

ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ

Том 21
2015
№ 7

ТЕОРЕТИЧЕСКИЙ И ПРИКЛАДНОЙ НАУЧНО-ТЕХНИЧЕСКИЙ ЖУРНАЛ

Издается с ноября 1995 г.

УЧРЕДИТЕЛЬ

Издательство "Новые технологии"

СОДЕРЖАНИЕ

МОДЕЛИРОВАНИЕ И ОПТИМИЗАЦИЯ

- Орехов Э. Ю.** Способ генерации примеров для тестирования эвристических алгоритмов решения целочисленных задач 483
- Комоско Л. Ф., Бацын М. В.** Эффективная раскраска графа с помощью битовых операций. 488

ВЫЧИСЛИТЕЛЬНЫЕ СИСТЕМЫ И СЕТИ

- Богатырев В. А., Богатырев А. В.** Оптимизация резервированного распределения запросов в кластерных системах реального времени 495

ПРОГРАММНАЯ ИНЖЕНЕРИЯ

- Петров Ю. И., Карнаухов Ю. А.** Программное обеспечение "FK-Monitoring" как средство мониторинга бизнес-процессов 503
- Авдеев Н. А., Бибило П. Н.** Расширение возможностей автоматизированного проектирования цифровых систем при использовании стандарта VHDL'2008 . . . 510

БЕЗОПАСНОСТЬ ИНФОРМАЦИИ

- Щеглов К. А., Щеглов А. Ю.** Возможности методов резервирования для повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности современных информационных систем 521
- Перегудов М. А., Бойко А. А.** Оценка защищенности сети пакетной радиосвязи от имитации абонентских терминалов на уровне процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA 527

ЦИФРОВАЯ ОБРАБОТКА СИГНАЛОВ И ИЗОБРАЖЕНИЙ

- Трофимов А.Г., Колодкин И. В., Ушаков В. Л., Величковский Б. М.** Метод агломеративной сегментации пространственно-распределенных временных рядов на основе характеристик бегущих волн 535

ГЕОИНФОРМАЦИОННЫЕ СИСТЕМЫ

- Беляков С. Л., Белякова М. Л., Брехачева А. И.** Геоинформационные модели для принятия решений на основе опыта 544
- Наумова В. В., Горячев И. Н., Дьяков С. В., Белоусов А. В., Платонов К. А.** Современные технологии формирования информационной инфраструктуры для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России 551

Главный редактор:

СТЕМПКОВСКИЙ А. Л.,
акад. РАН, д. т. н., проф.

Зам. главного редактора:

ИВАННИКОВ А. Д., д. т. н., проф.
ФИЛИМОНОВ Н. Б., д. т. н., с.н.с.

Редакционный совет:

БЫЧКОВ И. В., акад. РАН, д. т. н.
ЖУРАВЛЕВ Ю. И.,
акад. РАН, д. ф.-м. н., проф.
КУЛЕШОВ А. П.,
акад. РАН, д. т. н., проф.
ПОПКОВ Ю. С.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.
РУСАКОВ С. Г.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.
РЯБОВ Г. Г.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.
СОЙФЕР В. А.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.
СОКОЛОВ И. А., акад.
РАН, д. т. н., проф.
СУЕТИН Н. В., д. ф.-м. н., проф.
ЧАПЛЫГИН Ю. А.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.
ШАХНОВ В. А.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.
ШОКИН Ю. И.,
акад. РАН, д. т. н., проф.
ЮСУПОВ Р. М.,
чл.-корр. РАН, д. т. н., проф.

Редакционная коллегия:

АВДОШИН С. М., к. т. н., доц.
АНТОНОВ Б. И.
БАРСКИЙ А. Б., д. т. н., проф.
ВАСЕНИН В.А., д. ф.-м. н., проф.
ВИШНЕКОВ А. В., д. т. н., проф.
ГАЛУШКИН А.И., д. т. н., проф.
ДИМИТРИЕНКО Ю. И., д. ф.-м. н., проф.
ДОМРАЧЕВ В.Г., д. т. н., проф.
ЗАБОРОВСКИЙ В. С., д. т. н., проф.
ЗАГИДУЛЛИН Р. Ш., к. т. н., доц.
ЗАРУБИН В. С., д. т. н., проф.
КАРПЕНКО А. П., д. ф.-м. н., проф.
КОЛИН К. К., д. т. н., проф.
КУЛАГИН В. П., д. т. н., проф.
КУРЕЙЧИК В. М., д. т. н., проф.
КУХАРЕНКО Б. Г., к. ф.-м. н., доц.
ЛЬВОВИЧ Я. Е., д. т. н., проф.
МИХАЙЛОВ Б. М., д. т. н., проф.
НЕЧАЕВ В. В., к. т. н., проф.
ПОЛЕЩУК О. М., д. т. н., проф.
СОКОЛОВ Б. В., д. т. н., проф.
ТИМОНИНА Е. Е., д. т. н., проф.
УСКОВ В. Л., к. т. н. (США)
ФОМИЧЕВ В. А., д. т. н., проф.
ЧЕРМОШЕНЦЕВ С. Ф., д. т. н., проф.
ШИЛОВ В. В., к. т. н., доц.

Редакция:

БЕЗМЕНОВА М. Ю.
ГРИГОРИН-РЯБОВА Е. В.
ЛЫСЕНКО А. В.
ЧУГУНОВА А. В.

Информация о журнале доступна по сети Internet по адресу <http://novtex.ru/IT>.

Журнал включен в систему Российского индекса научного цитирования.

Журнал входит в Перечень научных журналов, в которых по рекомендации ВАК РФ должны быть опубликованы научные результаты диссертаций на соискание ученой степени доктора и кандидата наук.

INFORMATION TECHNOLOGIES

INFORMACIONNYYE TEHNOLOGII

Vol. 21
2015
No. 7

THEORETICAL AND APPLIED SCIENTIFIC AND TECHNICAL JOURNAL

Published since November 1995

ISSN 1684-6400

CONTENTS

MODELING AND OPTIMIZATION

- Orekhov E. Yu.** A Method of Generating Instances to Test the Heuristic Algorithms for Integer Problems. 483
- Komosko L. F., Batsyn M. V.** Efficient Graph Coloring by Means of Bitwise Operations 488

COMPUTING SYSTEMS AND NETWORKS

- Bogatyrev V. A., Bogatyrev A. V.** Optimization of Redundant Routing Requests in a Clustered Real-Time Systems. 495

SOFTWARE ENGINEERING

- Petrov Yu. I., Karnaukhov Yu. A.** "FK-Monitoring" Software as a Tool for a Business Process Monitoring 503
- Avdeev N. A., Bibilo P. N.** Enhanced Capabilities of Digital Systems Computer Aided Design Using VHDL'2008 510

CRYPTOSAFETY INFORMATION

- Shcheglov K. A., Shcheglov A. Yu.** The Reservation Methods Capabilities to Enhance Integral Information and Operational Security Level of Modern Informational Systems 521
- Peregudov M. A., Boyko A. A.** Estimation of Security of a Network Packet Radio from Imitation of User's Terminals at Level of the Procedure of Random Multiple Access to the Environment Type S-ALOHA 527

DIGITAL PROCESSING OF SIGNALS AND IMAGES

- Trofimov A. G., Kolodkin I. V., Ushakov V. L., Velichkovsky B. M.** Agglomerative Method for Spatial Time Series Segmentation Based on Travelling Waves 535

GEOINFORMATION SYSTEMS

- Belyakov S. L., Belyakova M. L., Brehacheva A. I.** Geographic Information Models for Decision-Making Based on the Experience 544
- Naumova V. V., Goryachev I. N., Dyakov S. V., Belousov A. B., Platonov K. A.** Modern Technologies for Development of the Information Infrastructure Supporting Scientific Geological Investigations in the Russian Far East 551

Editor-in-Chief:

Stempkovsky A. L., Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.

Deputy Editor-in-Chief:

Ivannikov A. D., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Filimonov N. B., Dr. Sci. (Tech.), Prof.

