_{Net} \subseteq S \times S$ на множестве глобальных состояний пакетов. Два состояния пакетов $(\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p}, \boldsymbol{w})$ и $(\boldsymbol{h}', \boldsymbol{p}', \boldsymbol{w}')$ находятся в отношении R_{Net} тогда и только тогда, когда соблюдено одно из следующих условий:

1) для некоторого порта $\boldsymbol{p}_0$ выполняются отношения $((\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p}), (\boldsymbol{h}', \boldsymbol{p}_0)) \in R_{Net(\boldsymbol{w})}$ и $((\boldsymbol{w}, \boldsymbol{p}_0), (\boldsymbol{w}', \boldsymbol{p}')) \in T$, то есть пакет с заголовком $\boldsymbol{h}$, поступивший в порт $\boldsymbol{p}$ коммутатора $\boldsymbol{w}$, вначале коммутируется с измененным заголовком $\boldsymbol{h}'$ в порт $\boldsymbol{p}_0$ того же коммутатора, а затем пересылается по каналу связи в порт $\boldsymbol{p}'$ коммутатора $\boldsymbol{w}'$;

2) $\boldsymbol{w} = \boldsymbol{w}'$ и $\boldsymbol{p}' \in EXT$, при этом $((\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p}), (\boldsymbol{h}', \boldsymbol{p}')) \in R_{Net(\boldsymbol{w})}$, то есть пакет с заголовком $\boldsymbol{h}$, поступивший в порт $\boldsymbol{p}$ коммутатора $\boldsymbol{w}$, коммутируется с измененным заголовком $\boldsymbol{h}'$ во внешний порт $\boldsymbol{p}'$ и выходит за пределы сети.

Реляционная модель конфигурации ПКС задается парой $M_{Net} = (R_{Net}, EXT)$. Для изменения сетевых конфигураций контроллеры используют команды реконфигурирования. Стандартом OpenFlow [2] предусмотрены следующие основные виды команд реконфигурирования:

1) $add(\boldsymbol{w}, r)$ добавляет в таблицу коммутатора $\boldsymbol{w}$ правило коммутации r;

2) $del(\boldsymbol{w}, \boldsymbol{Y}, \boldsymbol{Z}, n)$ удаляет из таблицы коммутатора $\boldsymbol{w}$ все правила коммутации приоритета n, шаблоны которых сочетаются с шаблонами $\boldsymbol{Y}$, $\boldsymbol{Z}$;

3) $\mathrm{mod}(\boldsymbol{w}, \boldsymbol{Y}, \boldsymbol{Z}, \alpha, n)$ изменяет в таблице коммутатора $\boldsymbol{w}$ во всех правилах коммутации приоритета n, шаблоны которых сочетаются с шаблонами $\boldsymbol{Y}$, $\boldsymbol{Z}$, имеющуюся у этих правил инструкцию на новую инструкцию α.

Команды реконфигурирования поступают коммутаторам сети от контроллера по каналу управления. Получив команду *com*, коммутатор исполняет ее и изменяет соответствующим образом содержание своей таблицы. В результате образуется новая конфигурация $com(Net)$.

Формальное описание всех перечисленных выше отношений, определяющих семантику ПКС, представлено в статье [19].

Язык спецификаций политик маршрутизации пакетов

По существу, ПМП – это описание требований, которым должны удовлетворять конфигурации ПКС, образующиеся при выполнении команд реконфигурации по ходу функционирования ПКС. Значительная часть этих требований касается свойств маршрутов, прокладываемых в сети правилами коммутации пакетов. Для формального описания требований такого рода можно воспользоваться фрагментом **L** языка логики предикатов первого порядка с оператором транзитивного замыкания $FO^2[TC]$. Как установлено в статье [20], эта логическая система охватывает многие формальные языки спецификаций, такие как CTL, LTL, PDL, μ-исчисление.

Для построения формул используемого фрагмента **L** логики $FO^2[TC]$ достаточно двух переменных X, Y, которые принимают в качестве значений двоичные векторы из множества S, и двух предикатов R и E, обозначающих отношение одношаговой маршрутизации пакетов и множество глобальных состояний пакетов во внешних точках сети. *Спецификацией состояния пакетов* называется всякая булева формула $\varphi(X, Y)$, которая строится из булевых переменных $X[j]$, $Y[j]$, $1 \le j \le N$, где N – длина двоичных векторов из множества S, при помощи связок $\neg$, $\wedge$ и $\vee$. Эти формулы используются для описания свойств состояний пакетов и отношений между парами состояний пакетов.

Формулы языка **L** строятся по следующим правилам:

1) всякая спецификация состояний пакетов $\varphi(X, Y)$ является формулой языка **L**;

2) выражения $R(X', X'')$, $E(X')$, где $X', X'' \in \{X, Y\}$, являются формулами языка **L**;

3) если $\Phi(X, Y)$ – формула языка **L**, то выражение $TC[\Phi(X, Y)]$ является формулой языка **L**;

4) если Φ_1 и Φ_2 – формулы языка **L**, то выражения $\neg\Phi_1$, $\Phi_1 \wedge \Phi_2$ и $\Phi_1 \vee \Phi_2$, а также выражения $\forall X\, \Phi_1$ и $\exists X\, \Phi_1$ также являются формулами языка **L**.

Спецификацией ПМП называется всякая замкнутая формула языка **L**.

Отношение выполнимости формул языка **L** для заданной модели ПКС $M_{Net}=(R_{Net}, EXT)$ на заданной паре глобальных состояний пакетов **s** и $\boldsymbol{s}'$ определяется следующим образом:

1) спецификация состояний пакетов $\varphi(X, Y)$ выполняется, если $\varphi(\boldsymbol{s}, \boldsymbol{s}') = \text{true}$;

2) формула $R(X, Y)$ выполняется, если $(\boldsymbol{s}, \boldsymbol{s}') \in R_{Net}$;

3) формула $E(X)$ выполняется, если $\boldsymbol{s} = (\boldsymbol{h}, \boldsymbol{p}, \boldsymbol{w})$ и при этом $(\boldsymbol{p}, \boldsymbol{w}) \in EXT$;

4) формула $TC[\Phi(X, Y)]$ выполняется, если существует такая конечная последовательность глобальных состояний пакетов $\boldsymbol{s}_0, \boldsymbol{s}_1, \ldots, \boldsymbol{s}_m$, которая удовлетворяет равенствам $\boldsymbol{s}_0 = \boldsymbol{s}$, $\boldsymbol{s}_m = \boldsymbol{s}'$ и при этом $\Phi(X, Y)$ выполняется для каждой пары состояний $\boldsymbol{s}_i, \boldsymbol{s}_{i+1}$, где $0 \le i \le m-1$;

5) выполнимость формул с булевыми связками и кванторами определяется так же, как и в классической логике.

Примером спецификации ПМП может служить формула, выражающая требование отсутствия циклических маршрутов движения пакетов в сети:

$$\neg\exists X(E(X) \wedge \exists Y(TC[R(X,Y)] \wedge \wedge TC[R(Y,Y)]).$$

Построение, проверка и модификация моделей ПКС

Верификация в оперативном режиме предназначена для проверки правильности поведения программы по ходу выполнения самой программы. В случае ПКС эту задачу можно сформулировать так: для заданной начальной модели $M_{Net} = (R_{Net}, EXT)$, последовательности команд реконфигурирования (вычисления ПКС) $com_1, \ldots, com_i, \ldots$ и списка формальных спецификаций ПМП $\Psi_1, \ldots, \Psi_k$ проверить, что для каждой модели ПКС M_i, полученной в результате применения конечной последовательности команд $com_1, \ldots, com_i$ к начальной конфигурации *Net*, выполняются все спецификации $\Psi_1, \ldots, \Psi_k$, то есть формулы этого списка являются инвариантами данного вычисления ПКС.

Чтобы проводить верификацию ПКС в оперативном режиме, нужно решить следующие три задачи:

1) построения модели ПКС: для заданной топологии сети T и заданной конфигурации ПКС *Net* построить формальную модель M_{Net};

2) верификации модели ПКС: проверить выполнимость заданной спецификации Ψ для заданной формальной модели ПКС M_{Net};

3) модификации модели ПКС: для заданной формальной модели ПКС M_{Net} и заданной команды реконфигурирования *com* построить формальную модель ПКС $M_{com(Net)}$.

Далее мы вкратце опишем наш подход к решению перечисленных задач.

Формальная модель ПКС M_{Net} полностью определяется отношением одношаговой маршрутизации R_{Net} на множестве глобальных состояний пакетов и конечным множеством (свойством) узлов сети *EXT*.

Поскольку и состояния пакетов, и узлы сети представляются двоичными векторами, можно воспользоваться двоичными разрешающими диаграммами (BDDs) для представления указанных отношений (см. [21]) и одним из инструментальных пакетов для построения и преобразования BDDs. В нашей системе для этой цели задействован пакет BuDDy, имеющий простое устройство и удобный интерфейс. С его помощью шаг за шагом можно построить BDDs, представляющие все те определенные выше отношения R_α, R_r, R_{tab}, которые необходимы для построения R_{Net}.

Что касается второй задачи, то ее также можно решить при помощи средств построения BDDs. Каждую формулу **Ф** языка спецификаций **L** можно представить в виде абстрактного синтаксического дерева T_Φ. Его листьями служат переменные X и Y, а внутренние вершины помечены базовыми предикатами R и E, а также булевыми связками, кванторами и оператором транзитивного замыкания TC. Для проверки выполнимости заданной формулы **Ф** в заданной модели ПКС M_{Net} достаточно вычислить истинностное значение подформул формулы **Ф** во всех вершинах дерева T_Φ на модели M_{Net}. Для вершин, помеченных базовыми предикатами, достаточно просто обратиться к BDDs, представляющим соответствующие отношения на двоичных векторах, проведя в случае необходимости переименование переменных. Если вершина дерева T_Φ помечена булевой операцией или квантором, то вызывается соответствующая процедура из пакета, которая по ранее вычисленным BDDs для вершин-операндов вычисляет BDD, представляющую отношение или истинностную оценку для той формулы, которая отвечает указанной вершине дерева. Особого внимания заслуживают вершины, помеченные оператором транзитивного замыкания TC.

Для построения BDDs, представляющей отношение $TC(R_0)$, на основании BDDs, представляющей бинарное отношение R_0, применяется итеративная процедура вычисления последовательности бинарных отношений R_i по следующей схеме:

$$R_{i+1}(X,Y) = \exists Z(R_i(X,Z) \wedge R_i(Z,Y)).$$

Вычисление проводится до тех пор, пока не будет достигнуто равенство $R_{i+1} = R_i$. Эта процедура является наиболее затратной по времени. Так как каждая спецификация представлена замкнутой формулой, в корне дерева T_Φ будет вычислена булева константа, дающая оценку выполнимости формулы **Ф** для заданной модели ПКС M_{Net}.

Эффективность решения задачи модификации моделей ПКС чрезвычайно важна для практического применения системы верификации, поскольку производительность процедуры модификации модели должна соответствовать тому темпу изменений конфигураций ПКС, который возможен при функционировании реальных сетей. Поэтому применение для этих целей процедуры построения моделей ПКС приводит к неоправданно большим задержкам. На самом деле изменение базовых отношений в модели ПКС можно провести сравнительно быстро. Ввиду того, что многие требования ПМП, наподобие отсутствия циклов, достижимости заданных точек сети и пр., опираются только на транзитивное замыкание отношения одношаговой маршрутизации R^+_{Net}, важно уметь быстро модифицировать именно это отношение. Для этой цели нами были предложены специальные приемы модификации отношения R^+_{Net}, не требующие итеративных вычислений. Подробное описание этих приемов представлено в статье [22].

Система верификации VERMONT: устройство и функциональность

Система VERMONT верификации ПКС в оперативном режиме состоит из четырех основных компонентов, как показано на рисунке:

прокси-сервера, осуществляющего перехват OpenFlow команд и сообщений, которыми обмениваются коммутаторы и контроллер ПКС;

верификатора, осуществляющего построение, верификацию и модификацию моделей ПКС;

загрузочного модуля, поставляющего данные для начального построения модели ПКС;

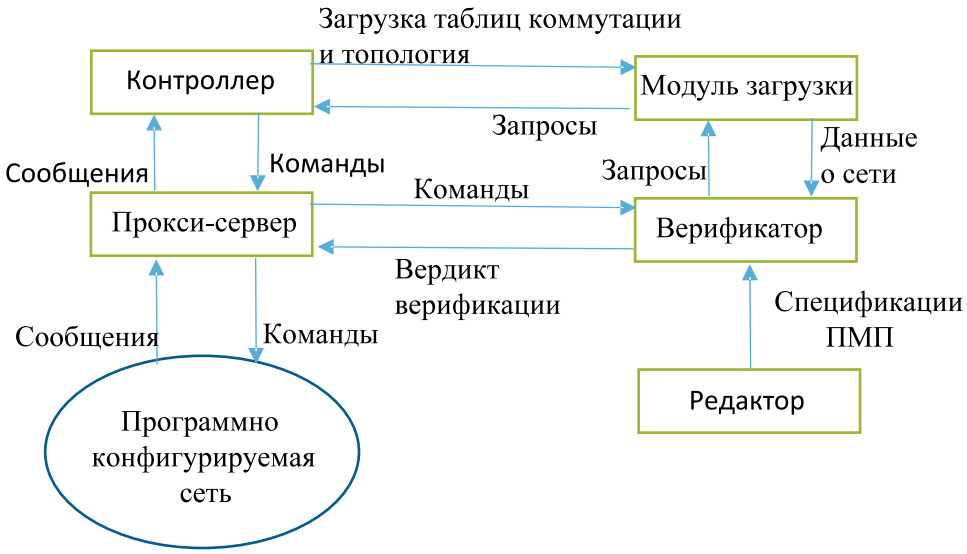

Схема устройства системы верификации ПКС VERMONT

редактора, позволяющего создавать ПМП спецификаций и транслировать их в абстрактные синтаксические деревья.

Одна из главных задач сетевого программирования – поддерживать такую загрузку таблиц коммутации пакетов, чтобы были выполнены требования ПМП. VERMONT позволяет до некоторой степени автоматизировать ее решение. Это инструментальное средство можно установить в канале передачи управления сети с тем, чтобы оно могло отслеживать те изменения конфигураций сети, которые обусловлены командами реконфигурирования или подтверждаются сообщениями от коммутаторов сети. На основании перехваченной информации VERMONT строит и уточняет адекватную модель сети, а затем проверяет, в какой мере те или иные изменения конфигураций ПКС соответствуют заданным требованиям ПМП. Перед тем как отправить команду реконфигурирования нужному коммутатору, VERMONT моделирует результат ее выполнения и проверяет, удовлетворяет ли полученная модель ПКС всем требованиям ПМП. Если ни одно из этих требований не нарушено, то команда отправляется по назначению. В противном случае ее пересылка блокируется и формируется соответствующее предупреждение для сетевого администратора. Основные функциональные возможности VERMONT таковы.

Прокси-сервер поддерживает связь с контроллером, коммутаторами сети и верификатором. Он перехватывает все команды и сообщения, которыми обмениваются контроллер и коммутаторы. Прокси-сервер находится под управлением пользователя VERMONT, который наделен правом включения и отключения модуля, выбора режима работы (SEAMLESS, MIRROR, INTERRUPT), настройки рабочих параметров. В зависимости от выбранного режима прокси-сервер может задерживать для проверки некоторые команды, отправлять данные об изменениях в сети верификатору и блокировать команды реконфигурирования.

Верификатор поддерживает связь с прокси-сервером, инициализатором и редактором. Этот модуль выполняет три процедуры:

инициализация модели: для заданного описания конфигурации ПКС вычисляется BDD-представление модели ПКС M_{Net};

верификация модели ПКС: для заданного списка спецификаций ПМП Ψ_1, ..., Ψ_k проверяется их выполнимость на заданной модели ПКС M_{Net};

модификация модели: для заданных BDD-представления модели ПКС M_{Net} и команды реконфигурирования *com* вычисляется BDD-представление модели ПКС $M_{com(Net)}$.

Верификатор получает от прокси-сервера данные об изменении сетевой конфигурации и возвращает ему результат верификации очередной конфигурации относительно имеющихся спецификаций ПМП. Верификатор также получает от загрузочного модуля данные о топологии сети и загрузке таблиц коммутации, а от редактора – спецификации ПМП.

Модуль загрузки по запросу от верификатора обращается к контроллеру, забирает у него данные об устройстве сети и пересылает их верификатору. Использование этого модуля делает нашу систему независимой от типа используемого контроллера.

При помощи редактора пользователь системы (сетевой администратор) может составлять списки спецификаций ПКС и вносить в них изменения.

Система верификации VERMONT имеет три режима работы.

1. В режиме SEAMLESS система верификации работает как обычный канал передачи управления между контроллером и коммутаторами сети: прокси-сервер не обращается к верификатору и пропускает все команды и сообщения без задержки.

2. В режиме MIRROR прокси-сервер отправляет верификатору данные об изменении конфигурации ПКС, но при этом пропускает все команды и сообщения без задержки. Верификатор предупреждает пользователя об обнаруженных нарушениях требований ПМП.

3. В режиме INTERRUPT проводится полная верификация ПКС: пересылка каждой команды, перехваченной прокси-сервером, задерживается до тех пор, пока не будет проверена допустимость ее выполнения в рамках требований ПМП.

Сравнительный анализ систем верификации ПКС

Для оценки производительности системы VERMONT были проведены некоторые эксперименты. В первой серии экспериментов VERMONT был применен к ПКС, имеющей топологию трехъярусного «толстого» дерева FT(H), состоящего из 27 коммутаторов: два коммутатора располагаются на верхнем уровне, пять пар коммутаторов на среднем уровне и пять пар коммутаторов на нижнем уровне, которые подключены к конечным хостам в количестве H от 50 до 100. Длина заголовка пакета равна 40. Каждое правило коммутации имеет некоторый срок активности, по истечении которого оно удаляется. Контроллер оповещается об этом событии и пытается восстановить конфигурацию при помощи команд добавления правил. VERMONT отслеживает изменения конфигураций и проверяет следующие два требования: $\mathbf{\Phi}_1$ – в сети отсутствуют топологические циклы; $\mathbf{\Phi}_2$ – в сети есть маршруты длины пять, но нет маршрутов длины шесть.