Chairman:

Bychkov I. V., Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Zhuravljov Yu.I., Member of RAS,
Dr. Sci. (Phys.-Math.), Prof.
Kuleshov A. P., Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Popkov Yu.S., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Rusakov S. G., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Ryabov G. G., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Soifer V. A., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Sokolov I. A., Member of RAS,
Dr. Sci. (Phys.-Math.), Prof.
Suetin N. V.,
Dr. Sci. (Phys.-Math.), Prof.
Chaplygin Yu.A., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Shakhnov V. A., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Shokin Yu.I., Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Yusupov R. M., Corresp. Member of RAS,
Dr. Sci. (Tech.), Prof.

Editorial Board Members:

Avdoshin S. M., Cand. Sci. (Tech.), Ass. Prof.
Antonov B. I.
Barsky A. B., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Vasenin V. A., Dr. Sci. (Phys.-Math.), Prof.
Vishnekov A. V., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Galushkin A. I., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Dimitrienko Yu. I., Dr. Sci. (Phys.-Math.), Prof.
Domrachev V. G., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Zaborovsky V. S., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Zagidullin R. Sh., Cand. Sci. (Tech.), Ass. Prof.
Zarubin V. S., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Karpenko A. P., Dr. Sci. (Phys.-Math.), Prof.
Kolin K. K., Dr. Sci. (Tech.)
Kulagin V. P., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Kureichik V. M., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Kukhareno B. G., Cand. Sci. (Phys.-Math.)
Ljvovich Ya.E., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Mikhailov B. M., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Nechaev V. V., Cand. Sci. (Tech.), Ass. Prof.
Poleschuk O. M., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Sokolov B. V., Dr. Sci. (Tech.)
Timonina E. E., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Uskov V. L. (USA), Dr. Sci. (Tech.)
Fomichev V. A., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Chermoshentsev S. F., Dr. Sci. (Tech.), Prof.
Shilov V. V., Cand. Sci. (Tech.), Ass. Prof.

Editors:

Bezmenova M. Yu.
Grigorin-Ryabova E. V.
Lysenko A. V.
Chugunova A. V.

Complete Internet version of the journal at site: <http://novtex.ru/IT>.

According to the decision of the Higher Certifying Commission of the Ministry of Education of Russian Federation, the journal is inscribed in "The List of the Leading Scientific Journals and Editions wherein Main Scientific Results of Theses for Doctor's or Candidate's Degrees Should Be Published"

МОДЕЛИРОВАНИЕ И ОПТИМИЗАЦИЯ MODELING AND OPTIMIZATION

УДК 004.023 + 519.163

Э. Ю. Орехов, канд. физ.-мат. наук, доцент, e-mail: orekhov@bk.ru
ФГБОУ ВПО Уфимский государственный авиационный технический университет, г. Уфа

Способ генерации примеров для тестирования эвристических алгоритмов решения целочисленных задач

Предложен способ равновероятной генерации индивидуальных задач целочисленной массовой задачи, основанный на использовании равномерного генератора для непрерывного аналога этой задачи в сочетании с методом отбора-отказа. Определен критерий эффективности предложенного способа, сформулированы условия, при выполнении которых применение данного способа целесообразно. Приведен пример применения предложенного способа для равновероятной генерации индивидуальных задач целочисленной массовой задачи линейного раскроя-упаковки.

Ключевые слова: случайная равновероятная генерация, непрерывный аналог, метод отбора-отказа, критерий эффективности, целочисленная задача линейного раскроя-упаковки

Введение

Практическое решение NP -трудных задач предполагает широкое использование эвристических алгоритмов, базирующихся на общих и специфических эвристиках, а также эффектах их взаимодействия [1]. Поэтому весьма актуальной становится проблема оценки эффективности этих алгоритмов с точки зрения некоторой характеристики качества. В работе [2] предложена характеристика качества данного эвристического алгоритма на данной конечной массовой задаче, интерпретируемая как функция распределения некоторой случайной величины, что позволяет сформулировать задачу ее статистического оценивания и решить эту задачу на основе *равновероятной* генерации точек области параметрического пространства данной массовой задачи, взаимно однозначно соответствующих индивидуальным задачам этой массовой задачи.

Как показывает практика, разработка эффективных генераторов задач значительно легче осуществляется в случаях, когда массовая задача задается набором непрерывных параметров. Если же параметры массовой задачи принимают дискретные значения, то существенные проблемы возникают как на стадии разработки равновероятного генератора, так и на стадии его использования вследствие больших вычислительных затрат на реализацию каждой индивидуальной задачи.

В настоящей работе предложен способ равновероятной генерации индивидуальных задач целочисленной массовой задачи, основанный на подходе [3], предполагающем использование равномерного генератора для непрерывного аналога целочисленной массовой задачи с последующим применением метода отбора-отказа, который впервые был предложен фон Нейманом [4] и развит в более поздних работах [5–8].

1. Постановка задачи и алгоритм решения

Пусть массовая задача Π определена вектором целочисленных параметров $x = (x_1, \dots, x_n)$ с областью возможных значений $D = \{x^1, \dots, x^N\}$, N — натуральное число. Пусть $x' = \{x'_1, \dots, x'_n\}$ — вектор действительных параметров с областью возможных значений

$$D' = \bigcup_{x' \in D} \left\{ x' = (x'_1, \dots, x'_n): x_1^i - \frac{1}{2} \leq x'_1 + \frac{1}{2}, \dots, \dots, x_n^i - \frac{1}{2} \leq x'_n < x_n^i + \frac{1}{2} \right\}. \quad (1)$$

Очевидно, $D \subset D'$, и множество целочисленных точек D' совпадает с D .

Например, для массовой задачи Π , определенной вектором целочисленных параметров $x = (x_1, x_2)$ с областью возможных значений $D = \{x^1 = (1, 1), x^2 = (3, 2), x^3 = (4, 2), x^4 = (3, 3), x^5 = (5, 2)\}$, область

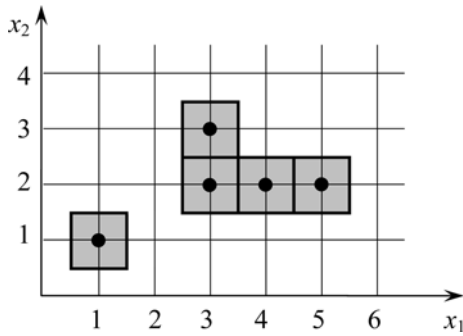


Рис. 1. Пример определения области D'

D' представлена на рис. 1 в виде объединения квадратов со стороной 1, выделенных серым цветом.

Для произвольного действительного числа a определим величину $\langle a \rangle = [a + 0,5]$ — округление a до ближайшего целого числа.

Имеет место следующее.

Утверждение 1. Пусть $X' = (X'_1, \dots, X'_n)$ — система непрерывных случайных величин, подчиненная равномерному в D' закону распределения. Тогда система дискретных случайных величин $X = (X_1, \dots, X_n)$, $X_j = \langle X'_j \rangle, j = 1, \dots, n$, равномерно распределена в D .

Доказательство. Определим область $d'_i = \left\{ x' = (x'_1, \dots, x'_n): x'_1 - \frac{1}{2} \leq x'_1 < x'_1 + \frac{1}{2}, \dots, x'_n - \frac{1}{2} \leq x'_n < x'_n + \frac{1}{2} \right\}$, и пусть v'_i — объем области d'_i , а V' — объем области D' . Из определения областей d'_i , D' имеем $v'_i = 1$ для $i = 1, \dots, N$, а $V' = N$. Так как события $\{X' \in d'_i\}$, $\{X = x^i\}$ эквивалентны в силу определения системы X , то их вероятности равны, т. е. $P\{X = x^i\} = P\{X' \in d'_i\} = \frac{v'_i}{V'} = \frac{1}{N}$ для всех $i = 1, \dots, N$ вследствие того, что система X' подчиняется равномерному в D' закону распределения.

Утверждение доказано.

Таким образом, имея способ генерации реализаций $x' = (x'_1, \dots, x'_n)$ равномерно распределенной в D' системы непрерывных случайных величин X' , можно получить реализации $x = (\langle x'_1 \rangle, \dots, \langle x'_n \rangle)$ системы дискретных случайных величин X , равномерно распределенной в D .

Пусть D_c — такая область параметрического пространства, что $D' \subset D_c$. Пусть $Y = (Y_1, \dots, Y_n)$ — система непрерывных случайных величин, равномерно распределенных в D_c , с заданным способом генерации ее реализаций.

Рассмотрим следующий алгоритм генерации целочисленных точек области D .

Алгоритм $RNDM(D)$

Шаг 1. Используя заданный способ равномерной генерации реализаций системы случайных величин Y в области D_c , получить реализацию $y = (y_1, \dots, y_n)$ этой системы.

Шаг 2. Положить $\tilde{x} = (\langle y_1 \rangle, \dots, \langle y_n \rangle)$.

Шаг 3. Если $\tilde{x} \notin D$, то перейти к шагу 1, иначе положить $x^0 = \tilde{x}$; конец работы алгоритма.

Утверждение 2. Результат работы алгоритма $RNDM(D)$ — x^0 — есть реализация системы дискретных случайных величин X , равномерно распределенной в области D .

Доказательство. Пусть $X = (X_1, \dots, X_n)$ — система дискретных случайных величин с областью возможных значений D — будущий результат работы алгоритма $RNDM(D)$.

Пусть $x^0 \in D$ и

$$d^0 = \left\{ x = (x_1, \dots, x_n): x_1^0 - \frac{1}{2} \leq x_1 \leq x_1^0 + \frac{1}{2}, \dots, \dots, x_n^0 - \frac{1}{2} \leq x_n \leq x_n^0 + \frac{1}{2} \right\} -$$

гиперкуб единичного объема с центром в точке x^0 .

Пусть Y^i — будущая реализация системы случайных величин Y на i -й итерации алгоритма $RNDM(D)$ ($i = 1, 2, \dots$). Заметим, что Y^i ($i = 1, 2, \dots$) — независимые системы случайных величин, каждая из которых подчиняется тому же закону распределения, что и система Y .

Введем в рассмотрение следующие события:

$$A = \{X = x^0\};$$

$$B_1 = \{Y^1 \in d^0\};$$

$$B_i = \bigcap_{j=1}^{i-1} \{Y^j \notin d^0\} \cap \{Y^i \in d^0\}, i = 2, 3, \dots$$

Отметим, что все события $B_i, i = 1, 2, \dots$, несовместны, $A = \bigcup_{i=1}^{\infty} B_i$, поэтому

$$P(X = x^0) = P(A) = \sum_{i=1}^{\infty} P(B_i) = P\{Y^1 \in d^0\} + \sum_{i=2}^{\infty} P\left\{ \bigcap_{j=1}^{i-1} (Y^j \notin d^0) \cap (Y^i \in d^0) \right\}. \quad (2)$$

Положим $p = \frac{|D'|}{|D_c|} = \frac{N}{|D_c|}$. Тогда, так как

$$P\{Y^j \in d^0\} = \frac{1}{|D_c|}, j = 1, 2, \dots, \text{ то } P\{Y^j \notin d^0\} = \frac{|D_c| - |D'|}{|D_c|} = 1 - p, j = 1, 2, \dots$$

Так как все $Y^j, j = 1, 2, \dots$, независимы, то (2) можно записать в виде

$$P(X = x^0) = \frac{1}{|D_c|} + \sum_{i=2}^{\infty} (1-p)^{i-1} \frac{1}{|D_c|}$$

или

$$P(X = x^0) = \frac{1}{|D_c|} \sum_{i=0}^{\infty} (1-p)^i. \quad (3)$$

Далее, так как $\sum_{i=0}^{\infty} (1-p)^i$ есть сумма бесконечной геометрической прогрессии со знаменателем $(1-p)$, то получим

$$\sum_{i=0}^{\infty} (1-p)^i = \frac{1}{1-(1-p)} = \frac{1}{p} = \frac{|D_c|}{N}. \quad (4)$$

Подставляя выражение (4) в (3), имеем

$$P(X = x^0) = \frac{1}{N}.$$

Так как x^0 — произвольная точка области D , то $P(X = x) = \frac{1}{N}$ для любого $x \in D$, т. е. X — система дискретных случайных величин, равновероятно распределенная в области D .

2. Оценка эффективности алгоритма $RNDM(D)$

Для оценки эффективности алгоритма $RNDM(D)$ введем в рассмотрение случайную величину K — число итераций алгоритма $RNDM(D)$, необходимое для получения одной реализации системы случайных величин X , — подчиняющуюся закону распределения

$$P(K = k) = p(1-p)^{k-1}, \quad k = 1, 2, \dots$$

Математическое ожидание этой случайной величины

$$M[K] = \sum_{k=1}^{\infty} kp(1-p)^{k-1} \quad (5)$$

примем в качестве критерия эффективности алгоритма $RNDM(D)$.

Так как (5) можно представить в виде

$$M[K] = p \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p)^{k-1}, \quad (6)$$

и кроме того,

$$\sum_{k=1}^{\infty} k(1-p)^{k-1} = \left(\sum_{k=0}^{\infty} (1-p)^k \right)'_{(1-p)},$$

то с учетом (4) получим

$$\begin{aligned} \sum_{k=1}^{\infty} k(1-p)^{k-1} &= \\ &= \left(\frac{1}{1-(1-p)} \right)'_{(1-p)} = \frac{1}{(1-(1-p))^2} = \frac{1}{p^2}. \end{aligned} \quad (7)$$

Подстановка формулы (7) в (6) дает

$$M[K] = \frac{1}{p},$$

или, принимая во внимание определение величины p ,

$$M[K] = \frac{|D_c|}{|D'|}. \quad (8)$$

Из соотношения (8) следует, что эффективность алгоритма $RNDM(D)$ тем выше, чем "ближе" D_c к D' (и следовательно, к D). Таким образом, наиболее эффективным (с точки зрения рассматриваемого критерия) является выбор "наименьшей" области D_c , "подобной" D , при условии, что $D_c \supset D'$ и наличии способа равномерной генерации точек области D_c .

Так как объем области D' есть N , а отыскание величины N , как правило, затруднительно, то при наличии области $D'' \subset D_c$ с легко определяемой величиной $|D''|$, содержащей все точки D и "близкой" к D , можно, в силу "близости" D' к D , использовать следующую оценку для $M[K]$:

$$M[K] \approx \frac{|D_c|}{|D''|}. \quad (9)$$

Пусть, например, D — множество точек с целочисленными координатами, лежащими внутри круга радиуса R с центром в начале координат. Пусть область D' определена в соответствии с (1) для $n = 2$, а D_c — круг радиуса $(R+1)$ с центром в начале координат (рис. 2).

Покажем, что $D' \subset D_c$. Пусть $x' = (x'_1, x'_2)$ — произвольная точка D' , тогда из выражения (1) получим

$$\left. \begin{aligned} |x'_1 - x_1| &\leq \frac{1}{2} \\ |x'_2 - x_2| &\leq \frac{1}{2} \end{aligned} \right\} \quad (10)$$

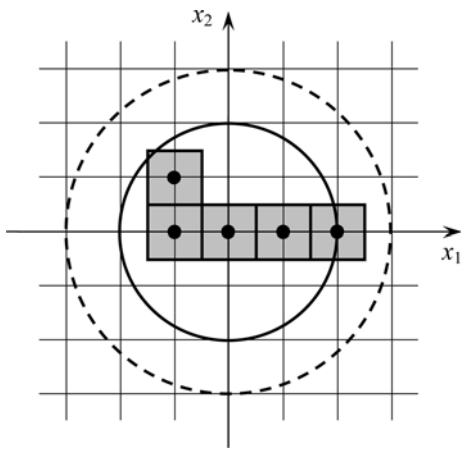


Рис. 2. Пример определения области D_c

где $x = (x_1, x_2)$ — произвольная точка D . Так как (10) легко преобразуется в

$$\left. \begin{aligned} x_1'^2 &\leq \left(|x_1| + \frac{1}{2} \right)^2 \\ x_2'^2 &\leq \left(|x_2| + \frac{1}{2} \right)^2 \end{aligned} \right\}$$

то получим

$$\begin{aligned} x_1'^2 + x_2'^2 &\leq \left(|x_1| + \frac{1}{2} \right)^2 + \left(|x_2| + \frac{1}{2} \right)^2 = \\ &= x_1^2 + x_2^2 + |x_1| + |x_2| + \frac{1}{2}. \end{aligned}$$

Так как $x \in D$, то

$$\left. \begin{aligned} x_1^2 + x_2^2 &\leq R^2 \\ |x_1| &\leq R \\ |x_2| &\leq R \end{aligned} \right\},$$

поэтому

$$x_1'^2 + x_2'^2 \leq R^2 + 2R + \frac{1}{2} < R^2 + 2R + 1 = (R + 1)^2,$$

т. е. $x' \in D_c$. Так как x' — произвольная точка D' , то заключаем, что $D' \subset D_c$.