Во второй серии экспериментов проводилась проверка конфигураций сети Стэнфордского университета (SUN); она состоит из 16 коммутаторов, в каждом из которых есть три таблицы коммутации. Эта сеть используется в качестве общепринятого примера, на котором сравниваются разные средства анализа сетей. Длина заголовка пакета равна 128. VERMONT применялся для проверки требования $\mathbf{\Phi}_1$, а также двух требований: $\mathbf{\Phi}_3$ – в сети нет маршрутов длины более трех, и $\mathbf{\Phi}_4$ – в сети нет маршрутов длины более четырех.

Результаты проведенных экспериментов представлены в табл. 1.

Конфигурации SUN используются в работах [13–18] в качестве универсального тестового примера. Результаты сравнительного анализа всех средств верификации конфигураций ПКС представлены в табл. 2.

Как видно из этой таблицы, VERMONT имеет наиболее выразительный язык спецификаций ПМП и довольно быстро строит модель ПКС. Однако некоторые системы верификации (VeriFlow [16], AP-Verifier [18]) превосходят VERMONT по эффективности модификации модели. Такой быстротой решения задачи модификации модели ПКС эти средства верификации обязаны в первую очередь особым формам представления пространства состояний пакетов. Множество заголовков пакетов $\boldsymbol{H}$ разбивается на классы эквивалентности: заголовки $\boldsymbol{h'}$ и $\boldsymbol{h''}$ считаются эквивалентными на конфигурации *Net*, если каждый коммутатор применяет одинаковые правила коммутации пакетов

Таблица 1

Результаты экспериментальной проверки системы верификации ПКС VERMONT

	FT(60)	FT(80)	FT(100)	SUN (mod)
Количество правил коммутации пакетов	36900	49300	61500	15484
Построение модели	2756 ms	3689 ms	4574 ms	4714 ms
Проверка Φ_1	0,4 ms	0,4 ms	0,4 ms	51 ms
Проверка Φ_2	30 ms	36 ms	32 ms	–
Проверка Φ_3	–	–	–	222 ms
Проверка Φ_4	–	–	–	316 ms
Модификация модели, Команда add, max	9 ms	168 ms	172 ms	426 ms
Модификация модели, Команда add, average	6 ms	6 ms	6 ms	67 ms
Модификация модели, Команда del, max	178 ms	174 ms	176 ms	307 ms
Модификация модели, Команда del, avarege	8 ms	9 ms	10 ms	99 ms

Таблица 2

Сравнительный анализ системы верификации ПКС VERMONT

Средство верификации	Построение модели, ms	Модификация и верификация модели, ms	Язык спецификаций
VERMONT	4700	700	FO^2[TC]
NetPlumber	37000	1000	CTL
VeriFlow	4000	100	Фиксированные свойства
AP Verifier	1000	1	Фиксированные свойства
FlowChecker	120000	350–67 000	CTL
Anteater	400000	???	Фиксированные свойства

с этими заголовками при поступлении их в один и тот же порт. Этот метод позволяет конструировать явные теоретико-графовые представления отношений одношаговой маршрутизации пакетов R_{Net}, но его можно использовать только в том случае, когда правила коммутации не изменяют заголовки пакетов. Кроме того, такое «сжатое» представление отношения R_{Net} позволяет проводить проверку лишь ограниченного набора простых требований ПМП. Система верификации VERMONT, напротив, способна работать с произвольными конфигурациями и проверять требования ПМП значительно более широкого диапазона.

Работа выполнена при финансовой поддержке РФФИ, проекты № 13-07-00669 и 15-01-05742.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. **McKeown N., Anderson T., Balakrishnan H., et al.** Openflow: Enabling Innovation in Campus Networks // SIGCOMM Computer Communication Review. 2008. Vol. 38. No. 2. Pp. 69–74.

2. OpenFlow Switch Specification. Version 1.4.0. [электронный ресурс] / URL: https://www.opennetworking.org (дата обращения 14.10.2013).

3. **Kim H., Feamster N.** Improving Network Management with Software Defined Networking // Communications Magazine. 2013. Pp. 114–119.

4. **Foster N., Harrison M., Freedman M.J., et al.** Frenetic: A Network Programming Language // Proc. of the 16th ACM SIGPLAN Internat. Conf. on Functional Programming. 2011. Pp. 279–291.

5. **Zheng Cai T., Cox A.L.** Maestro: A System for Scalable OpenFlow Control // Technical Report, TR10-08. Rice University, 2010.

6. **Voellmy A., Kim H., Feamster N.** Procera: A Language for High-Level Reactive Network Control // Proc. of the 1st Workshop on Hot Topics in Software Defined Networks. 2012. Pp. 43–48.

7. **Voellmy A., Hudak P.** Nettle – a Language for Configuring Routing Networks // Proc. of the IFIP TC 2 Working Conference on Domain-Specific Languages. 2009. Pp. 211–235.

8. **Al-Shaer E., Marrero W., El-Atawy A., El-Badawi K.** Network Configuration in a Box: Toward End-to-End Verification of Network Reachability and Security // Proc. of the 17th IEEE Internat. Conf. on Network Protocols. Princeton, New Jersey, USA, 2009.

9. **Canini M., Venzano D., et al.** A Nice Way to Test Openflow Applications // Proc. of the 9th USENIX Conf. on Networked Systems Design and Implementation. 2012.

10. **Kuzniar M., Perecini P., Canini M., et al.** A SOFT Way for OpenFlow Switch Interoperability Testing // Proc. of the 8th Internat. Conf. on Emerging Networking Experiments and Technologies. 2012. Pp. 265–276.

11. **Sethi D., Narayana S., Malik S.** Abstractions for Model Checking SDN Controllers. Formal Methods in Computer Aided Design. 2013.

12. **Ball T., Bjorner N., et al.** Defined Networks. VeriCon: Towards Verifying Controller Programs in Software Defined Networks // Proc. of the 35th ACM SIGPLAN Conf. on Programming Language Design and Implementation. 2014. Pp. 282–293.

13. **Al-Shaer E., Al-Haj S.** Flowchecker: Configuration Analysis and Verification of Federated Openflow Infrastructures // Proc. of the 3rd ACM Workshop on Assurable and Usable Security Configuration. 2010. Pp. 37–44.

14. **Kazemian P., Varghese G., McKeown N.** Header Space Analysis: Static Checking for Networks // Proc. of 9th USENIX Symp. on Networked Systems Design and Implementation. 2012.

15. **Mai H., Khurshid A., Agarwal R., et al.** Debugging of the Data Plane with Anteater // Proc. of the ACM SIGCOMM Conf. 2011, Pp. 290–301.

16. **Khurshid A., Zhou W., Caesar M., Godfrey P.B.** VeriFlow: Verifying Network-Wide Invariants in Real Time // Proc. of 1st Internat. Conf. Hot Topics in Software Defined Networking. 2012.

17. **Kazemian P., Chang M., Zeng H., et al.** Real Time Network Policy Checking Using Header Space Analysis // Proc. of USENIX Symp. on Networked Systems Design and Implementation. 2013.

18. **Yang H., Lam S.S.** Real-time Terification of Network Properties Using Atomic Predicates // Proc. of IEEE Internat. Conf. on Network Protocols. 2013.

19. **Захаров В.А., Смелянский Р.Л., Чемерицкий Е.В.** Формальная модель и задачи верификации программно-конфигурируемых сетей // Моделирование и анализ информационных систем. 2013. Т. 20. № 6. С. 33–48.

20. **Alechina N., Immerman N.** Reachability Logic: Efficient Fragment of Transitive Closure Logic // Logic Journal of IGPL. 2000. Vol. 8. No. 3. Pp. 325–337.

21. **Bryant R.E.** Graph-Based Algorithms for Boolean Function Manipulation // IEEE Transactions on Computers. 1986. Vol. C-35(8). Pp. 677–691.

22. **Altukhov V.S., Chemeritskiy E.V., Podymov V.V., Zakharov V.A.** A Runtime Verification System for Software Defined Networks // Proc. of the 2nd Internat. Conf. Tools & Methods of Program Analysis. Kostroma: KGTU, 2014. Pp. 19–28.

REFERENCES

1. **McKeown N., Anderson T., Balakrishnan H., et al.** Openflow: Enabling Innovation in Campus Networks, *SIGCOMM Computer Communication Review*, 2008, Vol. 38, No. 2, Pp. 69–74.

2. *OpenFlow Switch Specification. Version 1.4.0.* Available: https://www.opennetworking.org, (Accessed October 14, 2013).

3. **Kim H., Feamster N.** Improving Network Management with Software Defined Networking, *Communications Magazine*, 2013, Pp. 114–119.

4. **Foster N., Harrison M., Freedman M.J., et al.** Frenetic: A Network Programming Language, *Proceedings of the 16th ACM SIGPLAN International Conference on Functional Programming*, 2011,

Pp. 279–291.

5. **Zheng Cai T., Cox A. L.** Maestro: A System for Scalable OpenFlow Control. *Technical Report, TR10-08*, Rice University, 2010.

6. **Voellmy A., Kim H., Feamster N.** Procera: A Language for High-Level Reactive Network Control, *Proceedings of the 1st Workshop on Hot Topics in Software Defined Networks*, 2012, Pp. 43–48.

7. **Voellmy A., Hudak P.** Nettle – a Language for Configuring Routing Networks, *Proceedings of the IFIP TC 2 Working Conference on Domain-Specific Languages*, 2009, Pp. 211–235.

8. **Al-Shaer E., Marrero W., El-Atawy A., El-Badawi K.** Network Configuration in a Box: Toward End-to-End Verification of Network Reachability and Security, *Proceedings of the 17th IEEE International Conference on Network Protocols,* Princeton, New Jersey, USA, 2009.

9. **Canini M., Venzano D., et al.** A Nice Way to Test Openflow Applications, *Proceedings of the 9th USENIX Conference on Networked Systems Design and Implementation*, 2012.

10. **Kuzniar M., Perecini P., Canini M., et al.** A SOFT Way for OpenFlow Switch Interoperability Testing, *Proceedings of the 8th International Conference on Emerging Networking Experiments and Technologies*, 2012, Pp. 265–276.

11. **Sethi D., Narayana S., Malik S.** *Abstractions for Model Checking SDN Controllers. Formal Methods in Computer Aided Design*, 2013.

12. **Ball T., Bjorner N., et al.** Defined Networks. VeriCon: Towards Verifying Controller Programs in Software Defined Networks, *Proceedings of the 35th ACM SIGPLAN Conference on Programming Language Design and Implementation*, 2014, Pp. 282–293.

13. **Al-Shaer E., Al-Haj S.** Flowchecker: Configuration Analysis and Verification of Federated Openflow Infrastructures, *Proceedings of the 3rd ACM Workshop on Assurable and Usable Security Configuration*, 2010, Pp. 37–44.

14. **Kazemian P., Varghese G., McKeown N.** Header Space Analysis: Static Checking for Networks, *Proceedings of 9th USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation*, 2012.

15. **Mai H., Khurshid A., Agarwal R., et al.** Debugging of the Data Plane with Anteater, *Proceedings of the ACM SIGCOMM Conference*, 2011, Pp. 290–301.

16. **Khurshid A., Zhou W., Caesar M., Godfrey P.B.** VeriFlow: Verifying Network-Wide Invariants in Real Time, *Proceedings of 1st International Conference Hot Topics in Software Defined Networking*, 2012.

17. **Kazemian P., Chang M., Zeng H., et al.** Real time network policy checking using header space analysis, *Proceedings of USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation*, 2013.

18. **Yang H., Lam S.S.** Real-time Verification of Network Properties Using Atomic Predicates, *Proceedings of IEEE International Conference on Network Protocols*, 2013.

19. **Zakharov V.A., Smelyanskiy R.L., Chemeritskiy Ye.V.** Formalnaya model i zadachi verifikatsii programmno-konfiguriruyemykh setey [Formal model and verification tasks in software-configurable network], *Modelirovaniye i analiz informatsionnykh sistem*, 2013, Vol. 20, No. 6. Pp. 33–48. (rus)

20. **Alechina N., Immerman N.** Reachability logic: efficient fragment of transitive closure logic, *Logic Journal of IGPL*, 2000, Vol. 8, No. 3, Pp. 325–337.

21. **Bryant R.E.** Graph-Based Algorithms for Boolean Function Manipulation, *IEEE Transactions on Computers*, 1986, Vol. C-35(8), Pp. 677–691.

22. **Altukhov V.S., Chemeritskiy E.V., Podymov V.V., Zakharov V.A.** A Runtime Verification System for Software Defined Networks, *Proceedings of the 2nd International Conference: Tools & Methods of Program Analysis,* Kostroma: KGTU, 2014. Pp. 19–28.

ЗАХАРОВ Владимир Анатольевич – *профессор кафедры математической кибернетики Московского государственного университета имени М.В. Ломоносова, доктор физико-математических наук.*
119991, Россия, Москва, ГСП-1, ул. Ленинские Горы, д. 1.
E-mail: zakh@cs.msu.su

ZAKHAROV, Vladimir A. *Lomonosov Moscow State University.*
119991, GSP-1, Leninskie Gory, Moscow, Russia.
E-mail: zakh@cs.msu.su

АЛТУХОВ Виктор Сергеевич – *студент лаборатории вычислительных комплексов Московского государственного университета имени М.В. Ломоносова.*
119991, Россия, Москва, ГСП-1, ул. Ленинские Горы, д. 1.
E-mail: victoralt@lvk.cs.msu.su

ALTUKHOV, Viktor S. *Lomonosov Moscow State University.*
119991, GSP-1, Leninskie Gory, Moscow, Russia.
E-mail: victoralt@lvk.cs.msu.su

ПОДЫМОВ Владислав Васильевич – *младший научный сотрудник кафедры математической кибернетики Московского государственного университета имени М.В. Ломоносова.*
119991, Россия, Москва, ГСП-1, ул. Ленинские Горы, д. 1.
E-mail: valdus@yandex.ru

PODYMOV, Vladislav V. *Lomonosov Moscow State University.*
119991, GSP-1, Leninskie Gory, Moscow, Russia.
E-mail: valdus@yandex.ru

ЧЕМЕРИЦКИЙ Евгений Викторович – *ведущий программист Центра прикладных исследований компьютерных сетей.*
E-mail: tyz@lvk.cs.msu.su

CHEMERITSKIY, Eugene V. *Applied Research Center for Computer Networks.*
E-mail: tyz@lvk.cs.msu.su

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

УДК 004.9 DOI 10.5862/JCTCS.212.8

В.В. Брекелов, Е.А. Борисов, И.А. Барыгин

АВТОМАТИЗАЦИЯ ИНТЕГРАЦИОННОГО ТЕСТИРОВАНИЯ НА ПРИМЕРЕ МОДУЛЕЙ ОБМЕНА ДАННЫМИ ПО FIX-ПРОТОКОЛУ

V.V. Brekelov, E.A. Borisov, I.A. Barygin

INTEGRATION TESTING AUTOMATION: CASE STUDY OF FINANCIAL DATA EXCHANGE MODULES BASED ON FIX-PROTOCOL

В трейдинговых системах в качестве транспортного протокола наиболее распространенным является FIX-протокол. Ручное тестирование модулей, интегрирующих финансовые системы посредством FIX-протокола, – весьма трудоемкий процесс.

Рассмотрены автоматизация интеграционного тестирования упомянутых модулей, подход к написанию тестовой документации, возможные проблемы интегрируемых компаний и их решение, временная оценка выполняемых тестов и достигнутое покрытие функциональности тестовыми сценариями.

Созданы тестовая документация и автотесты с общей структурой, не только обеспечивающие быстрое тестирование, но и позволяющие быстро адаптироваться к новым финансовым системам или к новым требованиям.

FIX-ПРОТОКОЛ; АВТОМАТИЗАЦИЯ ТЕСТИРОВАНИЯ; ИНТЕГРАЦИОННОЕ ТЕСТИРОВАНИЕ; ТЕСТ-КЕЙС; ТРЕЙДИНГОВАЯ СИСТЕМА; БИРЖА.

The majority of modern trading systems use FIX-protocol as a transport protocol for data services. Manual testing of trading system integration modules responsible for FIX messaging is an overly laborious process. The paper describes a complex automated testing approach for this type of integration testing, which incorporates improvements to test the documentation structure, and tackles the problem of vendors diversity, as well as the resulting functional coverage and timing estimates of the tests. The major outcome of this work is a complete and unified auto tests set with associated documentation, which sufficiently accelerates testing procedures and allows fast incorporation of new vendors and fast adaptation to changes in existing specifications.

FIX-PROTOCOL TEST; AUTOMATION; INTEGRATION TESTING; TEST CASE; TRADING SYSTEM; EXCHANGE.

Современная трейдинговая система является сложным программным продуктом, предоставляющим участникам торгов различные сервисы. Такая система передает всю финансовую информацию брокерам (вендорам), используя FIX-протокол (Financial Information eXchange protocol – протокол обмена финансовой информацией), – протокол передачи данных, являющийся международным стандартом для обмена данными между участниками биржевых торгов в режиме реального времени. Протокол FIX поддерживается большинством крупнейших банков и электронными трейдинговыми системами, а также крупнейшими биржами мира [1].

Любое програмное обеспечение требует проверки качества. Для финансовых систем особенно критичной областью является передача информации о торговых заявках. В данной статье рассматривается решение ряда проблем интеграционного тестирования компонент системы, отвечающих за передачу и получение финансовой информации. Основные трудности заключаются в недостатках ручного тестирования (большое время выполнения, человеческий фактор, необходимость обучения персонала), а также в неполной тестовой документации. Для решения перечисленных выше задач использовался подход обобщения тегов относительно инструментов и вендоров. Его цель – одинаково структурировать и удобно поддерживать автотесты и документацию, а также оценивать покрытие тестами функциональной части компонент.

Для разработки автотестов использовался язык Groovy [3], служащий для написания функциональных тестов в проекте. Для хранения документации использовалась система Polarion [2], применяемая внутри всех проектов компании.

Особенности работы трейдинговой системы с FIX-протоколом. Рассматриваемая тестируемая система предполагает взаимодействие с 15 различными вендорами посредством обмена FIX-сообщениями. На рис. 1 изображено взаимодействие торгового приложения с биржами.

Для совершения сделки клиенту необходимо создать заявку на покупку или продажу выбранного финансового инструмента в системе. Эта заявка обрабатывается на стороне пользователя и посылается на сервер. Затем она пересылается FIX-модулям, которые используют FIX-протокол для кодирования информации, и, наконец, передается вендору. Последний, в свою очередь, обрабатывает полученное FIX-сообщение и отправляет ответ, в котором содержится информация о статусе ордера клиента.

Особенность использования рассматриваемого протокола брокерами и торговыми системами заключается в различных реализациях. Этот факт усложняет проверку качества при одинаковом подходе для каждого из вендоров. Именно по этой же причине нет единого программного обеспечения, которое применимо для автоматического тестирования компонент, использующих FIX-протокол.

FIX-сообщение. Формат передаваемого сообщения о заявке представляется в виде строчки, которая состоит из набора полей тег = значение. Поля разделяются ASCII кодом SOH — Start of Header (0x01). Например, при покупке опциона IBM отправляется следующее сообщение:

```
8=FIX.4.1|9=169|35=D|52=20140911-22:27:
34|34=403|56=test|49=test|11=2014091-
3000265043|167=OPT|55=IBM|201=1|202=190|
200=201410|205=18|38=10|54=1|77=O|
40=2|44=5.3|59=0|204=0|439=777|47=A|10=212
```

Объяснение некоторых тегов:

55(Symbol) = IBM – показывает по какому инструменту отправлен ордер;

167(SecurityType) = OPT – означает, что ордер отправлен по опциону;

44(Price) = 5.3 – указывает на цену, по которой был издан ордер.

В ответ клиент получает сообщение такого же формата.

Интеграционное тестирование. Интеграционное тестирование – это процесс проверки взаимодействия различных частей системы. В этом случае объектами тестирования являются не функции, непосредственно выполняемые отдельными компонентами (модульное тестирование), а любые вызовы, передачи контроля и качественные характеристики в происходящем между этими компонентами взаимодействии.

Стандартные подходы к интеграционному тестированию предполагают как проверки работы модулей с помощью заглушек и драйверов в изоляции от контекста всей системы, так и тестирование на полностью собранной системе. В контексте рассматриваемой задачи нас интересует функциональное взаимодействие интерфейсов клиента, сервера и FIX-компонент, происходящее при обработке ордеров в торговом приложении, полноценно функционирую-

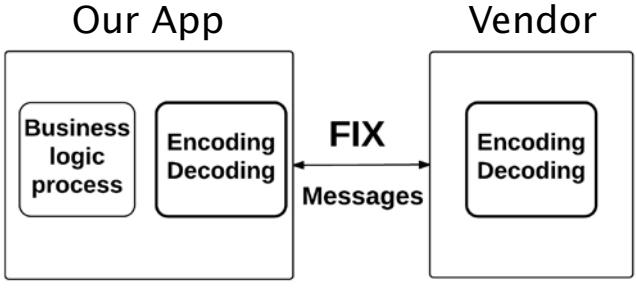

Рис. 1. Взаимодействие с вендорами

Рис. 2. Процесс ручного тестирования

щем в тестовой среде.

Ручное тестирование компонент обмена финансовой информацией. На рис. 2 показан цикл ручной проверки одного тега в сообщении о заявке. Инженеру по контролю качества необходимо сделать следующие шаги:

выполнить вход в трейдинговое приложение;

открыть систему Polarion для хранения тестовой документации;

отправить ордер согласно тест-кейсу;

подключиться к серверу по SSH, на котором запущены FIX-модули;

найти FIX-сообщения для отправленного ордера;

сравнить проверяемый тег с значением в тест-кейсе.

Тест-кейс – это набор действий с ожидаемым результатом, необходимый для проверки части функциональности приложения. Приведенный цикл необходимо проделывать для каждого тега тестируемого вендора.

Необходимо отметить, что тестирование FIX-модулей в рассматриваемом проекте проходит с использованием соединения к демо-платформе вендора, т. е. без использования эмуляций. Такой способ позволяет найти дефекты при изменениях на стороне интегрируемой финансовой организации, что как показывает практика, очень важно.

Проблемы. Использование ручного тестирования содержит ряд проблем.

Человеческий фактор. В ходе описанного выше рутинного процесса инженер может ошибиться, что влияет на качество тестирования.

Трудоемкость. Для проведения регрессионных тестов (данный тип тестов проводится в каждом цикле разработки приложения) для многих вендоров требуется большое количество времени, что задерживает выпуск продукта.

Обучение инженера. Тестируя данную область, необходимо знать бизнес-логику приложения, в т. ч. процесс взаимодействия с вендорами. Это несет дополнительные временные затраты.

Помимо недостатков ручного тестирования существуют сложности с тестовой документацией. Тестовая документация – это набор тест-кейсов, который проверяет функциональную область приложения.

В данном проекте были определены следующие проблемы:

частичное отсутствие тестовой документации (некоторые вендоры полностью недокументированны);

устаревшая информация (часто разработка под новые требования ведется быстрыми темпами, поэтому некоторые части документации не успевают обновиться);

неоптимальная структура (сложная поддержка актуальной тестовой документации связана с неправильным выбором ее структуры).

Автоматизация тестирования и документация. Поскольку функционирование FIX-компонент является критически важным условием при каждом выпуске торговой системы, разрабатываемой по итеративной методологии, и характер тестов для различных вендоров имеет идентичную структуру, эти тесты являются идеальными кандидатами для автоматизации.

Для выполнения данной задачи были рассмотрены существующие решения, такие как QuickFix [9], fiximulator [10], mini-FIX [11]. Но поскольку они предполагают дополнительные затраты на внедрение и адаптацию к реализациям FIX-протокола, а также не решают проблему структуризации тестовой документации, было принято решение раз-

работать автотесты, основываясь на внутреннем фреймворке компании, и подготовить общую структуру для документации.

Подход. Проанализировав все возможные сообщения для различных типов инструментов, а также для различных вендоров [6–8], эмпирическим путем были выведены наборы тегов и разделены на группы. На рис. 3 продемонстрировано выбранное разбиение.

Таким образом получилось выделить четыре группы тегов.

- Общие теги для различных инструментов. Например: 8(FixProtocol), 35(MsgType).
- Специфичные теги для каждого инструмента. Например: 202(MaturityMonth Year).
- Общие теги для различных вендоров. Например: 167(SecurityType).
- Специфичные теги для каждого вендора. Каждая интегрируемая финансовая система имеет свои особенности формата FIX-сообщений. Например, для некоторых необходимо отправлять тег 439(ClearingFirm).

Полученное разбиение использовано для формирования структуры автотестов и тестовой документации.

Автоматизация. Для автоматизации тестирования используется внутренняя разработка нашей компании [5], написанная на языке программирования Groovy [3]. Для управления запуском автотестов применяется TeamCity – серверное программное обеспечение для непрерывной интеграции [4].

Фреймворк имеет возможность «действовать» как обычный пользователь, т. е. позволяет использовать методы и классы клиентского приложения. Автотесты оперируют следующими основными объектами:

Order – объект приложения, содержащий информацию об ордере (используемом инструменте, состоянии ордера, аккаунте, цене и т. д.);

FixOrder – объект фреймворка, содержащий объект Order и ему соответствующие FIX-сообщения;

FixOrderService – объект фреймворка, сервис, отправляющий ордера, используя OrderService, читающий FIX-сообщения с использованием DelayedTailLog и формирующий FixOrder;

Validator – объект фреймворка, содержащий основные методы и DataProvider для тестов.

Структура классов автотестов для каждо-

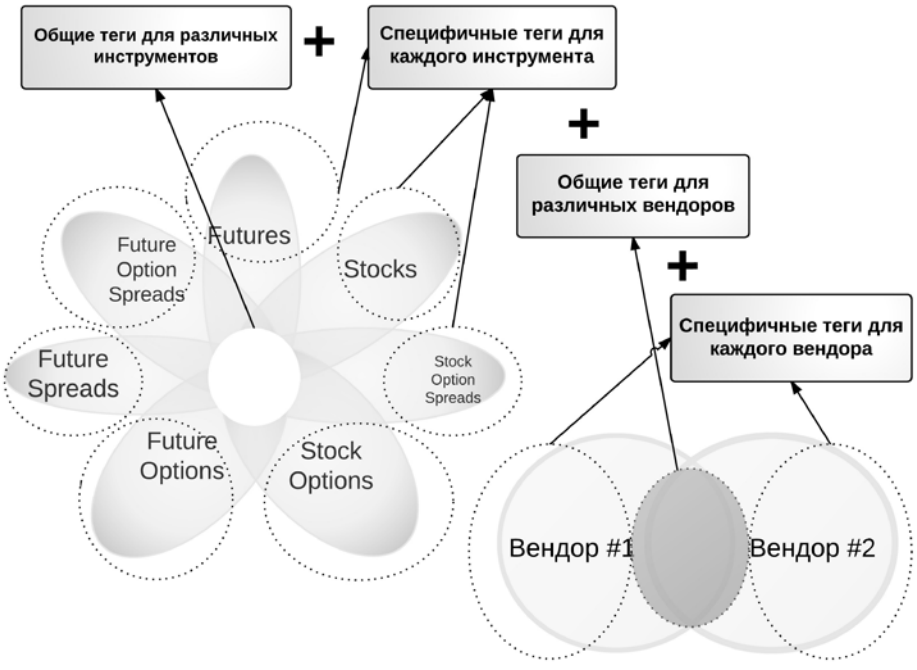

Рис. 3. Выбранное разбиение тегов

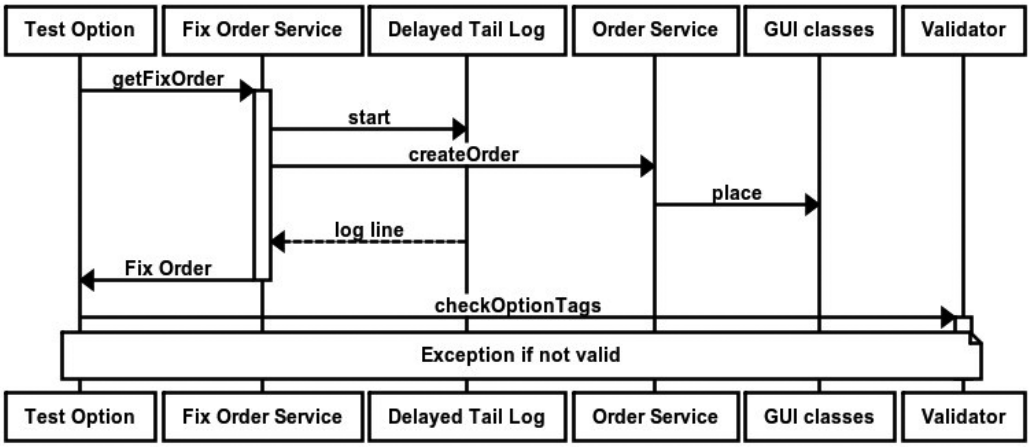

Рис. 4. Схема работы автотеста

го из вендоров соотносится с упомянутым разбиением тегов на группы. К примеру, для вендора, поддерживающего стоковые инструменты, классы автотестов хранятся в пакете <название вендора> и называются в соответствии с типом инструмента:

Common – общие и специфичные теги вендора;

Stock – тесты для стоковых инструментов;

Option – тесты для стоковых опционов;

OptionSpread – тесты для стоковых опционных спредов.

Схема работы автотеста для опционов представлена на рис. 4.

На рис. 5 приведен пример тест-кейса. В разделе Preconditions дана ссылка на общую тестовую процедуру, свойственную именно для проверки FIX-компонент. Input specifications состоит из входных данных: типов ордеров, которые необходимо создавать из клиентского приложения. Output specification содержит ожидаемые результаты теста: проверямые тэги с соответсвую-

Description

Test Items
FIX demoCITI: Ability for sending option order and receiving answer from vendor. Checking set of tags which is the same for all option type orders for CITI.
Preconditions
Use Test Procedure:
/polarion/#/project/TOS_CORE/wiki/FIX/FixTags Test Procedure

Input Specifications
1. Send call Option order, e.g. BUY +10 IBM 100 AUG 14 195 CALL @2.40 LMT
2. Send put Option order e.g. BUY +10 IBM 100 AUG 14 195 PUT @3.20 LMT

Output Specifications
1. Sent, first received with type execution **New**, second received with type execution **Fill** messages all contain:

- '201=1' (PutOrCall)
- '202=195' (StrikePrice)
- '55=IBM' (Symbol)
- '200=201408' (MaturityMonthYear)
- '205=16' (MaturityDay)

2. Sent, first received with type execution **New**, second received with type execution **Fill** messages all contain:

- '201=0' (PutOrCall)
- '202=195' (StrikePrice)
- '55=IBM' (Symbol)
- '200=201408' (MaturityMonthYear)
- '205=16' (MaturityDay)

Рис. 5. Пример тест-кейса

```
@DataProvider(name = «stockOptionCallOrPut»)
    public Object[][] stockOptionCallPut() {
        return [
                [FIX_CALL],
                [FIX_PUT],
        ]
    }
```

Листинг 1. Пример DataProvider

```
protected void checkOptionParameters(String symbol, double quantity) {
FixOrder fixOrder =
 getFixOrder(symbol: symbol, quantity: quantity, type: OrderType.LIMIT)
validator.checkOptionTags(fixOrder)
 }
```

Листинг 2. Пример тестового метода

```
public void checkOptionTags(FixOrder fixOrder) {
String symbol = fixOrder.order.symbol
fixOrder.checkSentAndReceivedTags([
(FixTag.PUT_OR_CALL):   [routingInfo.getSentPutOrCall(symbol),   routingInfo.
getReceivedPutOrCall(symbol)],
(FixTag.STRIKE_PRICE): [routingInfo.getSentConvertedStrike(symbol), routing-
Info.getReceivedConvertedStrike(symbol)],
(FixTag.SYMBOL): routingInfo.getConvertedSymbol(symbol),
(FixTag.MATURITY_MONTH_YEAR):  [routingInfo.getSentMaturityMonthYear(symbol),
routingInfo.getReceivedMaturityMonthYear(symbol)],
(FixTag.MATURITY_DAY):
[routingInfo.getSentMaturityDay(symbol), routingInfo.getReceivedMaturityDay(s
ymbol)],
        ])
    }
```

Листинг 3. Пример внутреннего тестового метода

щими значениями.

Для тестового сценария представлена часть программного кода, исполняющая действия тестовой процедуры (листинг 1).

В части с аннотацией @DataProvider содержатся данные из Input Specifications. Переменная FIX_CALL соответствует инструменту Stock call Option, FIX_PUT – Stock Put Option.

Тест имеет аннотацию @Test и ссылку на тест-кейс в системе Polarion. В тесте вызывается метод checkOptionParameters (листинг 2).

Метод checkOptionTags проверяет ожидаемые значения тегов из Output specification (Листинг 3).

Результаты работы теста представляются с помощью библиотеки TestNG (рис. 6).

Документация. Для хранения тестовой документации используется система Polarion [2]. Она содержит удобный инструментарий для инженера по качеству. Так, например, для процедуры, описывающей одинаковые шаги, необходимые для выполнения тестирования каждого из сценариев (см. рис. 2), была создана отдельная wiki-страница. Сам тест-кейс содержит ссылку на эту страницу. Это позволяет минимизировать текст каждого из тестовых сценариев, оставляя только входные и выходные параметры. Входными параметрами являются типы ордеров, влияющие на значения тегов, что соотносится с DataProvider, используемым в автотестах. Выходными параметрами являются строч-

Single Class

Test duration: 106,990s

Passed Tests		
tests.tos.feature.fix.nknight.Common		
TOSCore-5575 - FIX - NKNIGHT - Clearing Firm	2,257s	*Test method:* `clearingFirm ( PENSON, "234" )`
TOSCore-5575 - FIX - NKNIGHT - Clearing Firm	1,392s	*Test method:* `clearingFirm ( TDA, "188" )`
TOSCore-5575 - FIX - NKNIGHT - Clearing Firm	1,448s	*Test method:* `clearingFirm ( TDW, "615" )`
TOSCore-5573 - FIX - NKNIGHT - Heartbeat to demoNKNIGHT	51,254s	
TOSCore-5574 - FIX - NKNIGHT - Security type	1,381s	*Test method:* `securityType ( "AAPL", 100.0, {}, "CS" )`
TOSCore-5574 - FIX - NKNIGHT - Security type	1,358s	*Test method:* `securityType ( ".AAPL140920C102", 10.0, {}, "OPT" )`
TOSCore-5574 - FIX - NKNIGHT - Security type	1,368s	*Test method:* `securityType ( ".AAPL140920P102", 10.0, {spread=VERTICAL}, "MLEG" )`
tests.tos.feature.fix.nknight.Stock		
TOSCore-5576 - FIX - NKNIGHT - Stock - Constant tags	1,354s	
TOSCore-5581 - FIX - NKNIGHT - Stock - Execution Id	1,391s	
TOSCore-5579 - FIX - NKNIGHT - Stock - Buy and sell orders	1,371s	*Test method:* `side ( 0, -100.0, "5" )`
TOSCore-5579 - FIX - NKNIGHT - Stock - Buy and sell orders	1,669s	*Test method:* `side ( -100.0, 100.0, "1" )`
TOSCore-5579 - FIX - NKNIGHT - Stock - Buy and sell orders	1,382s	*Test method:* `side ( 0, 100.0, "1" )`
TOSCore-5579 - FIX - NKNIGHT - Stock - Buy and sell orders	1,448s	*Test method:* `side ( 100.0, -100.0, "2" )`
TOSCore-5580 - FIX - NKNIGHT - Stock - Symbol	1,365s	
TOSCore-5578 - FIX - NKNIGHT - Stock - Different TIF's	1,525s	*Test method:* `timeInForce ( DAY, "0" )`
TOSCore-5578 - FIX - NKNIGHT - Stock - Different TIF's	1,352s	*Test method:* `timeInForce ( GTC, "1" )`
TOSCore-5577 - FIX - NKNIGHT - Stock - Different order types	1,339s	*Test method:* `type ( MARKET, "1" )`
TOSCore-5577 - FIX - NKNIGHT - Stock - Different order types	1,529s	*Test method:* `type ( LIMIT, "2" )`

Рис. 6. Пример результата работы теста

ки тег=<ожидаемое значение>, что соотносится с кодом автотестов: с параметрами в исполняемых методах.

При реструктуризации и написании новых тест-кейсов была выбрана общая форма названий, которая имеет вид <Тестируемый вендор> - <Проверяемый тип инструмента> - <Проверяемая группа тегов>. Это позволяет быстрее ориентироваться в тестовой документации, что удобно при возникновении изменений согласно новым требованиям заказчика. Необходимо отметить, что названия соотносятся с автотестами – каждый автотест содержит его в описании (рис. 5).

Чтобы восстановить тестовую документацию по каждому из FIX-компонент, отвечающему за взаимодействие с одной финансовой организацией, было необходимо «зафиксировать состояние» приложения и методом отправки различных типов ордеров и получения на них ответов от вендора, а также взаимодействием с представителями вендоров составить список возможных тегов для каждого из сценариев.