Равномерная генерация точек в круге данного радиуса легко проводится с использованием полярных координат [9]. Поэтому возможно применение алгоритма $RNDM(D)$ (для $n = 2$ и данной области D с использованием "подобной" области D_c) для равномерной генерации целочисленных точек области D . Выберем в качестве D'' круг радиуса R

с центром в начале координат. Тогда в соответствии с оценкой (9) эффективность алгоритма в данном случае оценивается величиной

$$\frac{|D_c|}{|D''|} = \frac{\pi(R+1)^2}{\pi R^2} = \left(1 + \frac{1}{R} \right)^2,$$

которая стремится к 1 при увеличении R .

3. Применение данного способа для генерации индивидуальных задач целочисленной массовой задачи линейного раскроя-упаковки

Массовую целочисленную задачу одномерного раскроя-упаковки рассмотрим в следующей постановке.

Имеются одинаковые заготовки (отрезки) длины L (L — натуральное число), в которые нужно упаковать без перекрытия набор отрезков целочисленной длины x_1, \dots, x_n ($1 \leq x_i \leq L; i = 1, \dots, n$) так, чтобы количество использованных заготовок оказалось наименьшим.

При заданных L, n индивидуальная задача определяется заданием длин отрезков $x_i, i = 1, \dots, n$.

Так как любая перестановка чисел x_1, \dots, x_n соответствует одной и той же индивидуальной задаче, то множество всех индивидуальных задач рассматриваемой массовой задачи ставится во взаимно однозначное соответствие точкам области D , определяемой следующей системой ограничений:

$$\begin{aligned} D = \{x = (x_1, \dots, x_n): x_i = 1, 2, \dots; i = 1, \dots, n; \\ 1 \leq x_1 \leq \dots \leq x_n \leq L\}. \end{aligned} \quad (11)$$

Таким образом, задача сводится к равновероятной генерации точек области D .

Определим область D' в соответствии с выражением (1); при этом множество целочисленных точек области D' совпадает с D . Определим далее область D_c действительных точек $y = (y_1, \dots, y_n)$ как

$$D_c = \{y: 0 \leq y_1 \leq y_2 + 1 \leq \dots \leq y_n + (n-1) \leq L + n\}, \quad (12)$$

и покажем, что $D' \subset D_c$.

Пусть $x' = (x'_1, \dots, x'_n)$ — произвольная точка области D' , которую представим в виде

$$x' = (x_1 + \varepsilon_1, \dots, x_n + \varepsilon_n), \quad (13)$$

где $x = (x_1, \dots, x_n) \in D, |\varepsilon_i| \leq 1/2, i = 1, \dots, n$. Так как $1 \leq x_1 \leq \dots \leq x_n \leq L, 1 - \varepsilon_{i-1} + \varepsilon_i \geq 0$ для $i = 2, \dots, n$, то

$$1 + \varepsilon_1 \leq x_1 + \varepsilon_1 \leq \dots \leq x_n + \varepsilon_n \leq L + \varepsilon_n,$$

откуда

$$0 \leq x_1 + \varepsilon_1 \leq \dots \leq x_n + \varepsilon_1 \leq L + \varepsilon_1;$$

$$0 \leq x_1 + \varepsilon_1 \leq x_2 + \varepsilon_1 + (1 - \varepsilon_1 + \varepsilon_2) \leq \dots \\ \dots \leq x_n + \varepsilon_1 + (1 - \varepsilon_1 + \varepsilon_2) \leq L + \varepsilon_1 + (1 - \varepsilon_1 + \varepsilon_2),$$

откуда

$$0 \leq x_1 + \varepsilon_1 \leq x_2 + \varepsilon_2 + 1 \leq \dots \\ \dots \leq x_n + \varepsilon_2 + 1 \leq L + \varepsilon_2 + 1.$$

Продолжая аналогичные преобразования далее, получим

$$0 \leq x_1 + \varepsilon_1 \leq x_2 + \varepsilon_2 + 1 \leq \dots \\ \dots \leq x_n + \varepsilon_n + (n - 1) \leq L + \varepsilon_n + (n - 1),$$

а так как $\varepsilon_n \leq 1/2$, то окончательно запишем

$$0 \leq x_1 + \varepsilon_1 \leq x_2 + \varepsilon_2 + 1 \leq \dots \\ \dots \leq x_n + \varepsilon_n + (n - 1) \leq L + n,$$

или, в силу (13),

$$0 \leq x'_1 \leq x'_2 + 1 \leq \dots \leq x'_n + (n - 1) \leq L + n,$$

т. е. $x' \in D_c$.

Таким образом, $D' \subset D_c$. Поэтому, определив для любого действительного a

$$\langle a \rangle = \begin{cases} [a], & a < [a] + 1/2, \\ [a] + 1, & a \geq [a] + 1/2, \end{cases}$$

для равновероятной генерации точек области D можно использовать алгоритм $RNDM(D)$.

Для работы алгоритма необходимо иметь способ получения реализаций системы случайных величин $Y = (Y_1, \dots, Y_n)$, равномерно распределенной в D_c . Решение этой задачи приведено в работе [10]. Там же показано, что

$$|D_c| = \frac{(L+n)^n}{n!},$$

а в работе [11] показано, что число целочисленных точек D'

$$N = \frac{L(L+1)\dots(L+n-1)}{n!}.$$

Поэтому для рассматриваемой задачи получаем

$$M[K] = \frac{(L+n)^n}{L(L+1)\dots(L+n-1)}.$$

Полученное выражение для критерия эффективности предложенного способа показывает, что эффективность способа тем выше, чем больше L и чем меньше n , и стремится к 1 при $L \rightarrow \infty$ и фиксированном значении числа упаковываемых отрезков n .

Заключение

Предложенный способ позволяет осуществить эффективную равновероятную генерацию целочисленных точек заданной области D , представляющую исходную массовую задачу, при следующих условиях:

- если возможно определить область D_c , покрывающую область D' , полученную из D в соответствии с предлагаемым методом и такую, что D_c и D' близки друг другу;
- имеется способ равномерной генерации точек области D_c .

Список литературы

1. **Норенков И. П.** Эвристики и их комбинации в генетических методах дискретной оптимизации // Информационные технологии. 1999. № 1. С. 2–7.
2. **Орехов Э. Ю., Орехов Ю. В.** Об оценке качества эвристического алгоритма на конечной массовой задаче. // Информационные технологии. 2011. № 7. С. 28–33.
3. **Orekhov E., Orekhov Yu.** A Method for Equiprobable Generation of Instances of an Integer Problem. Proc. of the 9th International Workshop on Computer Science and Information Technologies. Krasnousolsk—Ufa, Russia, September 13–16. 2007. Vol. 2. P. 189–191.
4. **Von Neumann J.** Various techniques used in connection with random digits. Monte Carlo method // Nat. Bur. Stand. Appl. Math. series, 1951. N. 2. P. 36–38.
5. **Butler J. M.** Machine sampling from given probability distributions // Sympos. on Monte Carlo Methods / ed. H. A. Meyer. Wiley, 1956. P. 249–264.
6. **Михайлов Г. А.** О моделировании случайных величин для одного класса законов распределения // Теория вероятностей и ее применения. 1965. Т. 10, № 4. С. 749–751.
7. **Романовский И. В.** О методах моделирования непрерывных случайных величин из величин с равномерным распределением // Методы вычислений (сб.). Изд. ЛГУ, 1966, № 3. С. 113–121.
8. **Ермаков С. М.** Метод Монте-Карло и смежные вопросы. М.: Наука, 1971. 328 с.
9. **Соболь И. М.** Численные методы Монте-Карло. М.: Наука, 1973. 311 с.
10. **Орехов Э. Ю., Орехов Ю. В.** Способ равновероятной генерации индивидуальных задач целочисленной массовой задачи линейного раскроя-упаковки. // Принятие решений в условиях неопределенности: Межвуз. науч. сб. Вып. 5. Уфа: УГАТУ, 2009. С. 156–160.
11. **Orekhov E. Yu., Orekhov Yu. V.** Equiprobable Generation of the Integer One-Dimensional Cutting-Packing Problem // Proc. of the 5th International Workshop on Computer Science and Information Technologies. — Ufa, Russia, September 16–18, 2003. Vol. 2. P. 41–42.