Результаты. Основные преимущества использования разработанного инструмента:

расширяемость набора автоматических тестов с точки зрения как добавления новых тегов и усложнения логики сценариев, так и интеграции с новыми вендорами, что весьма важно при работе с изменяющимися требованиями от заказчика;

в отличие от ручного тестирования появилась возможность перебора большого количества комбинаций тегов;

реализация запуска автоматических тестов с использованием системы постоянной интеграции TeamCity [4] позволяет проводить процедуру регрессионного тестирования по заданному заранее расписанию, хранить статистику и снизить нагрузку на инженера по качеству.

Инструмент имеет следующие количественные показатели результатов работы для проекта с 15 вендорами:

новая процедура тестирования в 48 раз быстрее среднего времени аналогичного ручного тестирования, проводится в течение часа;

общий объем обновленной документации составляет 298 тест-кейсов, каждый из которых включает в себя перебор различных торговых инструментов и их производных и имеет один соответствующий автоматический тест.

Использование разработанного инструмента интеграционного тестирования FIX-компонент в повседневной работе отдела тестирования показало правильность пред-

посылок для его создания.

Время обучения сотрудников работе с инструментом сравнительно невелико, поскольку процедура запуска тестов интуитивна и не требует глубокого знания механизмов его работы.

Расширяемость инструмента и ожидаемое постоянство использования трейдинговой системой протоколов FIX позволяют судить о долгосрочности характера его применения, а точное знание области покрытия тестов дает возможность лучше оценивать риски при составлении тест-планов новых релизов системы.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Информация про FIX-протокол [электронный ресурс] / URL: https://ru.wikipedia.org/wiki/Financial_Information_eXchange (дата обращения 02.09.2014).

2. Система Polarion [электронный ресурс] / URL: https://www.polarion.com/ (дата обращения 02.09.2014).

3. Язык программирования Groovy [электронный ресурс] / URL: http://groovy.codehaus.org/ (дата обращения 02.09.2014).

4. TeamCity [электронный ресурс] / URL: https://ru.wikipedia.org/wiki/TeamCity (дата обращения 02.09.2014).

5. Devexperts [электронный ресурс] / URL: http://www.devexperts.com/ (дата обращения 02.09.2014).

6. Darren DeMarco Exploiting Financial Information Exchange (FIX) Protocol? [электронный ресурс] / URL: http://pen-testing.sans.org/resources/papers/gcih/exploiting-financial-information-exchange-fix-protocol-126181 (дата обращения 02.09.2014).

7. Спецификация FIX-протокола от компании Devexperts [электронный ресурс] / URL: http://ftp.micex.com/pub/support/FIX/old/fixgate-protocol.pdf (дата обращения 02.09.2014).

8. Спецификация FIX-протокола от London Stock Exchange [электронный ресурс] / URL: http://www.londonstockexchange.com/products-and-services/millennium-exchange/millennium-exchange-migration/mit202issuev11-1new.pdf (дата обращения 02.09.2014).

9. QuickFix [электронный ресурс] / URL: http://www.quickfixengine.org/ (дата обращения 02.09.2014).

10. FixImulator [электронный ресурс] / URL: https://code.google.com/p/fiximulator/ (дата обращения 02.09.2014).

11. Mini-FIX [электронный ресурс] / URL: http://elato.se/minifix/ (дата обращения 02.09.2014).

REFERENCES

1. *FIX-protokol information*. Available: https://ru.wikipedia.org/wiki/Financial_Information_eXchange (Accessed 02.09.2014).

2. *Polarion system*. Available: https://www.polarion.com/ (Accessed 02.09.2014).

3. *Groovy*. Available: http://groovy.codehaus.org/ (Accessed 02.09.2014).

4. *TeamCity*. Available: https://ru.wikipedia.org/wiki/TeamCity (Accessed 02.09.2014).

5. *Devexperts company*. Available: http://www.devexperts.com/ (Accessed 02.09.2014).

6. *Darren DeMarco Exploiting Financial Information Exchange (FIX) Protocol?* Available: http://pen-testing.sans.org/resources/papers/gcih/exploiting-financial-information-exchange-fix-protocol-126181 (Accessed 02.09.2014).

7. *FIX-protokol specification from Devexperts*. Available: http://ftp.micex.com/pub/support/FIX/old/fixgate-protocol.pdf (Accessed 02.09.2014).

8. *FIX-protokol specification from London Stock Exchange*. Available: http://www.londonstockexchange.com/products-and-services/millennium-exchange/millennium-exchange-migration/mit202issuev11-1new.pdf (Accessed 02.09.2014).

9. *QuickFix*. Available: http://www.quickfixengine.org/ (Accessed 02.09.2014).

10. *FixImulator*. Available: https://code.google.com/p/fiximulator/ (Accessed 02.09.2014).

11. *Mini-FIX*. Available: http://elato.se/minifix/ (Accessed 02.09.2014).

БРЕКЕЛОВ Всеволод Владимирович — *аспирант кафедры математической теории игр и статистических решений факультета прикладной математики процессов управления Санкт-Петербургского государственного университета.*

199034, Россия, Санкт-Петербург, Университетская наб., д. 7-9.

E-mail: vsevolod.brekelov@gmail.com

BREKELOV, Vsevolod V. *St. Petersburg State University.*
199034, Universitetskaya emb. 7-9, St. Petersburg, Russia.
E-mail: vsevolod.brekelov@gmail.com

БОРИСОВ Егор Александрович – *инженер по контролю качества ООО «Эксперт Система».*
197110, Россия, Санкт-Петербург, ул. Барочная, д. 10.
E-mail: borisov@devexperts.com

BORISOV, Egor A. *Devexperts LLC.*
197110, Barochnaya Str. 10, St. Petersburg, Russia.
E-mail: borisov@devexperts.com

БАРЫГИН Илья Алексеевич – *руководитель группы ООО «Эксперт-Система», кандидат физико-математических наук.*
197110, Россия, Санкт-Петербург, ул. Барочная, д. 10.
E-mail: ibarygin@devexperts.com

BARYGIN, Ilya A. *Devexperts LLC.*
197110, Barochnaya Str. 10, St. Petersburg, Russia.
E-mail: ibarygin@devexperts.com

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

41st International IT Capacity and Performance Conference
November 2-5, 2015

Call for Papers

The Computer Measurement Group (CMG) calls for *papers and presentations* for the *41st* International Conference to be held in San Antonio Texas, November 2-5, 2015.

For over 40 years, CMG has been and continues to be the source for vendor agnostic expert advice and information for IT professionals dedicated to managing the capacity, performance and cost of computing systems across the enterprise. The 2015 CMG conference will cover a wide range of topics across all computing platforms including but not limited to, mainframes, server computing systems, operating systems, networks, storage, Cloud computing and mobile devices.

Performance and Capacity 2015 by CMG Subject Areas will include the following:

Subject Areas	Related topics
Server Computing	Windows, UNIX & Linux hardware & operating systems.
Cloud & Mobile	Android, iOS, Windows mobile, hand held devices and operating systems, wearable technology, Cloud, Social, Privacy, Big Data
Virtualization	VMware, HyperV, PowerVM, Linux on z etc.
z/OS	Capacity and Performance topics related to IBM mainframe systems, and related networking, storage and backup, and applications.
Network Capacity and Performance	LAN, WAN, Internet, wireless networking, capacity and performance monitoring, forecasting analysis and reporting.
Storage	Managing, capacity reporting, performance analysis and prediction for storage on servers, SAN and Cloud including backup.
IT Service Management	Capacity and Performance as a managed ITIL process. Value creation though effective management of IT performance and capacity and cost across the enterprise.
Application Performance Management & SPE	Application performance testing and modeling, web performance, workload optimization, Software Performance Engineering (SPE).
Analysis and Reporting of Capacity & Performance Data	Collecting, analyzing and reporting of capacity and performance data, techniques for effectively presenting data including data visualization and reporting.
Organizational & Cultural	Industry trends impacting capacity and performance management, cultural and organization impacts, career management and information for capacity and performance professionals.

CMG welcomes a wide range of both formal papers and slide presentations related to measuring, monitoring, predicting, diagnosing, and reporting the capacity, performance and cost of computing systems, and related technologies and trends. Presentations of case studies, techniques, user experiences, explanations of how the underlying technologies function and the impact on managing the capacity, performance, and cost are encouraged.

Authors who request formal peer review and seek publication of their papers will have their submissions reviewed via the CMG traditional peer-review and acceptance process. Authors and contributors who wish to make presentations and do not require peer review and publication are also welcomed. To accommodate both types of authors, CMG will be making a few changes to the paper and presentation process.

Assigned Subject Area Chairs (SACs) will be soliciting papers and presentations from known authors and subject matter experts and will review all abstracts submitted during the initial submittal period. All authors, whether solicited or not, must submit an abstract through the online process (EDAS) for inclusion in the CMG 2015 program planning. Some papers and presentations will be selected for inclusion based on the abstract and authors will be contacted by the SAC to request a complete submission. Authors and contributors may request a mentor or one may be assigned one to assist with creation and editing of the submission. Editorial assistance is provided for all accepted papers and presentations.

Important Presentation Submission Dates

Abstract Due (Required)	May 18, 2015
Papers for Peer Review Due	May 25, 2015
Refereed Paper Review and Mentor Assistance Period	June 1 – August 3, 2015
All Papers and Presentations Due	August 3, 2015
Conference Agenda Complete	August 7-8, 2015
Scheduling Notices to Authors and Contributors	August 10, 2015
Editorial Review Period	Aug. 17 – Sept. 14, 2015
Final Publication Ready Copy Due	September 14, 2015
Presentation Slides Due *(with speaker notes)*	October 5, 2015

Please note: The *Paper Abstract Due* date is the deadline to submit an abstract of your paper or presentation. The *Papers for Peer Review Due* date is the deadline for submission to the formal peer review process. Once a paper is accepted and edited, the final version is due on the *Final Publication Ready Copy Due* date. This is also the date when the paper must have all updates, corrections or modifications approved and be ready for publication in the *CMG Proceedings* and the *CMG license to publish* must be completed.

CMG will also consider papers on topics and technologies that become available later in the year. Such papers will be considered for acceptance on a case-by-case basis by the Program Committee.

CMG uses the paper submission system called EDAS (www.edas.info). Instructions for using EDAS can be found under the conference section of the CMG web page: http://www.cmg.org

Please direct all inquiries to:
Elisabeth Stahl, 2015 Program Chair – cmgpc@cmg.org

Computer Measurement Group, Inc.
151 Fries Mill Road, Suite 104
Turnersville, New Jersey 08012
Phone: 856-401-1700
Fax: 856-401-1708

Ministry of education and science of the Russian Federation
National Simulation Society
Saint Petersburg State Polytechnic University
Journal "Computer Tools in Education"
Group of TRANSAS Companies
EuroSim European Association

International Scientific and Technical Conference

Computer Modeling and Simulation - 2015 (COMOD-2015)

July 1-3, 2015
Saint Petersburg

Committees

General Chair: Prof. A.I. Rudskoy, corr. member of the RAS (St. Petersburg).
Co-chairmen: Prof. F. Breitenecker (Austria); Prof. Yu.B. Senichenkov (St. Petersburg).
Program Committee: Prof. A. Grebennikov (Mexico); Prof. E.A. Novikov (Krasnoyarsk); Prof. Yu.B. Kolesov (St. Petersburg); Prof. N.A. Tseligorov (Rostov-on-Don); Prof. Yu.V. Shornikov (Novosibirsk).

About the Conference

International Scientific and Technical Conference on Computer Modeling COMOD-2015 addresses all aspects of scientific research, industrial design and education into complex mathematical models and modern technology required for development, research and visualization of complex natural, technical and industrial systems. It covers modern media of visual simulation, EMC, mathematical modeling in electrical engineering, electric power industry and complex dynamical systems, new methods and simulation software. Persons who involved in innovative industrial design are particularly encouraged to submit papers and share their experience to foster the feedback from design to research.

Participants can choose the preferred working language – English or Russian. Sections in English and Russian will work independently, and one can listen to the reports of the parallel sections. Proceedings of the conference will consist of two parts and include reports of both national and international sections.

Sections of the International and National Parts of the Conference

1. Mathematical and numerical modeling.
2. Development and application of visual modeling environment of complex dynamic systems.
3. Modeling in electrical engineering and electric power industry.
4. Computer tools in education.
5. Projects of young scientists.

Sections of the National Part of the Conference

6. Author's presentation of new books.
7. Author's presentation of software systems.
8. Information about the planned and completed theses.
9. Author's lectures about the software products.

Important Dates

May 1, 2015 – deadline for the final version of the paper submission.
May 15, 2015 – deadline for the author notification that his paper is accepted.

Contact Information

Address: a.118 of Main Building, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
Paper submission: Yu.B.Senichenkov, E.A.Slok cm_org@dcn.icc.spbstu.ru
Paper submission system: https://easychair.org/conferences/?conf=comod2015
Rules: http://www.spbstu.ru/conference/2015/COMOD_2015_info_engl.doc
Conference website: http://dcn.icc.spbstu.ru/index.php?id=354&L=vqjirmkksy

Обзор международных конференций

UDC 004=111 DOI 10.5862/JCTCS.212.9

V.V. Efimov, S.V. Mescheryakov, D.A. Shchemelinin

INTERNATIONAL CONGRESS ON ULTRA MODERN TELECOMMUNICATIONS AND CONTROL SYSTEMS

В.В. Ефимов, С.В. Мещеряков, Д.А. Щемелинин

МЕЖДУНАРОДНЫЙ КОНГРЕСС ПО УЛЬТРАСОВРЕМЕННЫМ ТЕЛЕКОММУНИКАЦИЯМ И СИСТЕМАМ УПРАВЛЕНИЯ

This paper is a summary of the 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems (ICUMT) [1]. ICUMT series of the annual conference has been indexed in Elsevier's Scopus [2], the largest citation database of peer-reviewed scientific publications in the world. ICUMT abstracts and proceedings are published in the IEEE Xplore Digital Library [3] though PDF versions of the author's papers and even the Internet access to Scopus web site are not free. This paper presents a brief description of the most relevant presentations of keynote speakers to ICUMT-2014.

TELECOMMUNICATIONS; NETWORKING; AUTOMATED CONTROL SYSTEMS; PERFORMANCE; CAPACITY; CLOUD COMPUTING.

Представлен обзор VI международного конгресса по ультрасовременным телекоммуникациям и системам управления (ICUMT) [1]. Серия ежегодных конференций ICUMT индексируется в Elsevier's Scopus [2], крупнейшей в мире базе данных цитирования рецензируемых научных изданий. Аннотации и тезисы докладов ICUMT публикуются в электронной библиотеке IEEE Xplore [3], однако PDF версии авторских работ и даже Интернет-сайт Scopus не находятся в свободном доступе. В данной статье кратко описаны наиболее значимые презентации основных докладчиков ICUMT в 2014 году.

ТЕЛЕКОММУНИКАЦИИ; СЕТИ; АВТОМАТИЧЕСКИЕ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ; ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТЬ; ЗАГРУЖЕННОСТЬ; ОБЛАЧНЫЕ ВЫЧИСЛЕНИЯ.

Highlights. The announcement of the ICUMT-2014 was published in the St. Petersburg State Polytechnic University Journal [4]. St. Petersburg in Russia was the city hosting the event on October 6-8, 2014. Technical organization and financial sponsorship were supported by St. Petersburg State University of Telecommunications; St. Petersburg State Polytechnic University; the Institute of Informatics Problems, Russian Academy of Sciences (RAS); the Peoples' Friendship University, Russia; Tampere University of Technology, Finland; the Institute of Electrical and Electronics Engineers (IEEE), not-for-profit world communications society, Russian Northwest region 8; Russian Institute of Radio Engineering and Electronics of RAS (Popov Society); Finnish-Russian University Cooperation in Telecommunications (FRUCT).

The papers and presentation slides are submitted using Editor's Assistant (EDAS) as web-based conference and journal management system [5]. The content of each paper is peer-reviewed carefully by at least 2 referees with 40 % acceptance ratio of approved papers.

Final technical program with more than 50 presentations to ICUMT-2014 is also generated in EDAS [6].

ICUMT-2014 event attracted over 150 registered attendees geographically from all over the world. In addition to regular sessions, the round tables on selected topics, the workshops and exhibitions from ICUMT sponsors are organized. The keynote speakers, the most interesting presentations and relevant for IT companies papers are briefly described below; the others are summarized in the conclusion.

Keynote Presentations. Presentations of ICUMT keynote speakers are not followed up with a printed thesis and, thus, are not included into conference proceedings. In 2014, the keynote speeches are presented by Prof. Antonio Bicchi, University of Pisa, Italy [7], and Dr. Oleg Gusikhin, Ford Research & Advanced Engineering, USA [8].

The first talk with Prof. A. Bicchi is dedicated to the theory of automated control systems in common, and the understanding of feedback systems in particular. A combination of effective solutions and powerful analytical tools, coming from the studies in the neurosciences, resulted a substantial improvement of the convergence and, therefore, a better quality of regulating process. Few case-studies with the examples of how this technological process is working, specifically in robotics, are demonstrated.

The second special session with Dr. Oleg Gusikhin is about Ford vehicle smart devices and wireless communication links. Vehicle connectivity is a dynamic and rapidly growing area of research and development with many challenges and opportunities. In many countries, the car connectivity requirements became mandatory to increase transportation safety.

Ford Motor Company technologies combine almost all kinds of two-way data communication services between a vehicle and an outside world, including other vehicles, mobile devices, the infrastructure and the Internet cloud (Fig. 1):

1. Direct short radio communication (DSRC) with the road infrastructure objects and other vehicles (navigation, traffic, safety warnings and alerts, etc.).

2. Wide area wireless embedded modem (GPS/GLONASS positioning, remote control, start/stop, lock/unlock, emergency assistance, other sync services).

3. Built-in or plug-in devices, either Bluetooth or WiFi, used for vehicle tracking, remote diagnostics, hands-free calls, voice commands, vehicle data statistics and analytics, vehicle health and other reporting (OpenXC, OBDII).

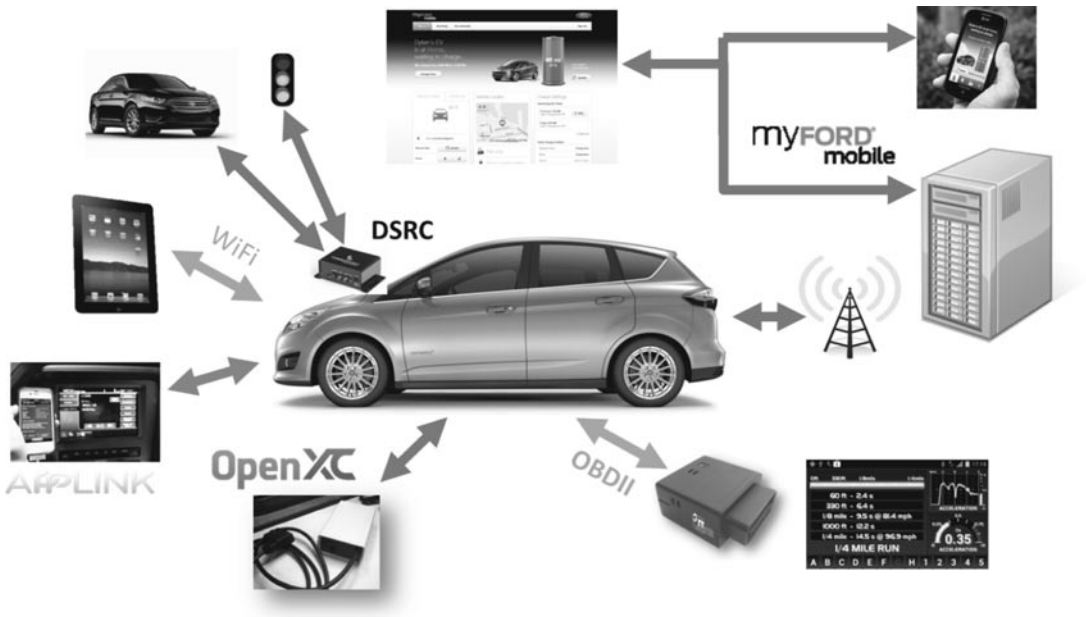

Fig. 1. Ford Connectivity Solutions

4. Integration with mobile devices and smartphones, the Internet networking using Ford custom cloud-based mobile applications, push notifications to drivers.

Some features, such as DSRC, require financial investments in road infrastructure, but the technologies in connecting vehicles are tending towards brought-in communication devices and services, which are compatible with any car at any place.

Adaptive Control of Cloud Computing Resources in the Internet Telecommunication Multiservice System. This topic is submitted by the authors of this paper [9]. Zabbix, the enterprise-class monitoring system [10], is effectively used for a new purpose of adaptive control system, which allows detecting the anomalies, such as capacity or performance degradation, before real impact. The benefits of new approach are shown in 2 real-world examples:

1. Java memory leak, a well-known worldwide chronic problem of Java-based web applications, also described in [11], can be predicted in advance if analyze the historical trends in Zabbix monitoring database. Once critical degradation of Java free memory is detected, the predefined auto-remediation procedure is initiated to safely restart JBoss service on affected server as shown in Fig. 2.

2. Capacity management in a multi-host distributed cloud infrastructure is of big effort and importance. In case of email-to-fax service, the user's workload is rather specific having periodic spikes, which are hard to predict. New calculated metric is proposed to detect the fast growing trend just at the beginning of a fax queue spike. Early detection of the anomaly gives enough time to automatically allocate additional computing resources from standby server pool and meet SLA agreement for fax processing. The reliability of this approach is evaluated for the case of 2 fax server pools, active and standby, using the expression (1). As a result, the overall estimated server capacity and corresponding expenses are reduced to 25 % of actual.

$$R_S = \sum_{i=1}^{n} \left(1 - \prod_{j=1}^{m_j} (p_{ij} / 2) \right) / n, \qquad (1)$$

where R_S is the reliability of entire system; p_{ij} is the probability of a failure or an overload of one server in pool; n is the number of pool layers; m_i is the amount of servers in the i-th pool.

First Large TV White Spaces Trial in South Africa: A Brief Overview. The authors of this paper are the members of Council for Scientific and Industrial Research (CSIR), Pretoria, South Africa; TENET Telecommunication Company, Cape Town, South Africa; and Google Company, USA [12].

Lack of affordable remote access to the Internet from far villages and shanty towns in urban areas around South Africa sustains what is often called "digital divide", hindering provision of basic services and the local economic growth. The authors tried new technology of TV white spaces (TVWS) and the

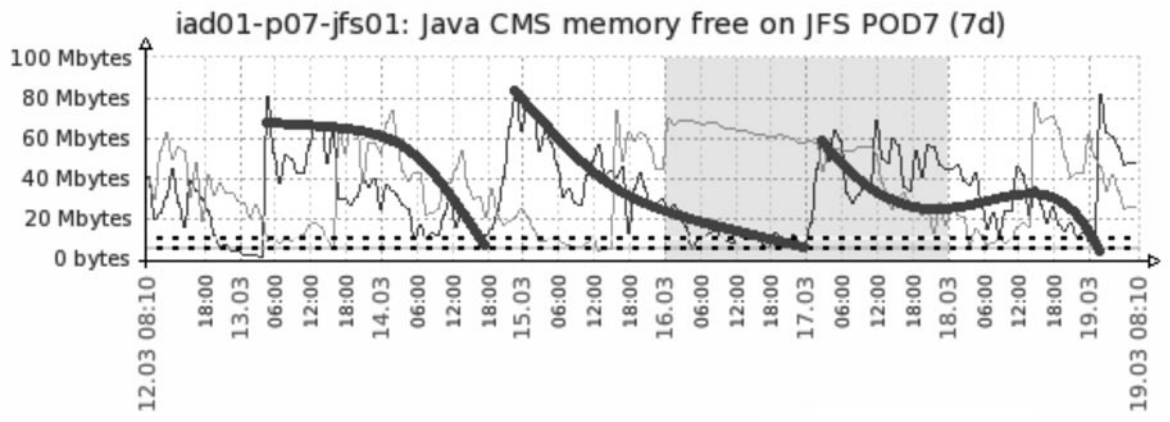

Fig. 2. Critical Degradation of Java Virtual Memory

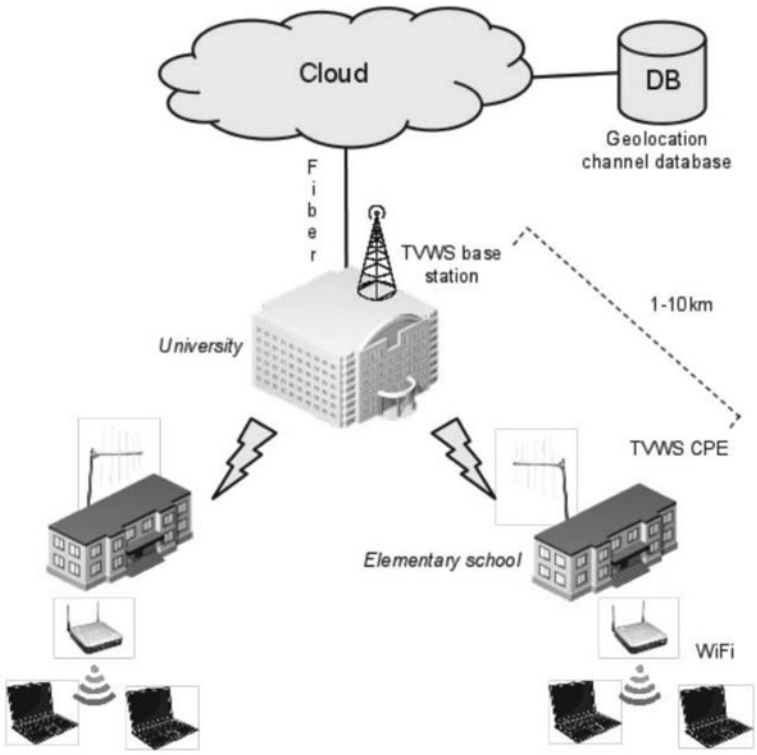

Fig. 3. Connecting Schools and Clinics Using TVWS in the Limpopo

white space devices (WSD), which are designed to co-use the frequency spectrum allocated to TV broadcasting, in the Limpopo (Fig. 3).

TVWS base station, which is connected to the Internet with a fiber-based backbone and is controlled by a geographical location database, is linked over TVWS to the terminals at schools, clinics, and other customer premises equipment

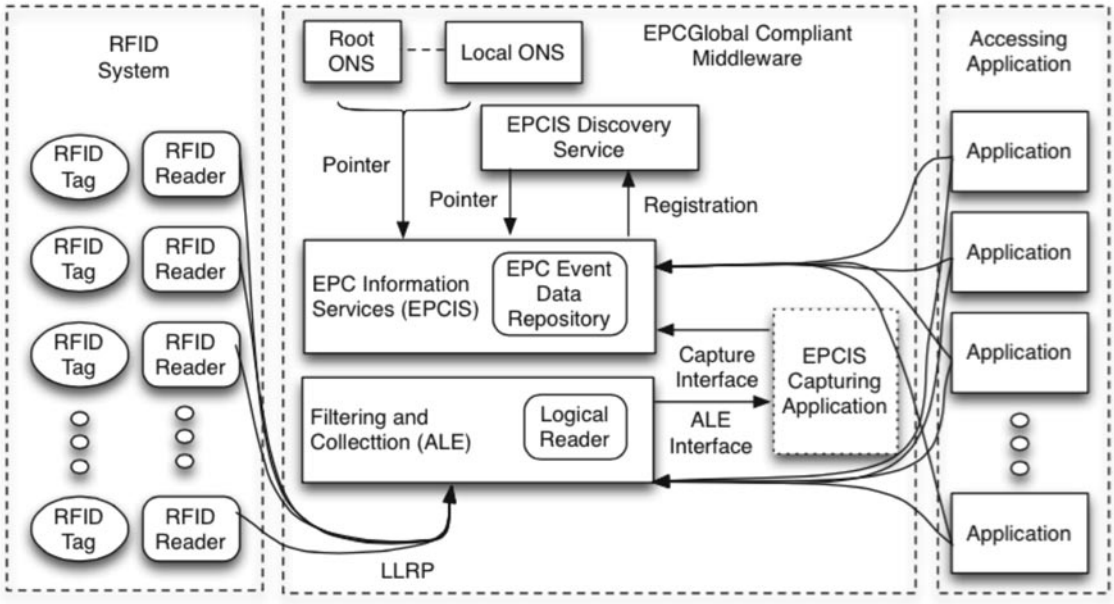

Fig. 4. IoT Architecture with Hardware, Middleware and Application Parts

(CPE). The Internet is then further shared to the end users via local WiFi access points. The details of this approach are described in [13].

Using TVWS technology, the high-speed Internet access is also provided to several elementary schools in Cape Town. The authors successfully verified that the White Spaces can be used causing no interference to TV receivers. The result of this research would be a motivator for defining a regulation allowing the secondary band usage for the Internet access from all far areas of South Africa.

Internet of Things Scalability: Analyzing the Bottlenecks and Proposing Alternatives. The challenges of the Internet of Things (IoT), new revolution in the Internet supporting a yet more strong connection between objects and humans, are analyzed by graduates from Brazil University [14]. The proposed IoT architecture, consisting of hardware, middleware and application parts, is shown in Fig. 4.

Middleware layer collects the Electronic Product Codes (EPC) from Radio Frequency Identification (RFID) sensors in real time and provides the interface for web applications to access this data. That is why the middleware scalability is a key requirement for IoT growth. The authors introduced a benchmark to measure the most common IoT middleware – Fosstrak. As a result, some bottlenecks and limitations are found, for example 200 simultaneous HTTP requests as maximum.

New ideas on redesign of the IoT middleware and the directions to solve scalability problems are proposed, including but not limited to non-relational database repository, web services decomposition and module structure, multithread programming and parallel processing, cloud virtualization and the templates for virtual machines.

Synergetic Approach to Quadrotor Helicopter Control with Attractor-Repeller Strategy of Nondeterministic Obstacles Avoidance. A novel analytical procedure for the coordinating vector control of an unmanned aerial vehicle (UAV), such as quadrocopter, is introduced by the scientists of the Southern Federal University, Russia, and partially supported by Russian Foundation for Basic Research grants [15].

Synergetic control theory is based on full non-linear models of motion, probabilistic fuzzy logic and artificial neural networks [16], which require heavy calculations and, therefore, cannot be implemented onboard of an UAV. When using the proposed "attractor-repeller" strategy, the algorithm of vector control is simplified to achieve minimal motion resistance and the shortest bypass way.

The benefits of new control strategy are shown through the examples of obstacle (repeller) avoidance of a four-motor UAV bypassing to a destination point as an attractor (Fig. 5). It also takes into account the dynamics of the objects and, thus, can be applied to an environment

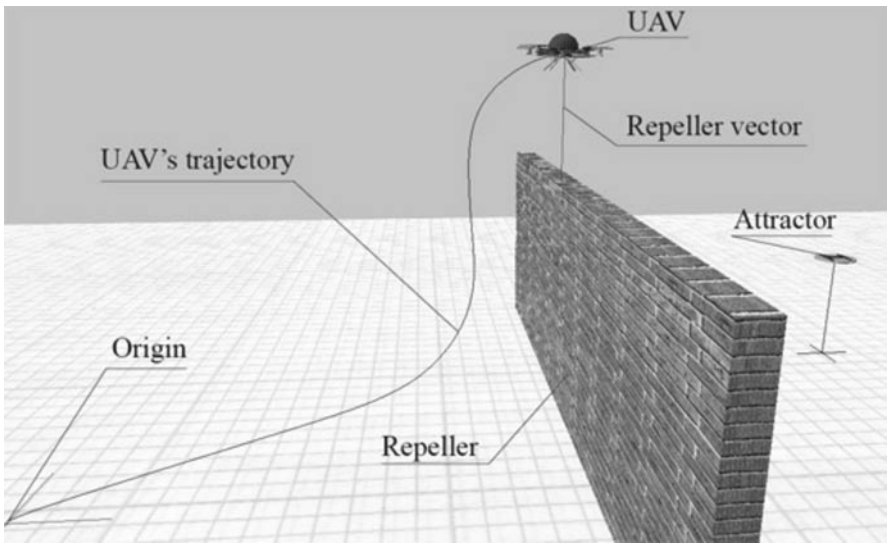

Fig. 5. UAV Bypassing Above a Priory Unknown Obstacle

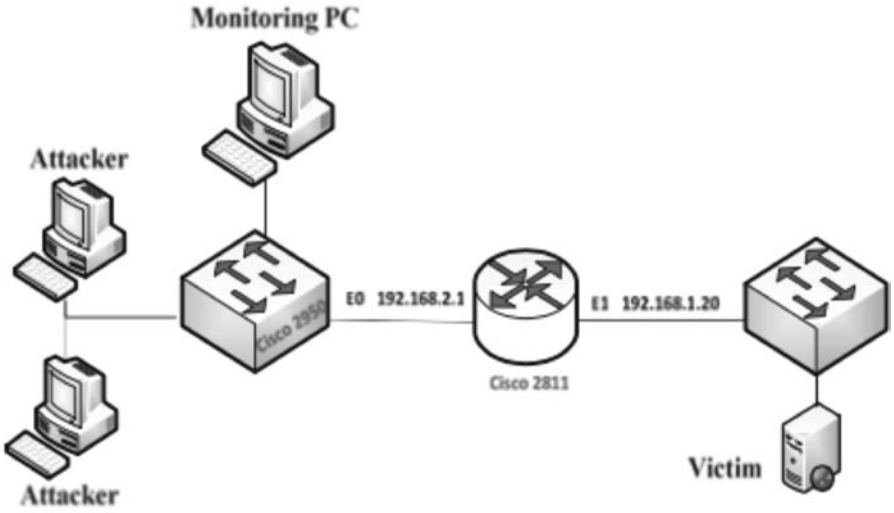

Fig. 6. Test Environment for TCP SYN Flood

with non-stationary obstacles of various shapes, which speed can be determined.

Performance Comparison of Defense Mechanisms against TCP SYN Flood DDoS Attack. The research of defense methods against denial of service (DDoS) attack is presented by the authors from Unitec Institute of Technology, New Zealand [17].

Various flood prevention mechanisms are compared to each other divided by 3 types of defense categories – router based, firewall based and agent based software. Experimental measurements of request turnaround time for TCP packets, CPU utilization of the victim, network traffic before and during attack, with and without defense were carried out in the lab environment like shown in Fig. 6.

As a result, agent based Anti DDoS Guardian software is found to be the worst solution while TCP Intercept based on Cisco router [18] is the best one as it protects from network consumption on behalf of the server. With Cisco feature the victim's CPU utilization reduced to 1 % and traffic bandwidth rate increased just a little from 1.342 kbps without attack to 1.462 kbps with defense. However the average delay increased from 1.92 to 3.21 ms that is a payment for defense.

Simulation of Job Allocation in Distributed Processing Systems. Extending the theory of communicating sequential processes, new simulation models and adaptive optimization methods of job allocation in distributed multiprocessing systems are proposed by the scientists of the Institute of Informatics Problems, Russian Academy of Sciences, and Peoples' Friendship University, Russia [19].

Flexible simulation framework, consisting of 3 categories of objects: flows, resources, and agents, is introduced. The term "flow" reflects the process of incoming jobs. Each "resource" for task processing is described with such attributes like capacity, processing rate, state (busy or idle). Unlike "flows" and "resources", which reflect real physical features, the "agents" are virtual objects to control and associate the resources with arriving task flow according to job allocation strategy in either centralized or distributed dynamic system.

Simulation model of each object is composed of 4 components: processes, events, parameters, and event handlers (call, begin, end, fail, etc.). The term "process" is treated as a sequence of events. Parameters are divided into static, which are not changed during simulation (such as task type, possibility of parallel processing, capacity and throughput of resource), and dynamic (indicator to start task processing, computational capacity required for a task, task deadline, others).

The term "process" is treated as a sequence of possible events happening in the system in parallel and is described mathematically as follows:

$$PROCESS = \\ = FLOWS \parallel RESOURCES \parallel AGENTS, \quad (2)$$

$$FLOWS = \parallel_{f \in F} f.FLOW, \quad (3)$$

$$JOBS = \parallel_{j \in J} j.JOB, \quad (4)$$

$$TASKS = \parallel_{t \in T} t.TASK, \quad (5)$$

$$RESOURCES = \parallel_{r \in R} r.RESOURCE, \quad (6)$$

$$AGENTS = \parallel_{a \in A} a.AGENT, \quad (7)$$

$$F{:}FLOW = MP \parallel JOBS, \quad (8)$$

where $\parallel$ – parallel processing; f – flow of jobs; F – set of flows; j – job; J – set of jobs; t – task; T – set of tasks; r – resource; R – set of resources; a – agent; A – set of agents; MP – modulated process composed of the arbitrary sequence of events.