A Method of Generating Instances to Test the Heuristic Algorithms for Integer Problems

We suggest a method of equiprobable generation of instances for an integer-valued problem. The method is based on the uniform generator for the continuous analog of the problem in combination with the acceptance-rejection method. The efficiency criterion of the method is defined. The conditions of the method being worth while are stated. We also give an example of applying the method to equiprobable generation of instances for an integer cutting-packing problem.

Keywords: random equiprobable generation, continuous analog, acceptance-rejection method, efficiency criterion, integer cutting-packing problem

References

1. **Norenkov I. P.** Jevristiki i ih kombinacii v geneticheskikh metodah diskretnoj optimizacii. *Informacionnye tehnologii*. 1999. N. 1. P. 2—7.
2. **Orekhov E. Yu., Orekhov Yu. V.** Ob ocenke kachestva jevrsticheskogo algoritma na konechnoj massovoj zadache. *Informacionnye tehnologii*. 2011. N. 7. P. 28—33.
3. **Orekhov E., Orekhov Yu.** Method for Equiprobable Generation of Instances of an Integer Problem. Proceedings of the 9th International Workshop on Computer Science and Information Technologies. — Krasnousolsk—Ufa, Russia, September 13—16. 2007. Vol. 2. P. 189—191.
4. **Von Neumann J.** Various techniques used in connection with random digits. // Monte Carlo method, Nat. Bur. Stand. Appl. Math. series. 1951, N. 12. P. 36—38.
5. **Butler J. M.** Machine sampling from given probability distributions. // Sympos. on Monte Carlo Methods / ed. H. A. Meyer. Wiley, 1956. P. 249—264.
6. **Mihajlov G. A.** O modelirovanii sluchajnyh velichin dlja odnogo klassa zakonov raspredelenija. *Teoriya verojatnostej i ee primenenija*. 1965. V. 10, N. 4. P. 749—751.
7. **Romanovskij I. V.** O metodah modelirovanija nepreryvnyh sluchajnyh velichin iz velichin s ravnomernym raspredeleniem. *Metody vychislenij* (sb.). — Izd. LGU. 1966, N. 3. P. 113—121.
8. **Ermakov S. M.** Metod Monte-Karlo i smezhnye voprosy. M.: Nauka, 1971. 328 p.
9. **Sobol' I. M.** Chislennye metody Monte-Karlo. M.: Nauka, 1973. 311 p.
10. **Orekhov E. Yu., Orekhov Yu. V.** Sposob ravnoverojatnoj generacii individual'nyh zadach celochislennoj massovoj zadachi linejnogo raskroja-upakovki. *Prinjatje reshenij v uslovijah neopredelennosti: Mezhdvuz. nauch. sb.* V. 5. Ufa: UGATU, 2009. P. 156—160.
11. **Orekhov E. Yu., Orekhov Yu. V.** Equiprobable Generation of the Integer One-Dimensional Cutting-Packing Problem. // Proc. of the 5th International Workshop on Computer Science and Information Technologies. — Ufa, Russia, September 16—18, 2003. Vol. 2. P. 41—42.

УДК 519.17, 519.8

Л. Ф. Комоско, стажер-исследователь, e-mail: lkomosko@hse.ru,
М. В. Батын, канд. физ.-мат. наук, вед. науч. сотр., e-mail: mbatsyn@hse.ru
Лаборатория алгоритмов и технологий анализа сетевых структур,

Национальный исследовательский университет Высшая школа экономики, Нижний Новгород

Эффективная раскраска графа с помощью битовых операций*

Представлен новый эффективный эвристический алгоритм для решения задачи о раскраске графа. Предложенный алгоритм строит ту же раскраску графа, что и широко используемый жадный последовательный алгоритм раскраски, в котором на каждом шаге текущая вершина красится в минимальный допустимый цвет. Вычислительные эксперименты показывают, что представленный алгоритм выполняет раскраску графа гораздо быстрее чем стандартный жадный алгоритм. Ускорение для графов библиотеки DIMACS достигает 5,6 раз.

Ключевые слова: раскраска графа, эвристика, битовые операции, жадный алгоритм, последовательная раскраска

Введение

Задача о раскраске графа является известной задачей комбинаторной оптимизации. Это одна из двад-

цати одной *NP*-полной задачи Ричарда Карпа [1]. Данный класс задач известен тем, что нельзя найти точного решения за разумное время, так как пространство поиска решений увеличивается в экспоненциальной зависимости от входных данных.

* Работа поддержана грантом РФФ 14-41-00039.

Задача о раскраске графа состоит в определении минимального числа цветов, которые можно назначить вершинам графа так, что никакие две смежные из них не будут окрашены в один цвет. Для определения эффективности алгоритмов раскраски с 1996 г. активно используется набор графов библиотеки DIMACS.

Задача о раскраске графа имеет большое число практических приложений. Некоторые задачи теории расписаний сводятся к ней. При этом вершинами графа являются занятия, которые нужно включить в расписание, а цветами — интервалы времени, в которые параллельно проходят несколько занятий. Ребро проводится, если два занятия не могут проходить одновременно.

Задача распределения регистров процессора между переменными программы при компиляции также сводится к задаче о раскраске графа. При этом вершинами являются переменные, а цветами — регистры процессора. Ребро проводится, если времена жизни переменных в программе пересекаются.

Задача о назначении частот станциям связи моделируется с помощью раскраски графа. Станции моделируются как вершины графа, а частоты — как цвета вершин. Ребро проводится, если две станции находятся рядом и между ними возможна интерференция сигналов.

Задачи кластеризации данных могут быть представлены задачей о раскраске графа. При этом отдельные записи данных — это вершины графа, а кластеры — цветовые классы. Ребро между двумя вершинами проводится, если соответствующие записи данных сильно отличаются и не должны попадать в один кластер.

Существует большое число точных [2–4] и эвристических [5–10] алгоритмов раскраски графа. Среди быстрых классических эвристик широко используются следующие: Greedy, DSATUR, GIS (Greedy Independent Sets) [11]. Необходимо отметить, что эти алгоритмы представляют собой последовательность простых действий, условных переходов и циклов без использования каких-либо математических операций.

В настоящей работе представлен алгоритм раскраски графа, основанный на битовых операциях над булевыми матрицами. Предложенный алгоритм работает только с булевыми данными и использует эффективные битовые операции процессора для их обработки. Такие операции позволяют работать только с булевыми данными и используют эффективные битовые операции процессора для их обработки. Такие операции позволяют обрабатывать 64 вершины графа за одну операцию (при использовании 64-битной архитектуры). Для этой цели

граф представляется булевой матрицей смежности, а цвета раскраски хранятся в специальной булевой матрице "запрещенных" цветов. Проведены вычислительные эксперименты, показывающие эффективность предложенного алгоритма.

Основные термины и определения

Графом G называется совокупность двух множеств: $G = (V, E)$, где V — это множество вершин, $|V| = n$, а $E \subset V \times V$ — множество ребер между ними, $|E| = m$. Две вершины $u, v \in V$ называются смежными, если они связаны ребром: $\{u, v\} \in E$. Два ребра $e, f \in E$ называются смежными, если они имеют общую вершину: $e \cap f \neq \emptyset$. Вершина v инцидентна ребру e (а ребро e инцидентно вершине v), если она является концом этого ребра: $v \in e$. Степенью $\deg(v)$ вершины v в графе G называют число ребер, инцидентных этой вершине: $\deg(v) = |\{e \in E : v \in e\}|$.