The flow of jobs (3), (4) is synchronized with MP process (8) via event "*call for a new job*". Resources with "*idle*" state (event "*breakdown*") are allocated under agent control and the parallel processing of the tasks is initiated. Job is completed after all the tasks within a job have been processed (event "*ringoff*"). This logic is described as follows:

$$F{:}JOBS = call \rightarrow \\ \rightarrow JOBS \parallel (\Downarrow \rightarrow j.JOB \mid \otimes \rightarrow \oplus), \quad (9)$$

$$F{:}JOB = \parallel_{t \in T} t.TASK;\ ringoff \rightarrow \oplus, \quad (10)$$

$$T{:}TASK = begin \rightarrow (r.fail \vee \\ \vee r.breakdown \rightarrow TASK) | (end \rightarrow \oplus), \quad (11)$$

$$R{:}RESOURCE = (fail \rightarrow \\ \rightarrow RESOURCE) | breakdown \rightarrow \oplus, \quad (12)$$

$$A{:}AGENT = control \rightarrow AGENT, \quad (13)$$

where $\otimes$ – processing state is "idle" or "declined"; $\oplus$ – processing state is "busy".

The advantage of the proposed framework is decomposition of a complex system into simple independent components and simulation in parallel models. Procedure described in expressions (2)–(13) is applied in practice using programming language to simulate a well-known Markov chain with distributed resources and parallel processing. Several examples are given to demonstrate which particular problems of optimal job allocation can be targeted and solved.

The goal of further study is implementation of adaptive strategies, optimization methods and algorithms into simulation framework to solve job/resource allocation problems.

Summary of the Congress. ICUMT is positioned as a major annual event bringing together leading International players targeted on fundamental research and new engineering results. The goal of the forum is to share the most recent news, knowledge and experience from both academia and industry. The benefit of ICUMT, in comparison with the other IT conferences, is that the problems of automated control systems are discussed along with telecommunications and networking. Hot topics, high availability and low layer issues are separated. Therefore, all the ICUMT papers are divided into 2 tracks – Telecommunications (ICUMT-T) and Control Systems, Automation and Robotics (ICUMT-CS).

Particularly at ICUMT-2014, a wide range of issues was discussed. All the topics of interest are grouped by the following sections, which can be quickly found along with an author or the details of a certain paper in IEEE abstracts and proceedings [3]:

Network modeling, management and maintenance;

Recent advances in broadband access networks;

Optical networking, topology and planning;

Short range wireless technologies;

Nano-scale computing and communications;

Green communications and energy-efficient networking;

Global Resource Information Database (GRID), distributed computing;

Mobile Internet, IP-telephony and Internet TV;

Adaptive control systems, robust control and engineering;

Vehicle connectivity technologies and traffic models;

Security and attacks prevention.

The next 7th edition of ICUMT will be held in Brno, Czech Republic, on October 6-8, 2015. The event will be organized by Brno

University of Technology, Tampere University of Technology, Wireless System Laboratory of Brno and Signal Processing Laboratory, as well as regular IEEE members for ICUMT [20].

REFERENCES / СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://www.icumt.info/2014/

2. *Elsevier's Scopus Citation Index Database. Free search for author on official web site*. Available: http://www.scopus.com/search/form/authorFreeLookup.url

3. The IEEE Xplore Digital Library, *ICUMT abstracts and proceedings*. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/mostRecentIssue.jsp?punumber=6992915

4. **Mescheryakov S.V., Shchemelinin D.A.** International Conference for the Performance Evaluation and Capacity Analysis by CMG, *St. Petersburg State Polytechnical University Journal. Computer Science. Telecommunications and Control System*. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2014, No. 1(188), Pp. 99–104.

5. *EDAS Conference and Journal Management System for ICUMT-2014*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: https://edas.info/newPaper.php?c=17081

6. *Final Technical Program for ICUMT-2014*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://edas.info/p17081

7. **Piaggio C.E.** Control Systems, Robotics, and the Neurosciences: A New Convergence, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://www.icumt.info/2014/

8. **Gusikhin O.** Ford AppLink and Open Source SmartDeviceLink, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://www.icumt.info/2014/

9. **Mescheryakov S., Shchemelinin D., Efimov V.** Adaptive Control of Cloud Computing Resources in the Internet Telecommunication Multiservice System, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002117

10. **Mescheryakov S.V., Shchemelinin D.A.** Analytical Overview of Zabbix International Conference 2013, *St. Petersburg State Polytechnical University Journal. Computer Science. Telecommunications and Control System*. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2014, No. 1(188), Pp. 91–98.

11. **Mescheryakov S., Shchemelinin D.** Capacity Management of Java-based Business Applications Running on Virtualized Environment, *Proc. of the 39th International Conference for the Performance and Capacity by CMG*. La Jolla, USA, 2013. Available: http://www.cmg.org/conference/

12. **Lysko A.A., Masonta M.T., Mofolo R.O., Mfupe L., Montsi L., Johnson D.L., Mekuria F., Ngwenya D.W., Ntlatlapa N.S., Hart A., Harding C., Lee A.** First Large TV White Spaces Trial in South Africa: A Brief Overview, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002136

13. **Mfupe L., Montsi L., Mekuria F.** Spectrum Database as a Service for Broadband Innovation and Efficient Spectrum Utilization, *International Conference on Cloud Computing and Multimedia*. South Africa, 2013.

14. **Gomes M., Righi R.R., Costa C.A.** Internet of Things Scalability: Analyzing the Bottlenecks and Proposing Alternatives, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002114

15. **Veselov G.E., Sklyarov A.A., Sklyarov S.A.** Synenergetic Approach to Quadrotor Helicopter Control with Attractor-Repeller Strategy of Nondeterministic Obstacles Avoidance, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002107

16. **Gao Y., Ruan X., Li B.** A Probabilistic Fuzzy Controller with Operant Learning for Robot Navigation, *IEEE 10th World Congress on Intelligent Control and Automation*. USA, 2012.

17. **Kolahi S.S., Alghalbi A.A., Alotaibi A.F., Ahmed S.S., Lad D.** Performance Comparison of Defense Mechanisms Against TCP SYN Flood DDoS Attack, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002093

18. *Cisco IOS Security Command Reference – TCP Intercept Commands, Cisco IOS Software Release 12.2 Mainline. Cisco Systems*, 2013. Available: http://www.cisco.com/en/US/docs/ios/12_2/security/command/reference/srfenl.html

19. **Konovalov M., Razumchik R.V.** Simulation of Job Allocation in Distributed Processing Systems, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002163

20. *The 7th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems*. Brno, Czech Republic, 2015. Available: http://www.icumt.info/2015/

EFIMOV, Vadim V. *RingCentral Inc.*
1400 Fashion Island Blvd., San Mateo, CA, USA 94404.
E-mail: 2vadim@inbox.ru

ЕФИМОВ Вадим Вячеславович – *менеджер RingCentral.*
1400 Fashion Island Blvd., San Mateo, CA, USA 94404.
E-mail: 2vadim@inbox.ru

MESCHERYAKOV, Sergey V. *St. Petersburg Polytechnic University.*
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: serg-phd@mail.ru

МЕЩЕРЯКОВ Сергей Владимирович – *профессор кафедры инженерной графики и дизайна Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, доктор технических наук.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: serg-phd@mail.ru

SHCHEMELININ, Dmitry A. *RingCentral Inc.*
1400 Fashion Island Blvd., San Mateo, CA, USA 94404.
E-mail: dshchmel@gmail.com

ЩЕМЕЛИНИН Дмитрий Александрович – *руководитель департамента эксплуатации и развития RingCentral, кандидат технических наук.*
1400 Fashion Island Blvd., San Mateo, CA, USA 94404.
E-mail: dshchmel@gmail.com

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

UDC 004=111 DOI 10.5862/JCTCS.212.10

S.V. Mescheryakov, A.O. Rudenko, D.A. Shchemelinin

ASE INTERNATIONAL CONFERENCES ON BIG DATA SCIENCE AND COMPUTING

С.В. Мещеряков, А.О. Руденко, Д.А. Щемелинин

МЕЖДУНАРОДНЫЕ КОНФЕРЕНЦИИ ASE ПО НАУКЕ И КОМПЬЮТЕРНОЙ ОБРАБОТКЕ БОЛЬШИХ ДАННЫХ

This paper is the analytical overview of the series of the International conferences on big data, which are being organized annually by the Academy of Science and Engineering (ASE) in the USA at Stanford, Cambridge, Harvard, and other famous universities [1]. The conference proceedings are published with open Internet access in the ASE scientific digital library [2] while the paper abstracts are indexed in the world leading citation database Scopus [3]. This article briefly describes the most interesting, to authors' opinion, papers and poster presentations having innovative ideas in big data computing area.

BIG DATA; DATABASE; PERFORMANCE; CAPACITY; CLOUD COMPUTING.

Статья представляет собой аналитический обзор серии международных конференций по компьютерной обработке больших данных, которые организуются ежегодно Академией науки и техники США (ASE) в Стэнфорде, Кембридже, Гарварде и других известных университетах [1]. Тезисы конференций опубликованы с открытым Интернет-доступом в научной электронной библиотеке ASE [2], аннотации работ индексированы в ведущей мировой базе данных цитирования Scopus [3]. Кратко описаны наиболее интересные, по мнению авторов, презентации и стендовые доклады, содержащие инновационные идеи в области компьютерной обработки больших данных.

БОЛЬШИЕ ДАННЫЕ; БАЗА ДАННЫХ; ПРОИЗВОДИТЕЛЬНОСТЬ; ЗАГРУЖЕННОСТЬ; ОБЛАЧНЫЕ ВЫЧИСЛЕНИЯ.

What is Big Data?

IT world is a dynamic and data intensive area, moving towards big data and increasing Internet network traffic. Big data is now a growing challenge for many IT companies, especially based on cloud computing services [4–9].

There is still no consensus on how to specify the data volume and define the term "Big Data" – terabytes or petabytes or exabytes or zettabytes [9]. Every IT organization refers to its own data growth to such a big volume and complex infrastructure, which is hard for transferring, storing, processing, analysis and visualization within existing computing architecture. The customer demands are increasing along with development of new IT devices and services, including mobile devices, cloud-based applications, social media and networking, audio and video conferencing, etc., showing accelerated growth over the past 5 years (Fig. 1).

In 2014, the big data problems were focused on ASE conferences 3 times at different places – Stanford University, CA, USA, May 27-31; Tsinghua University, China, August 4-7; and Harvard University, MA, USA, December 13-16. Each conference is a big international forum, having average paper acceptance rate of 8.5 %, bringing together industry companies, academic scientists and other IT specialists from all over the world to share their experience and exchange the advanced results in big data computing.

All the conference sessions and topics of interest in big data are divided into the following independent parts [11–13]:

1. Big Data Science and Engineering;
2. Economic Computing;
3. Social and Biomedical Informatics;

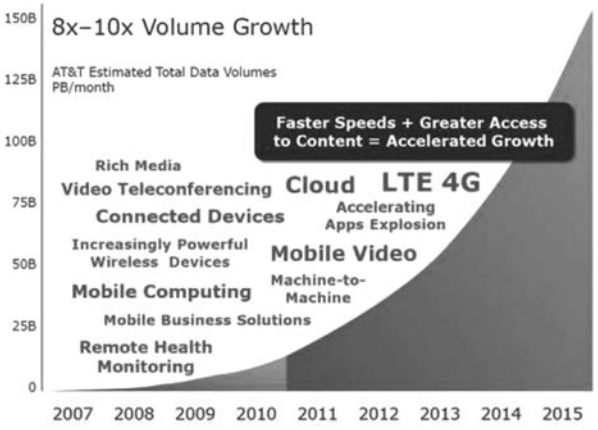

Fig. 1. Big Data Growth over the Past Years, PB/month [10]

4. Cyber Security;

In addition to industry speeches, the poster presentations, workshops, exhibitions and other initiatives are organized by ASE that allow attracting much more participants with or without a thesis published in conference proceedings. The most relevant presentations, innovative ideas and hot topics of big data computing are briefly described below.

Big Data Storing and Performance Testing

Most of enterprise-scale environments are now cloud-based and distributed across datacenters. In a big cloud infrastructure, the performance of data storage is the main bottleneck due to big data flow between multiple remote hosts, especially database (DB) servers. Traditional object-relational approach to data structure developed in early 1980th by Michael Stonebraker [4] is no longer effective for storing big data due to a lot of DB rules, dependencies and constraints. In solving performance, capacity, scalability and other big data challenges, new noSQL solutions, such as Cassandra, MongoDB, HBase, Hadoop, CouchDB, GraphDB, Redis, etc., offer the following benefits over traditional relational DBs:

1. Higher performance of noSQL DB that is important for web applications.

2. Flexible modification of unstructured data on the fly without downtime.

3. Better scalability of noSQL DB due to multi-node architecture.

4. Replication and automatic sharing between primary and secondary nodes.

5. Failure tolerance for a single node degradation, outage or data loss.

6. Most of noSQL DBs are open source and free to install.

Failure tolerance is the key idea of noSQL solutions, meaning that the entire production system will not fail in case a single node is down due to automatic replication and physical sharing between DB nodes, thus increasing overall system performance. On the other hand, the architecture of noSQL DB is application specific and DB tools for benchmarking and analysis are not yet well developed.

The focus of performance analysis is testing the stability of both DB and application against specific workload. Below is the list of products of leading IT companies, which are the most popular in noSQL testing.

1. Yahoo Cloud Serving Benchmark (YCSB) [14]. YCSB is the universal cloud service client for performance benchmarking on the noSQL DBs, supporting Cassandra, Mongo, Redis, etc. Reads, writes and updates can be tested against a sample DB to evaluate the performance of various solutions under specified workload. YCSB can run with an arbitrary number of query threads and multiple hosts in parallel, measuring the throughput in operations per second (IOPS) and the latency of DB operations.

2. SandStorm from Impetus Technologies [15]. SandStorm is the automated tool, providing a load testing and monitoring resources of Cassandra, Mongo and Kafka stack. Real world scenarios can be created to simulate various network conditions and evaluate the performance and scalability of entire applications, including web, mobile, cloud and big data, for the purpose of reducing the cost of cloud environment.

3. Cassandra and Python Stress Tests [16, 17]. The popular py_stress code written in Python and the Java-based utility are used to carry out the stress tests specifically against Cassandra cluster.

4. JMeter Cassandra Plugin by Netflix [18]. JMeter plugin is the fully configurable client of Cassandra provided by Netflix Company to execute different loads on Cassandra clusters.

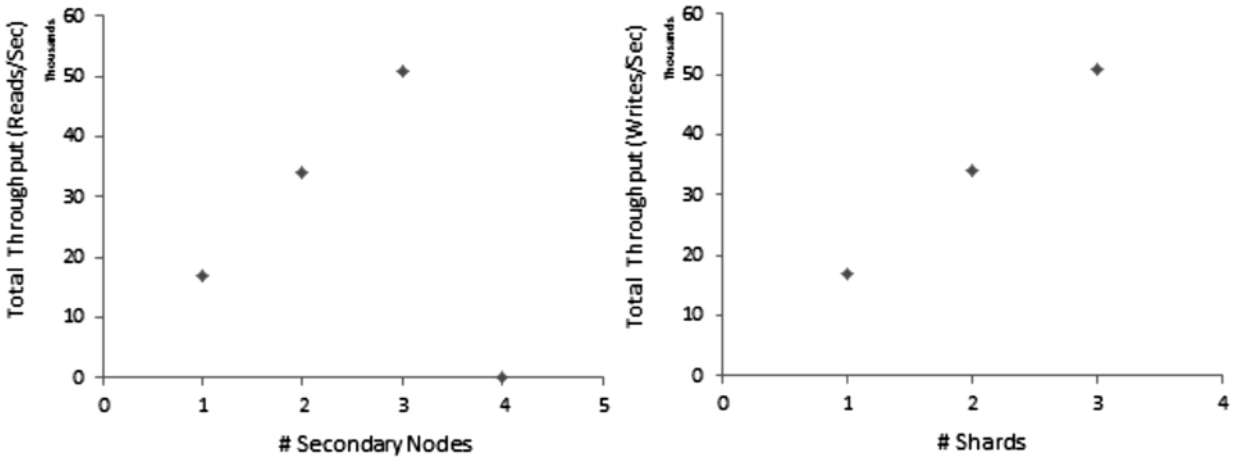

Fig. 2. Scalability for Read and Write Traffic [21]

The performance of specific noSQL DBs like Hadoop, HBase in a distributed infrastructure is evaluated in papers [19, 20]. Obviously, replication of big data causes a latency lag depending on replica set. To reach higher write performance, the DB transaction is committed right after the data is written to a primary node without waiting for secondary replicas. For better read performance, the DB requests are routed to different nodes in parallel. With this read-write solution, the overall system throughput should scale linearly upon adding new secondary nodes as shown in Fig. 2, or otherwise there is a bottleneck somewhere in network traffic.

More valuable conclusions and results of performance testing are presented in [21, 22], when comparing Cassandra with MongoDB (Fig. 3). At the left graph, the correlation with disk usage is observed. The more disk free space the higher throughput. At the right graph, the dependence on the amount of documents returning from a single query is found. DB query rate is acceptable as long as the returning data fits in memory without access to disk, while the performance of heavy queries can degrade dramatically to zero. The solution is to increase DB cache, or install more memory, or re-implement potentially heavy DB queries.