Раскраской вершин графа $G = (V, E)$ называется функция $c: V \rightarrow N$, которая каждой вершине графа ставит в соответствие натуральное число (цвет) так, что любым двум смежным вершинам $u, v \in V$ назначаются разные цвета: $\{u, v\} \in E \Rightarrow c(u) \neq c(v)$. Функция c называется функцией раскраски. Граф G , для которого существует раскраска из k цветов, называется k -раскрашиваемым. В этом случае функция раскраски разбивает граф G на независимые множества V_1, \dots, V_k , внутри которых никакие две вершины не связаны ребром. Наименьшее число k , для которого существует k -раскраска графа G , называется хроматическим числом графа G и обозначается $\chi(G)$. Любая раскраска графа G , имеющая ровно $\chi(G)$ цветов, называется хроматической.

Математическая модель задачи о раскраске графа

Обозначим k максимальное число цветов, в которые всегда с гарантией можно покрасить граф G . Это может быть тривиальная оценка сверху на число цветов: $k = n$ или более точная оценка: $k = \max_{v \in V} \deg(v) + 1$. Хорошо известна следующая математическая модель задачи о раскраске (см., например [3]). Переменные:

$x_{ih} \in \{0, 1\}$, $x_{ih} = 1$, если вершине i назначен цвет h ;

$y_h \in \{0, 1\}$, $y_h = 1$, если цвет h использован в раскраске.

Целевая функция:

$$\sum_{h=1}^k y_h \rightarrow \min. \quad (1)$$

Ограничения:

$$\sum_{h=1}^k x_{ih} = 1, i \in V; \quad (2)$$

$$x_{ih} + x_{jh} \leq y_h; \{i, j\} \in E, h = 1, \dots, k. \quad (3)$$

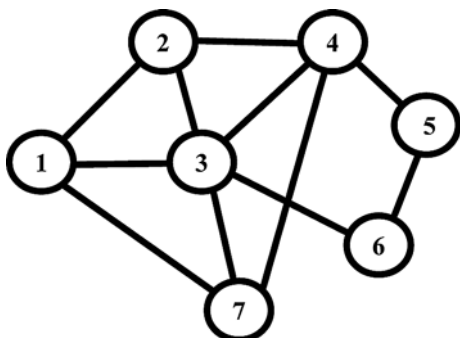
Целевая функция (1) минимизирует число цветов, используемых в раскраске. Ограничения (2) требуют, чтобы каждой вершине был назначен ровно один цвет. Ограничения (3) требуют, чтобы смежным вершинам были назначены разные цвета.

Описание алгоритма

Разработанный алгоритм использует битовые операции над матрицей смежности и специальной матрицей запрещенных цветов. Матрица смежности A — это квадратная матрица размера $n \times n$, в которой значение элемента $a_{ij} = 1$, если вершины i и j соединены ребром, и $a_{ij} = 0$, если иначе. Матрица запрещенных цветов C — это тоже квадратная матрица размера $n \times n$. Значение элемента $c_{ij} = 1$, если цвет i запрещен для вершины j , поскольку один из ее соседей уже покрашен в этот цвет.

Над матрицами A и C выполняются следующие операции. В матрице C , начиная с первой вершины графа $j = 1$ (с первого столбца матрицы), проводится поиск по этому столбцу первого свободного для этой вершины цвета, т. е. ищется минимальное значение i , для которого $c_{ij} = 0$ (определяется минимальный цвет i , разрешенный для вершины j). Вершине j назначается этот цвет i .

Далее необходимо запретить цвет i всем соседям вершины j . Для этого выполняется битовая операция "или" над j -й строкой матрицы смежности и над i -й строкой матрицы запрещенных цветов — операция дизъюнкции булевых векторов, представляющих собой эти строки. Результат записывается в i -ю строку матрицы запрещенных цветов: $C_i = C_i \vee A_j$. Поскольку в строке A_j единицы стоят у соседей j , то в результате эти единицы появятся



Граф для демонстрации алгоритма

в строке C_i , запрещая цвет i этим соседям. Затем переходим к следующей вершине $j = j + 1$ (следующему столбцу матрицы C), и операции поиска свободного цвета и запрещения его для соседей j повторяются аналогичным образом.

Алгоритм останавливается, когда будут перебраны все вершины графа G . Раскраска, полученная в результате, описывается матрицей C . Для каждой вершины j первый ноль в столбце j матрицы C определяет цвет этой вершины.

Пусть дан граф G с вершинами $V = \{1, \dots, 7\}$, $n = 7$, изображенный на рисунке.

Построим для графа G матрицу смежности A и матрицу запрещенных цветов C :

$$A = \begin{array}{c|cccccc} & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 \\ \hline 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \\ 2 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 3 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 4 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 5 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 6 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 0 \\ 7 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \end{array},$$

$$C = \begin{array}{c|cccccc} & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 \\ \hline 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 2 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 3 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 5 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 7 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{array}.$$

Операции с матрицей запрещенных цветов начинаются с первого столбца: $j = 1$. Ищем в столбце $j = 1$ первый свободный цвет, т. е. первый ноль (сверху вниз). Первый ноль находится в строке $i = 1$, значит, вершина 1 будет покрашена в цвет 1-й. Теперь нужно запретить этот цвет для соседей вершины 1. Для этого к строке 1-го цвета $i = 1$ матрицы C мы "добавляем" строку $j = 1$ матрицы A :

$$\begin{array}{r} 0000000 \\ \vee \\ 0110001 \\ \hline 0110001 \end{array}.$$

Теперь новая строка $i = 1$ матрицы запрещенных цветов выглядит следующим образом: 0110001. Таким образом, 1-й цвет запрещен для вершин 2, 3 и 7 (соседей вершины 1).

Далее все те же операции повторяются для всех вершин графа $j = 2, 3, 4, 5, 6, 7$. Вершина 2 будет покрашена во 2-й цвет, этот цвет будет запрещен

для ее соседей, и строка 2 матрицы C будет равна 1011000. Вершина 3 будет покрашена в 3-й цвет, и после запрещения этого цвета для ее соседей строка 3 матрицы C будет равна 1101011. Вершине 4 будет назначен 1-й цвет, и в строке 1 матрицы C этот цвет будет запрещен еще для вершины 5: 0110101. Вершину 5 мы покрасим во 2-й цвет, и запретим этот цвет еще для вершины 6: 1011010. Вершина 6 будет покрашена в 1-й цвет, но после "сложения" со строкой 6 матрицы A строка 1 матрицы C не изменится, потому что 1-й цвет уже запрещен для всех соседей вершины 6: 0110101. Вершина 7 будет покрашена во 2-й цвет. Так как это последняя вершина, то операцию дизъюнкции больше нет смысла выполнять. В результате матрица C будет иметь следующий вид:

$$C = \begin{array}{c|cccccc} & 1 & 2 & 3 & 4 & 5 & 6 & 7 \\ \hline 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 2 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 3 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 1 \\ 4 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 5 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 6 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 7 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \end{array}$$

Таким образом, для раскраски графа в нашем примере необходимо три цвета. Номер цвета для вершины определяется первым нулем в столбце этой вершины в матрице C . Вершинам 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7 назначены соответственно цвета: 1-й, 2-й, 3-й, 1-й, 2-й, 1-й, 2-й.

Псевдокод алгоритмов

Для битового представления матриц A и C каждая строка матриц разделяется на битовые части, размер которых определяется архитектурой ЭВМ (например, 64 бита). Это делается для того, чтобы можно было выполнять битовые операции над числами, обрабатывая сразу несколько вершин (64 вершины при 64-битной архитектуре процессора). Номер битовой части строки задается индексом p в псевдокоде, приведенном ниже. Дизъюнкция строк матрицы смежности и матрицы запрещенных цветов выполняется с помощью битовой операции "|" над 64-битными частями этих строк. Чтобы получить бит номер b из 64-битного числа используется битовая операция конъюнкции "&" со специальной маской, равной числу, в котором все биты — нули, кроме бита на позиции b , который устанавливается в единицу. Такую маску можно получить с помощью операции побитового сдвига "<<" единицы на b битов влево (см. псевдокод ниже).

Конъюнкция с такой маской равна 0, если бит b в 64-битном числе равен 0, иначе результатом конъюнкции является сама маска, т. е. ненулевое число.

В приведенном далее псевдокоде номера вершин, цветов и битовых частей строк нумеруются, начиная с нуля. Следующие переменные используются в псевдокоде:

$BITS$ — 8, 16, 32 или 64 в зависимости от архитектуры процессора,

A_{ip} — $BITS$ -битная часть p строки i матрицы смежности A ,

C_{ip} — $BITS$ -битная часть p строки i матрицы цветов C ,

$parts = \lfloor n/BITS \rfloor$ — число битовых частей в строках матриц A и C .

Алгоритм 1. Битовая жадная раскраска графа

function Bit-Greedy-Color($A[n \times n]$)

output: $C[n \times n]$

$C = 0$

for $j = 0$ to $n - 1$

for $i = 0$ to $n - 1$

$c_{ij} = \text{Get-Bit}(i, j, C)$

if $c_{ij} = 0$ **then**

break

end if

end for

for $p = 0$ to $parts - 1$

$C_{ip} = C_{ip} | A_{jp}$ // обработать $BITS$ вершин за 1 операцию

end for

end for

return C

end function

function Get-Bit(i, j, C)

output: c_{ij}

$p = j/BITS$ // индекс битовой части, в которой хранится бит j

$b = j \% BITS$ // индекс бита j в этой части

$mask = 1 \ll b$ // маска — число, в котором только бит b равен 1

return $C_{ip} \& mask$ // конъюнкция с маской равна 0, если бит b в части C_{ip} — ноль

end function

Предложенный алгоритм сравнивается в работе со стандартным жадным алгоритмом раскраски Greedy-Color, чей псевдокод приведен далее. Номера вершин и цветов в этом псевдокоде начинаются с единицы. В стандартном алгоритме раскраска хранится в наборе цветовых классов C_1, C_2, \dots, C_k , где множество C_i содержит все вершины, покрашенные в цвет i .

Алгоритм 2. Стандартная жадная раскраска графа

```

function Greedy-Color( $A[n \times n]$ )
output:  $C_1, C_2, \dots, C_k$ 
     $k = 1$  // максимальный цвет, использованный в раскраске
    for  $i = 1$  to  $n$  // для каждой вершины  $i$ 
         $color = 1$  // текущий цвет
        while Has-Neighbors( $i, C_{color}, A$ ) // если в цвете  $color$  есть соседи  $i$ ,
             $color = color + 1$  // то переходим к следующему цвету
        end while
        if  $color > k$  then
             $k = color$  // обновляем максимальный цвет
        end if
         $C_{color} = C_{color} \cup \{i\}$  // красим вершину  $i$  в цвет  $color$ 
    end for
end function

function Has-Neighbors( $i, C_{color}, A$ )
output: true, если у вершины  $i$  есть соседи из множества  $C_{color}$ 
    for  $j \in C_{color}$ 
        if  $A_{ij} = 1$  then
            return true
        end if
    end for
    return false
end function

```

Результаты вычислительных экспериментов

Эксперименты были выполнены на процессоре Intel Xeon X5690 3.47 GHz с 64-битной архитектурой. Работа алгоритмов проверялась на графах библиотеки DIMACS. Отметим, что оба алгоритма всегда возвращают одинаковую раскраску графа. Результаты экспериментов приведены в таблице. Поскольку раскраска одного графа занимает доли миллисекунд, вычисление раскраски повторялось 1 млн раз для каждого графа, и в таблицу заносилось общее время выполнения 1 млн раскрасок в секундах.

Ускорение разработанного алгоритма по сравнению со стандартным отражено в столбце Speedup и достигает 5,6 раз. Среднее ускорение составляет 2,6 раза.

Результаты вычислительных экспериментов

Graph	n	m	Bit-Greedy-Color, c	Greedy-Color, c	Speedup
brock200_1	200	14834	12	34	2,8
brock200_2	200	9876	10	32	3,2
brock200_3	200	12048	8	42	5,3
brock200_4	200	13089	12	32	2,7
brock400_1	400	59723	42	124	3,0
brock400_2	400	59786	38	108	2,8
brock400_3	400	59681	40	118	3,0
brock400_4	400	59765	38	102	2,7
brock800_1	800	207505	110	434	3,9
brock800_2	800	208166	110	438	4,0
brock800_3	800	207333	112	420	3,8
brock800_4	800	207643	112	496	4,4
c-fat200-1	200	1534	10	16	1,6
c-fat200-2	200	3235	6	16	2,7
c-fat200-5	200	8473	12	24	2,0
c-fat500-1	500	4459	16	68	4,3
c-fat500-10	500	46627	66	124	1,9
c-fat500-2	500	9139	26	78	3,0
c-fat500-5	500	23191	46	106	2,3
C1000.9	1000	450079	268	710	2,6
C125.9	125	6963	8	12	1,5
C250.9	250	27984	20	40	2,0
C500.9	500	112332	78	174	2,2
dsjc1000.1.col.txt	1000	49629	72	240	3,3
dsjc1000.5.col.txt	1000	249826	140	790	5,6
dsjc500.1.col.txt	500	12458	24	70	2,9
dsjc500.5.col.txt	500	62624	46	204	4,4
frb30-15-1	450	83198	22	44	2,0
frb30-15-2	450	83151	26	56	2,2
frb30-15-3	450	83216	22	42	1,9
frb30-15-4	450	83194	22	46	2,1
frb30-15-5	450	83231	22	45	2,1
gen200_p0.9_44	200	17910	12	32	2,7
gen200_p0.9_55	200	17910	12	28	2,3
gen400_p0.9_55	400	71820	52	100	1,9
gen400_p0.9_65	400	71820	48	88	1,8
gen400_p0.9_75	400	71820	60	108	1,8
hamming10-4	1024	434176	2,7	4,8	1,8
hamming6-2	64	1824	1,2	2,8	2,3
hamming6-4	64	704	28	44	1,6
hamming8-2	256	31616	12	34	2,8
hamming8-4	256	20864	3,4	4,3	1,3
johnson16-2-4	120	5460	27	25	0,9
johnson32-2-4	496	107880	0,5	0,4	0,8
johnson8-2-4	28	210	2,5	3,6	1,4
johnson8-4-4	70	1855	8	19	2,5

Graph	n	m	Bit-Greedy-Color, c	Greedy-Color, c	Speedup
keller4	171	9435	108	224	2,1
keller5	776	225990	50	68	1,4
MANN_a27	378	70551	1,6	1,8	1,2
MANN_a45	1035	533115	86	358	4,2
MANN_a9	45	918	146	514	3,5
p_hat1000-1	1000	122253	188	606	3,2
p_hat1000-2	1000	244799	14	48	3,4
p_hat1000-3	1000	371746	14	48	3,4
p_hat1500-1	1500	284923	26	60	2,3
p_hat1500-2	1500	568960	26	100	3,8
p_hat1500-3	1500	847244	40	132	3,3
p_hat300-1	300	10933	56	146	2,6
p_hat300-2	300	21928	56	218	3,9
p_hat300-3	300	33390	66	192	2,9
p_hat500-1	500	31569	112	320	2,9
p_hat500-2	500	62946	76	168	2,2
p_hat500-3	500	93800	12	28	2,3
p_hat700-1	700	60999	10	18	1,8
p_hat700-2	700	121728	16	30	1,9
p_hat700-3	700	183010	16	30	1,9
san1000	1000	250500	20	26	1,3
san200_0.7_1	200	13930	22	44	2,0
san200_0.7_2	200	13930	34	96	2,8
san200_0.9_1	200	17910	28	74	2,6
san200_0.9_2	200	17910	26	62	2,4
san200_0.9_3	200	17910	54	110	2,0
san400_0.5_1	400	39900	10	38	3,8
san400_0.7_1	400	55860	16	24	1,5
san400_0.7_2	400	55860	28	126	4,5
san400_0.7_3	400	55860	36	112	3,1
san400_0.9_1	400	71820	12	34	2,8
sanr200_0.7	200	13868	10	32	3,2
sanr200_0.9	200	17863	8	42	5,3
sanr400_0.5	400	39984	12	32	2,7
sanr400_0.7	400	55869	42	124	3,0

Заключение

В работе представлен эвристический алгоритм для решения задачи о раскраске графа. Идея алгоритма заключается в применении эффективных битовых операций процессора над булевыми матрицами: матрицей смежности графа и специальной матрицей запрещенных цветов.

Основные достоинства разработанного алгоритма:

- работа с битовыми представлениями матриц, что резко сокращает требуемый объем памяти;

- побитовая операция сложения строк матрицы смежности и матрицы запрещенных цветов, что значительно сокращает время вычислений.