The results of big data performance testing specifically for Zabbix monitoring system are presented in [7, 9]. Fig. 4 shows that Zabbix DB server is much more intensive in write rather than read operations. That is reasonable

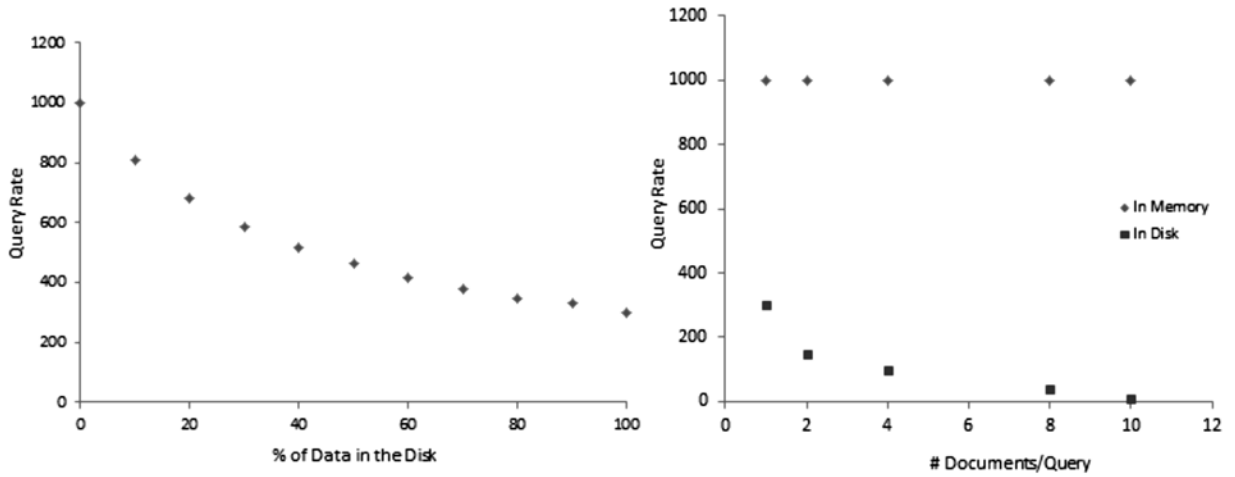

Fig. 3. Performance Testing with MongoDB [21]

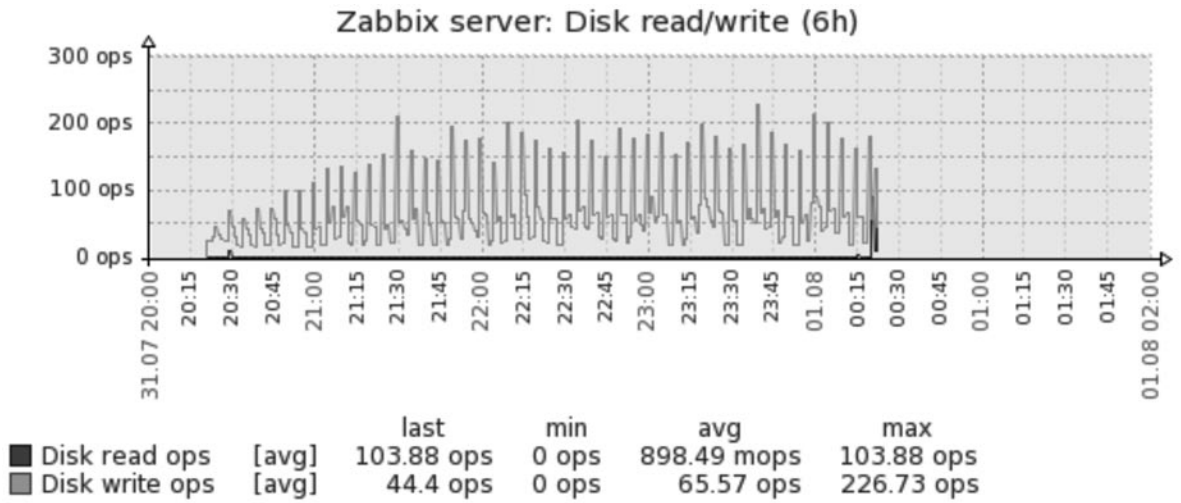

Fig. 4. Read-write Performance of Zabbix Monitoring DB Server [9]

because in the monitoring system the bigger data traffic is sent from multiple hosts to central DB with specified polling time interval, while read from DB is issued for analysis and troubleshooting purposes not so often. Thus, when the monitoring system comes to scalability, Cassandra is more applicable and will scale up better in terms of write performance, while MongoDB is better designed for read intensive traffic.

Big Software Deployments in Big Cloud Environments

This hot topic for big IT companies is addressed by the authors of this paper [23] in their poster presentation to the 2nd ASE International Conference on Big Data Science and Computing. Automatic Deployment System (ADS) is designed and implemented at RingCentral Internet Telecommunication Company for the purpose of automation and improving the time-consuming process of frequently repeatable building over 10K virtual machines (VMs) in big data centers.

ADS architecture is based on Puppet, Foreman, Opscode software and RingCentral in-house applications. Puppet [24] is IT product that helps system administrators proactively manage the entire infrastructure throughout the whole lifecycle (Fig. 5), automating repetitive deployment tasks, scaling from 10s to 1000s of VMs, both on-premise and in

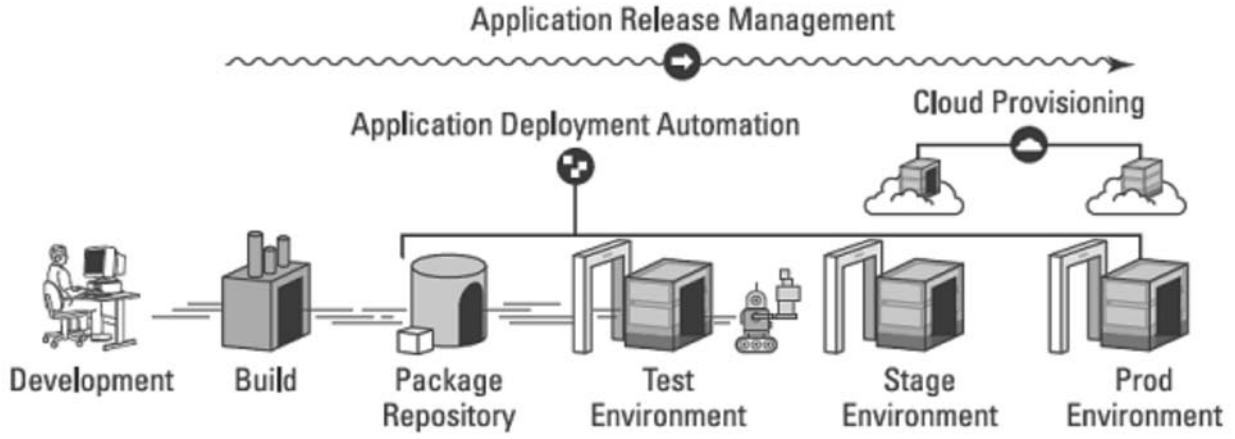

Fig. 5. Typical Deployment Delivery Pipeline [25]

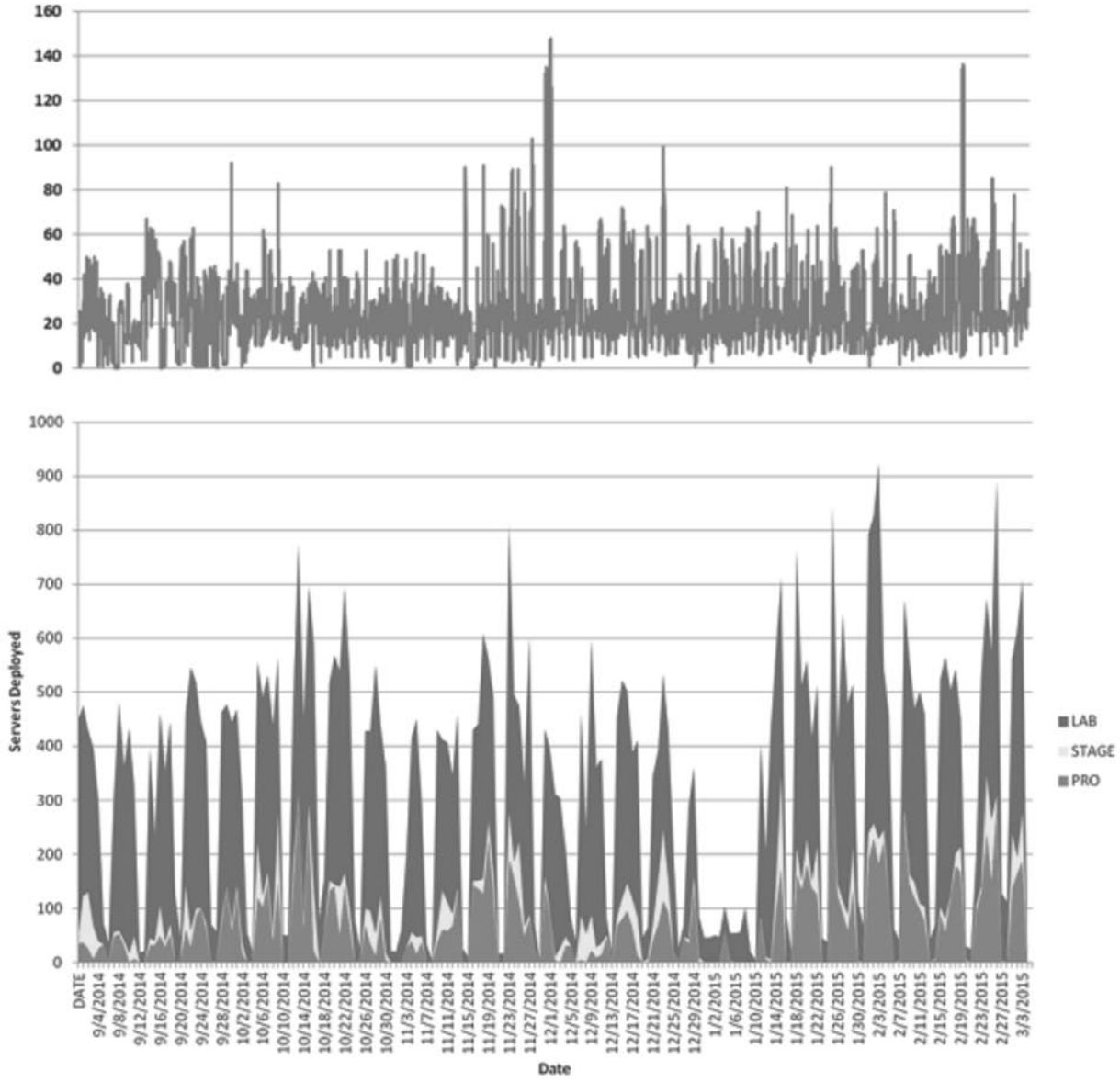

Fig. 6. Amount and Durations of ADS Deployments, min/host [23]

the cloud. Foreman server [26] is the core of ADS architecture, also providing web user application. All of the Puppet manifests, VM images and snapshots are created and stored in the ADS central DB repository for future VM updates and possible rollbacks. Opscode Chef [27] is automation solution that transforms IT infrastructure into the Ruby code, describing in terms of cookbooks and recipes the ingredients and step-by-step instructions for assembling them together into running system. Chef definitions are also chosen by leading IT companies like Facebook and Amazon.

Big data scalability leads to proportional increase of software deployment amount and IT maintenance expenses. With ADS, the duration of a single VM deployment and customization is reduced from hours to minutes depending on the VM image size (Fig. 6). ADS performance now allows building up to 6 big data locations, each having about 150 VMs, within 4-hour IT maintenance period. The benefits of ADS are obvious – provide high availability and continuous delivery of IT services without

outage to business customers, improve the quality of service (QoS) along with excluding manual steps and human errors, save operations efforts and resources in big IT companies.

Big Data Flow and Data Intensive Applications

Information exchange among national economies, companies and people have reached previously unimagined levels and are playing an ever-larger role in modern digital age. Being unconnected to the global Internet network means stay behind the high technologies. According to recent researches and analytical reports of McKinsey Global Institute (MGI) [28], the countries with global network communications and big data flows increase their Gross Domestic Product (GDP) up to 40 % faster than unconnected countries do. Germany, Hong Kong and USA are in the top of MGI Connectedness Index while some developing economies, such as Brazil, India, Saudi Arabia, are climbing up the ranks rapidly due to expanding their products and services into global flows.

Mobile Internet and cloud computing services, which became very popular and therefore data intensive, are in the top 12 list of high technologies that had radically changed IT world. Global online data traffic across borders grew 8 times since 2012, including 40 % increase of Skype international communications. Internet telephony, health care, retail, financial services, online education, transportation and navigation, production monitoring, social media and networking are the leading sectors of big data application.

Big data stream is often caused by high workload, and vice versa. Keynote speech about massive online data flow is provided by Dr. Kalyan Veeramachaneni from Massachusetts Institute of Technology (MIT), Cambridge, MA, USA [11]. Many universities including MIT offer online courses like [4], which are commonly known as Massive Open Online Courses (MOOCs), for millions of students and postgraduates around the IT world. For a single MOOC, the traffic is around 200M click stream events, 10M assignment submissions and 90K forum posts [11]. On the way to solve the problem of high load and scalability, the custom platforms and tools are built at MIT, which allow MOOC instructors teach more effectively, see how the students study the topics, improve student's engagement, and prevent possible web service outage.

Big data flow can be caused by network storm, denial of service (DoS) attack, email bomb, fax or SMS or media broadcast, and other undesirable user activity, which is often called flood. Cyber security questions related to big data are addressed in the keynote lectures from the University of Southern California [10]. To their opinion, current security implications are intensified by big data, especially on cloud-based platforms where a victim is exploited remotely. Cross domain solution (CDS) is proposed as a firewall, protecting network domain against data leakage and intrusion from the Internet.

One more keynote presentation of Dr. Amr Awadallah, CTO and founder of Cloudera Inc., leading company in big data management, refers to Apache Hadoop as noSQL solution, supporting 700+ hardware and software systems, 15K+ trained big data specialists since 2008 [10]. Hadoop uses prescriptive relational DB schema for write and descriptive data modeling for read. New columns are added explicitly to DB table before it is populated with new data. Read data flow may start on the fly and will appear retroactively once DB schema properly describes it. That gives the benefits of high performance, providing together a data storing and real time access for reporting and analysis, auto-scaling with proven growth to 1PB of data per 1K nodes, without requiring developers to redesign data warehouse architecture and algorithms in data intensive applications.

The future of data intensive applications in common and Hadoop framework in particular is outlined by Dr. Milind Bhandarkar, the founding team member at Yahoo!, contributing and working with Hadoop since the earliest version 0.1 [29].

Big Data Analytics and Tools

A promising technique for big data analytics is online learning. Massive Online Analysis (MOA) is the popular open source framework for data stream mining with an actively growing community [30]. It uses different verification tools and machine learning algorithms, such as classification, regression, clustering, outlier and

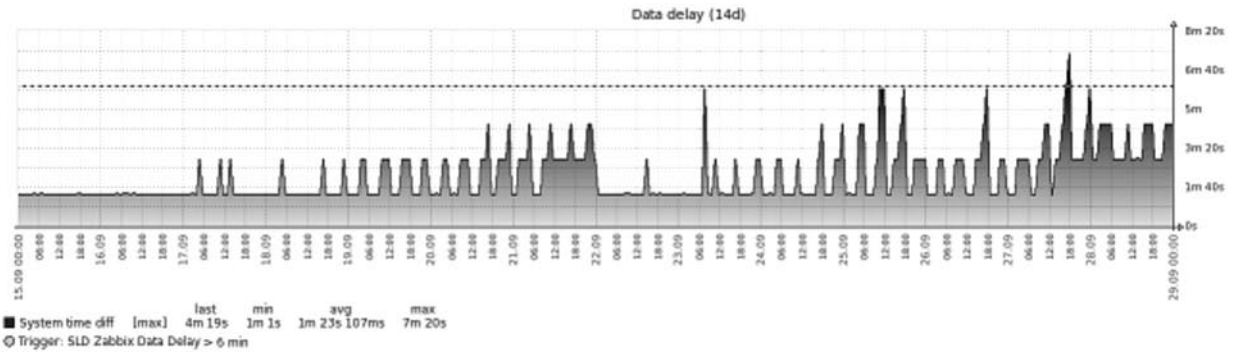

Fig. 7. Zabbix Data Delay Statistics for Two Weeks [9]

concept drift detection, and more demanding issues.

Zabbix [7, 9] can also be used for data analysis, not only as monitoring system, by means of SQL language or specially designed graphs and dashboards in Zabbix application. Zabbix is the open source enterprise-class solution and all the monitoring data is stored in a centralized DB. One more benefit is that all the data is separated into real time (from one week to a month) and the history, which can be stored in separate DBs of different type, either relational or noSQL. Historical data is represented in trends as max, min and average values, allowing significantly reduce DB volume. The key disadvantage of Zabbix architecture is data delay up to 6 min between the local host time and the moment of data availability in Zabbix DB, depending on the proxy servers' amount and performance (Fig. 7).

The disadvantage of proxy data delay is resolved in Sumo Logic [31], where the data is transferred directly to the cloud storage and is available for analysis immediately in real time. Sumo Logic is specially designed for and is efficient as log analyzer having predefined dashboards and its own query language like SQL with regular expressions. In a big cloud distributed environment, system and application logs are also big data, producing terabytes of daily rate and slowing down the performance of production applications when parsing the logs locally. The main disadvantage of Sumo Logic, to opinion of the most IT players [5], is that it's rather expensive solution for small and even big companies like Netflix [18]. Regular payment depends on the volume of data retention on the external storage of the 3rd party vendor. Other limitations are 500 lines per data collector and 15K events per second as maximum. One more weak point of any cloud in opposite to in-house solution is cyber security of collected logs data, which may contain sensitive information, such as user accounts and passwords.

In big data analytics, a crucial part is visualization. With millions of statistical data values, typical graphics become cluttered, hard to read and analyze. Reducing and subsampling the data for better visibility is not good workaround. At North Carolina State University [32], new methods of statistical modeling and scalable interactive representation of a big data network using (un)directed (un)weighted graphs are proposed. Good visualization helps the analysts explore valuable information about data distribution, clustering, trends, scalability, performance, and other big data properties.

Using novel methodology of crowdsourcing (versus well-known outsourcing and insourcing) for big data analytics and management is presented by the laboratory of Stanford University [33]. Traditional entity resolution (ER) algorithm in relational databases is challenging for huge data sets because of many to many checks like "what matches what", consuming time and computing resources. To evaluate efficiently and reduce expenses, the crowd ER strategy allows obtaining information for a particular project by enlisting the services of a lot of people, either paid or unpaid, typically via the Internet (Fig. 8). The idea is to cut the input data set and verify only critical pairwise similarities close to a specified threshold. The key point of crowdsourcing is to use humans

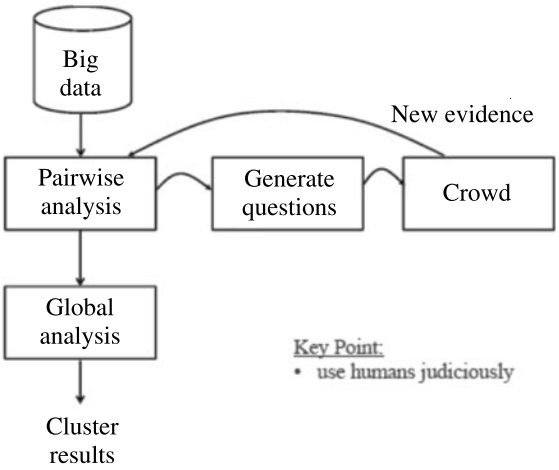

Fig. 8. Using Crowdsourcing for Big Data Analytics

judiciously, generate questions and consider all possible combinations.

In [34], the crowdsourcing technique is investigated in depth, further enhanced using the power of social networks and is applied to create a self-sustainable crowd-engagement chain for big data harvesting and better decision making.

The Future of Big Data

There are five key dimensions of big data, so-called 5V's:

1. Volume of big data stored in the IT world tends to grow rapidly, according to IDC analysis and forecast [10], from 8 million PB in 2015 to 40 ZB in 2020 that is over 5 TB per person.

2. Velocity of big data streaming in real time will also accelerate upon network bandwidth extension and people's demand. For example, sharing new data at Facebook is over 2.5 billion posts per day that is 500 TB daily rate.

3. Variety of big data implementations, including text, image, audio and video processing, moves from traditional structured databases towards semi-structured and unstructured organization that is of higher performance, better scalable and flexible for future updates.

4. Veracity, consistency and integrity of big data will strongly depend on failure tolerance idea based on multi-node architecture, distributed parallel computing, replication and sharing between nodes.

5. Value of global data exchange is hard to overestimate and, in recent MGI analytical reports [28], is predicted as a benefit of up to 40 % growth to national GDP, especially for developing economies.

According to Cisco and other research reports [35], big data and cloud computing technologies are now being extended to the fog computing paradigm, meaning that IT services are hosted at the network edge close to end user location, spanning multiple domains and distributed over heterogeneous platforms. Even the geographical position of mobile smartphones and other wireless end devices are taken into account in real time analytics. The goal is to reduce network traffic, facilitate service mobility across platforms, speed up data delivery to a client and improve QoS. In the Internet of Everything (IoE) applications, various computers, vehicles, mobile and other devices are interconnected around the Internet backbone. Fog networking supports densely distributed data collections, hence adding one more big data dimension to the 5V list.

A long-term strategy of big data programs and projects in various engineering areas is to escalate big data concerns to in-depth core scientific research, promote all-around IT resources available today and in the future. A good experience is comprehensive integration with different fields of inquiry, collaboration of multi-disciplinary teams and communities. That gives more opportunities and accelerates the progress of scientific discovery and development.

ASE International conferences continue to address a wide range of big data problems. Such conferences are connecting the scientists and industry practitioners from leading IT organizations, who are always focused on new

solutions to predict, analyze, improve and resolve big data challenges in practice.

The next International Conference on Big Data is scheduled to September 17, 2015, Xian, China [36]. We are looking forward for innovative ideas and good examples of successful implementation in big data and high performance computing.

REFERENCES / СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *ASE International Conferences on Big Data Science and Computing.* Available: http://www.scienceengineeringacademy.org/asesite/conferences/

2. ASE Open Access Scientific Digital Library. *Big Data 2014 Conference Proceedings.* Available: http://www.ase360.org/handle/123456789/24

3. *Elsevier's Scopus Citation Index Database. Free search for author on official web site.* Available: http://www.scopus.com/search/form/authorFreeLookup.url

4. **Kucherova K.N., Mescheryakov S.V.** Tackling the Challenges of Big Data On-Line, *Modern Infocommunication and Remote Technologies in the Educational Space of School and Higher Education Institution: Materials of the 2nd International Scientific Conference*. Prague, Czech Republic, Vedecko Vydavatelske Centrum "Sociosfera-CZ", 2015. Available: http://sociosphera.com/conference/2015/sovremennye_infokommunikacionnye_i_distancionnye_tehnologii_v_obrazovatelnom_prostranstve/

5. **Mescheryakov S.V., Shchemelinin D.A.** International Conference for the Performance Evaluation and Capacity Analysis by CMG, *St. Petersburg State Polytechnical University Journal. Computer Science. Telecommunications and Control System*. St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2014, No. 1(188), Pp. 99–104.

6. **Mescheryakov S., Shchemelinin D., Efimov V.** Adaptive Control of Cloud Computing Resources in the Internet Telecommunication Multiservice System, *The 6th International Congress on Ultra Modern Telecommunications and Control Systems and Workshops*. St. Petersburg, Russia, 2014. Available: http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=7002117

7. **Mescheryakov S.V., Shchemelinin D.A.** Analytical Overview of Zabbix International Conference 2013, *St. Petersburg State Polytechnical University Journal. Computer Science. Telecommunications and Control System,* St. Petersburg: SPbGPU Publ., 2014, No. 1(188), Pp. 91–98.

8. **Mescheryakov S., Shchemelinin D.** Capacity Management of Java-based Business Applications Running on Virtualized Environment, *Proc. of the 39th International Conference for the Performance and Capacity by CMG*. La Jolla, USA, 2013. Available: http://www.cmg.org/conference/

9. **Mescheryakov S., Shchemelinin D.** Proactive and Reactive Monitoring, *The 4th International Zabbix Conference on Scaling and High Performance Monitoring*. Riga, Latvia, 2014. Available: http://www.zabbix.com/conf2014_agenda.php

10. *IEEE Xplore Digital Library. Conference Abstracts and Proceedings.* Available: http://ieeexplore.ieee.org/search/searchresult.jsp?punumber=6784145

11. *The 2nd ASE International Conference on Big Data Science, Social Computing and Cyber Security*. Stanford University, Stanford, CA, USA, 2014. Available: http://www.scienceengineering.org/ase/conference/2014/bigdata/sanjose/website/

12. *The 3rd ASE International Conference on Big Data Science, Social and Economic Computing.* Tsinghua University, Beijing, China, 2014. Available: http://www.scienceengineering.org/ase/conference/2014/bigdata/beijing/website/

13. *The 4th ASE International Conference on Big Data, Social and Biomedical Computing.* Harvard University, Cambridge, MA, USA, 2014. Available: http://www.scienceengineering.org/ase/conference/2014/bigdata/boston/website/

14. **Cooper B.F., Silberstein A., Tam E., Ramakrishnan R., Sears R.** Benchmarking Cloud Serving Systems with YCSB. *ACM Symposium on Cloud Computing*, Indianapolis, IN, USA, 2010. Available: http://www.brianfrankcooper.net/pubs/ycsb.pdf

15. *Impetus Technologies official site*. Available: http://sandstorm.impetus.com/

16. *Apache Cassandra Documentation*. Available: http://www.datastax.com/docs/1.1/references/stress_java

17. *Cassandra Configuration and Tuning.* Available: https://docs.jboss.org/author/display/RHQ/Cassandra+Configuration+and+Tuning

18. *Apache JMeter Cassandra Plugin by Netflix Company*. Available: https://github.com/Netflix/CassJMeter/wiki

19. **Wlodarczyk T.W., Han Y., Rong C.** Performance Analysis of Hadoop for Query Processing, *IEEE Workshops of International Conference on Advanced Information Networking and Applications*. 2011, Pp. 507–513.

20. **Vora M.N.** Hadoop-HBase for Large-scale Data, *International Conference on Computer Science and Network Technology*. 2011, Pp. 601–605.

21. **Gurijala A.** Methodical Benchmarking of NoSQL Database Systems, *Proc. of the 39th International Conference for the Performance and Capacity by CMG*. La Jolla, USA, 2013. Available: http://www.cmg.org/conference/

22. **Batterywala M.** Performance Testing of NoSQL Applications, *Proc. of the 39th International Conference for the Performance and Capacity by CMG*. La Jolla, USA, 2013. Available: http://www.

cmg.org/conference/

23. **Mescheryakov S., Shchemelinin D.** Big Software Deployments in a Big Enterprise Environment, *Proc. of the 2nd ASE International Conference on Big Data Science and Computing*. Stanford, CA, USA, 2014. Available: http://www.ase360.org/handle/123456789/135/

24. *What is Puppet?* Puppet Labs, 2013. Available: http://puppetlabs.com/puppet/what-is-puppet/

25. **Sanjeev S.** *DevOps for Dummies*, The 2nd IBM Limited Edition. John Wiley & Sons Inc., Hoboken, NJ, USA, 2014. Available: http://ibm.co/1dSqfyh/, https://sdarchitect.wordpress.com/2013/10/09/devops-for-dummies-book-is-available-for-download/

26. *Foreman 1.3 Manual*. Available: http://www.theforeman.org/manuals/1.3/index.html

27. *Opscode Chef*. Available: http://www.opscode.com/chef/

28. *Global Flows in a Digital Age*. McKinsey Global Institute, 2014. Available: http://www.mckinsey.com/insights/globalization/global_flows_in_a_digital_age/

29. **Bhandarkar M.** Future of Data Intensive Applications, *Proc. of the 2nd ASE International Conference on Big Data Science and Computing*. Stanford, CA, USA, 2014. Available: http://www.ase360.org/handle/123456789/24

30. *Massive Online Analysis*. Available: http://moa.cms.waikato.ac.nz/

31. *Sumo Logic Analytic Services*. Available: http://www.sumologic.com/

32. **Selim H., Chopade P., Zhan J.** Statistical Modeling and Scalable, Interactive Visualization of Large Scale Big Data Networks, *Proc. of the 2nd ASE International Conference on Big Data Science and Computing*. Stanford, CA, USA, 2014. Available: http://www.ase360.org/handle/123456789/139/

33. **Whang S.E., Lofgren P., Garcia-Molina H.** Using Crowdsourcing for Data Analytics (Stanford University), *Proc. of the 39th IEEE International Conference on Very Large Data Bases*. Trento, Italy, 2013. Available: http://ieeexplore.ieee.org/search/searchresult.jsp?punumber=6784145

34. **Xydopoulos G., Basnayake H., Louvieris P., Stergioulas L.** A Novel Crowd-sourcing Technique for Big Data Harvesting on Social Media, *Proc. of the 2nd ASE International Conference on Big Data Science and Computing*. Stanford, CA, USA, 2014. Available: http://www.ase360.org/handle/123456789/153/

35. *Fog Computing, Ecosystem, Architecture and Applications*, Cisco Research. Available: http://www.cisco.com/web/about/ac50/ac207/crc_new/university/RFP/rfp13078.html

36. *The 7th International Big Data Conference*. Xian, China, 2015. Available: http://www.cyberc.org/

MESCHERYAKOV, Sergey V. *St. Petersburg Polytechnic University*.
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: serg-phd@mail.ru

МЕЩЕРЯКОВ Сергей Владимирович – *профессор кафедры инженерной графики и дизайна Санкт-Петербургского государственного политехнического университета, доктор технических наук.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: serg-phd@mail.ru

RUDENKO, Alexander O. *St. Petersburg Polytechnic University*.
195251, Politekhnicheskaya Str. 29, St. Petersburg, Russia.
E-mail: rudenko.ao@gmail.com

РУДЕНКО Александр Олегович – *аспирант кафедры инженерной графики и дизайна Санкт-Петербургского государственного политехнического университета.*
195251, Россия, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.
E-mail: rudenko.ao@gmail.com

SHCHEMELININ, Dmitry A. *RingCentral Inc.*.
1400 Fashion Island Blvd., San Mateo, CA, USA 94404.
E-mail: dshchmel@gmail.com

ЩЕМЕЛИНИН Дмитрий Александрович – *руководитель департамента эксплуатации и развития RingCentral, кандидат технических наук.*
1400 Fashion Island Blvd., San Mateo, CA, USA 94404.
E-mail: dshchmel@gmail.com

© Санкт-Петербургский государственный политехнический университет, 2015

НАУЧНОЕ ИЗДАНИЕ

«НАУЧНО-ТЕХНИЧЕСКИЕ ВЕДОМОСТИ САНКТ-ПЕТЕРБУРГСКОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО ПОЛИТЕХНИЧЕСКОГО УНИВЕРСИТЕТА. ИНФОРМАТИКА. ТЕЛЕКОММУНИКАЦИИ. УПРАВЛЕНИЕ»

«ST. PETERSBURG STATE POLYTECHNICAL UNIVERSITY JOURNAL. COMPUTER SCIENCE. TELECOMMUNICATIONS AND CONTROL SYSTEMS»

№ 1 (212) 2015

Учредитель – Федеральное государственное бюджетное образовательное учреждение высшего профессионального образования «Санкт-Петербургский государственный политехнический университет»

Журнал зарегистрирован Федеральной службой по надзору в сфере информационных технологий и массовых коммуникаций (Роскомнадзор). Свидетельство о регистрации ПИ № ФС77-51457 от 19.10.2012 г.

Редакция журнала

д-р техн. наук, профессор *А.С. Коротков* – главный редактор
Е.А. Калинина – литературный редактор, корректор
Г.А. Пышкина – ответственный секретарь, выпускающий редактор

Телефон редакции (812)552-62-16, 297-18-21

E-mail: infocom@spbstu.ru

Компьютерная верстка *А.Н. Смирнов*

Директор Издательства Политехнического университета *А.В. Иванов*

Лицензия ЛР № 020593 от 07.08.97

Подписано в печать 25.02.2015. Формат 60×84 1/8. Бум. тип. № 1.
Печать офсетная. Усл. печ. л. 14,18. Уч.-изд. л. 14,18. Тираж 1000. Заказ

Санкт-Петербургский государственный политехнический университет
Издательство Политехнического университета
член Издательско-полиграфической ассоциации университетов России
Адрес университета и издательства: 195251, Санкт-Петербург, ул. Политехническая, д. 29.

УСЛОВИЯ ПУБЛИКАЦИИ СТАТЕЙ

в журнале «Научно-технические ведомости Санкт-Петербургского государственного политехнического университета. Информатика. Телекоммуникации. Управление»

1. ОБЩИЕ ПОЛОЖЕНИЯ

Журнал «Научно-технические ведомости Санкт-Петербургского государственного политехнического университета. Телекоммуникации. Управление» является периодическим печатным научным рецензируемым изданием. Зарегистрировано Федеральной службой по надзору в сфере информационных технологий и массовых коммуникаций (Роскомнадзор). Свидетельство о регистрации ПИ № ФС77-51457 от 19 октября 2012 г. С 2008 года выпускается в составе сериального периодического издания «Научно-технические ведомости СПбГПУ» (ISSN 1994-2354).

Издание с 2002 года входит в Перечень ведущих научных рецензируемых журналов и изданий (перечень ВАК) и принимает для печати материалы научных исследований, а также статьи для опубликования основных результатов диссертаций на соискание ученой степени доктора наук и кандидата наук по следующим основным научным направлениям: ИНФОРМАТИКА, ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА, РАДИОТЕХНИКА И СВЯЗЬ, ЭЛЕКТРОНИКА, ИЗМЕРИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА, УПРАВЛЕНИЕ В СОЦИАЛЬНЫХ И ЭКОНОМИЧЕСКИХ СИСТЕМАХ. Научные направления журнала учитываются ВАК Минобрнауки РФ при защите докторских и кандидатских диссертаций в соответствии с Номенклатурой специальностей научных работников.

Сведения о публикациях представлены в РИНЦ, в Реферативном журнале ВИНИТИ РАН, в международной справочной системе «Ulrich`s Periodical Directory».

Периодичность выхода журнала – 6 номеров в год.

2. ТРЕБОВАНИЯ К ПРЕДОСТАВЛЯЕМЫМ МАТЕРИАЛАМ

2.1. Оформление материалов

1. Рекомендуемый объем статей для авторов с ученой степенью доктора наук, званием профессора, соискателей ученой степени доктора наук (докторантов) 12–20 страниц формата А-4 с учетом графических вложений. Количество графических вложений (диаграмм, графиков, рисунков, таблиц, фотографий и т. п.) не должно превышать 4.

2. Рекомендуемый объем статей для преподавателей, авторов без ученой степени, соискателей ученой степени кандидата наук – 8–15 страниц формата А-4; аспирантов – 8 страниц формата А-4 с учетом графических вложений. Количество графических вложений (диаграмм, графиков, рисунков, таблиц, фотографий и т. п.) не должно превышать 3.

3. Авторы должны придерживаться следующей обобщенной структуры статьи: вводная часть (0,5–1 стр., актуальность, существующие проблемы); основная часть (постановка и описание задачи, изложение и суть основных результатов); заключительная часть (0,5–1 стр., предложения, выводы), список литературы (оформление по ГОСТ 7.05.-2008).

4. Число авторов статьи не должно превышать трех человек.

5. Набор текста осуществляется в редакторе **MS Word**, формул – в редакторе **MathType**. Таблицы набираются в том же формате, что и основной текст.

6. Шрифт – TNR, размер шрифта основного текста – 14, интервал – 1,5; таблицы большого размера могут быть набраны 12 кеглем. Параметры страницы: поля слева – 3 см, сверху, снизу – 2,5 см, справа – 2 см, текст размещается без переносов. Абзацный отступ – 1 см.

2.2. Предоставление материалов

Вместе с материалами статьи должны быть обязательно предоставлены:

- номер УДК в соответствии с классификатором (в заголовке статьи);
- аннотация на русском и английском языках;
- ключевые слова (5–7) на русском и английском языках;
- сведения об авторах на русском и английском языках: ФИО, место работы, должность, ученое звание, ученая степень, контактные телефоны, e-mail;
- аспиранты представляют документ отдела аспирантуры, заверенный печатью;
- акт экспертизы о возможности опубликования материалов в открытой печати.

С авторами статей заключается издательский лицензионный договор.

Предоставление всех материалов осуществляется в электронном виде через личный кабинет **ЭЛЕКТРОННОЙ РЕДАКЦИИ** по адресу **http://journals.spbstu.ru**

2.3. Рассмотрение материалов

Предоставленные материалы (п. 2.2) первоначально рассматриваются редакционной коллегией и передаются для рецензирования. После одобрения материалов, согласования различных вопросов с автором (при необходимости) редакционная коллегия сообщает автору решение об опубликовании статьи. В случае отказа в публикации статьи редакция направляет автору мотивированный отказ.

При отклонении материалов из-за нарушения сроков подачи, требований по оформлению или как не отвечающих тематике журнала материалы не публикуются и не возвращаются.

Редакционная коллегия не вступает в дискуссию с авторами отклоненных материалов.

Публикация материалов аспирантов очной бюджетной формы обучения осуществляется бесплатно в соответствии с очередностью.

При поступлении в редакцию значительного количества статей их прием в очередной номер может закончиться ДОСРОЧНО.

Более подробную информацию можно получить:
на сайте журнала http://ntv.spbstu.ru
по телефону редакции +7(812) 552-62-16 с 10^{00} до 18^{00} Галина Александровна
или по e-mail: infocom@spbstu.ru