Был проведен сравнительный анализ времени работы предложенного алгоритма с широко известным жадным алгоритмом Greedy-Color. Алгоритм Bit-Greedy-Color показал более высокую скорость вычислений — в 2,6 раза быстрее в среднем. Полученные в работе результаты можно использовать при решении ряда задач дискретной оптимизации. К задаче о раскраске графа могут быть сведены различные задачи, возникающие при планировании производства, составлении расписаний, кластеризации данных, распределении регистров процессора при компиляции, назначении частот станциям связи, оптимизации числа фаз сигналов светофоров и др. Кроме того, решение задачи о раскраске графа используется как верхняя граница в точных алгоритмах решения задачи о максимальной клике и ее аналогах: задачи о максимальном независимом множестве и задачи о минимальном вершинном покрытии. При этом раскраску различных подграфов исходного графа необходимо вычислять большое число раз, поскольку дерево решений в различных методах ветвей и границ, ветвей и отсечений и других содержит большое число узлов.

Список литературы

1. **Karp R. M.** Reductibility Among Combinatorial Problems // Complexity of Computer Computations. 1972. P. 85—103.
2. **Méndez-Díaz I., Zabala P.** A Branch-and-Cut algorithm for graph coloring // Discrete Applied Mathematics. 2006. V. 154, N. 5. P. 826—847.
3. **Malaguti E., Monaci M., Toth P.** An exact approach for the Vertex Coloring Problem // Discrete Optimization. 2011. V. 8, N. 2. P. 174—190.
4. **San Segundo P.** A new DSATUR-based algorithm for exact vertex coloring // Computers and Operations Research. 2012. V. 39, N. 7. P. 1724—1733.
5. **Welsh D. J. A., Powell M. B.** An upper bound for the chromatic number of a graph and its application to timetabling problems // The Computer Journal. 1967. V. 10, N. 1. P. 85—86.
6. **Matula D. M., Marble B. G., Isaacson J. D.** Graph Coloring Algorithms // Graph Theory and Computing. 1972. P. 109—122.
7. **Johnson D. S.** Worst case behavior of graph coloring algorithms // Proc. of the Fifth Southeastern Conference on Combinatorics, Graph Theory and Computing — Canada. Utilitas Mathematica Publishing. 1974. P. 513—528.
8. **Brelaz D.** New methods to color the vertices of a graph // Communications of ACM. 1979. V. 22, N. 4. P. 251—256.
9. **Radin A. A.** Graph Coloring Heuristics from Investigation of Smallest Hard to Color Graphs. MS Thesis. New York. Rochester Institute of Technology, 2000. 119 p.
10. **Porumbela D. C., Hao J. K., Kuntz P.** A search space "cartography" for guiding graph coloring heuristics // Computers & Operations Research. 2010. V. 37, N. 10. P. 769—778.
11. **Kosowski A., Manuszewski K.** Classical Coloring of Graphs // Graph Colorings. 2004. V. 352. P. 1—20.
12. **DIMACS** challenges. URL: <http://dimacs.rutgers.edu/Challenges/>

L. F. Komosko, Research Intern, lkomosko@hse.ru,
M. V. Batsyn, Leading Research Fellow, e-mail: mbatsyn@hse.ru
Laboratory of Algorithms and Technologies for Networks Analysis,
National Research University Higher School of Economics, Nizhny Novgorod

Efficient Graph Coloring by Means of Bitwise Operations

Graph coloring problem is one of the classical combinatorial optimization problems. This problem consists in finding the minimal number of colors in which it is possible to color vertices of a graph so that any two adjacent vertices are colored in different colors.

The graph coloring problem has a wide variety of applications including timetabling problems, processor register allocation problems, frequency assignment problems, data clustering problems, traffic signal phasing problems, maximum clique problem, maximum independent set problem, minimum vertex cover problem and others. In this paper a new efficient heuristic algorithm for the graph coloring problem is presented. The suggested algorithm builds the same coloring of a graph as does the widely used greedy sequential algorithm in which at every step the current vertex is colored into minimal feasible color. Computational experiments show that the presented algorithm performs graph coloring much faster in comparison with the standard greedy algorithm. The speedup reaches 5,6 times for DIMACS graphs.

Keywords: graph coloring, heuristic, bitwise operations, greedy algorithm, sequential coloring

References

1. **Karp R. M.** Reducibility Among Combinatorial Problems. *Complexity of Computer Computations*, 1972. P. 85–103.
2. **Méndez-Díaz L., Zabala P.** A Branch-and-Cut algorithm for graph coloring. *Discrete Applied Mathematics*. 2006. V. 154, N. 5. P. 826–847.
3. **Malaguti E., Monaci M., Toth P.** An exact approach for the Vertex Coloring Problem. *Discrete Optimization*. 2011. V. 8, N. 2. P. 174–190.
4. **San Segundo P.** A new DSATUR-based algorithm for exact vertex coloring. *Computers and Operations Research*. 2012. V. 39, N. 7. P. 1724–1733.
5. **Welsh D. J. A., Powell M. B.** An upper bound for the chromatic number of a graph and its application to timetabling problems. *The Computer Journal*. 1967. V. 10, N. 1. P. 85–86.
6. **Matula D. M., Marble B. G., Isaacson J. D.** Graph Coloring Algorithms. *Graph Theory and Computing*, 1972. P. 109–122.
7. **Johnson D. S.** Worst case behavior of graph coloring algorithms. *Proc. the Fifth Southeastern Conference on Combinatorics, Graph Theory and Computing — Canada*. Utilitas Mathematica Publishing, 1974. P. 513–528.
8. **Brelaz D.** New methods to color the vertices of a graph. *Communications of ACM*. 1979. V. 22, N. 4. P. 251–256.
9. **Radin A. A.** *Graph Coloring Heuristics from Investigation of Smallest Hard to Color Graphs*. Thesis. Rochester Institute of Technology, 2000.
10. **Porumbela D. C., Hao J. K., Kuntz P.** A search space "cartography" for guiding graph coloring heuristics. *Computers & Operations Research*. 2010. V. 37, N. 10. P. 769–778.
11. **Kosowski A., Manuszewski K.** Classical Coloring of Graphs. *Graph Colorings*. 2004. V. 352. P. 1–20.
12. **DIMACS challenges**. URL: <http://dimacs.rutgers.edu/Challenges/>

S²⁰¹⁶
Sibcon

XII

Международная IEEE
Сибирская конференция по управлению и связи

Москва, НИУ ВШЭ,
12–14 мая 2016

sibcon.hse.ru

УДК 004.75

В. А. Богатырев, д-р техн. наук, проф., e-mail: Vladimir.bogatyrev@gmail.com,

А. В. Богатырев, аспирант,

Национальный исследовательский университет
информационных технологий, механики и оптики, Санкт-Петербург

Оптимизация резервированного распределения запросов в кластерных системах реального времени

Для вычислительной системы кластерной архитектуры реального времени предложена модель оценки своевременности и безошибочности резервированного обслуживания запросов в условиях ошибок и отказов. Предложена постановка и решение задачи оптимизации, заключающейся в нахождении кратности резервирования запросов, обеспечивающей максимум вероятности того, что хотя бы в одном из принимающих запрос к резервированному выполнению узлов задержка ожидания в очереди меньше заданного предельно допустимого значения.

Ключевые слова: надежность, своевременность, реальное время, кластер, запрос, резервирование, оптимизация

Введение

Для информационных и управляющих систем, функционирующих в реальном времени [1, 2], требуется обеспечение высокой отказоустойчивости и функциональной надежности [3—5] при гарантии безошибочности и своевременности обслуживания критичных запросов, к которым в ряде случаев предъявляются жесткие ограничения по выдаче достоверных результатов к заданным моментам времени.

Под функциональной надежностью будем подразумевать надежность системы по выполнению функциональных запросов, при этом для систем реального времени запросы должны быть выполнены к определенным моментам времени [6, 7], т. е. должны быть выполнены условия своевременности вычислений.

Обеспечения высокой надежности, отказоустойчивости и эффективности использования ресурсов кластера можно достичь при динамическом распределении запросов [5, 8, 9], и их перераспределении [7, 10, 11] в случае перегруженности узлов или реконфигурации кластера при его деградации. При динамическом распределении запросов возможна реализация приоритетных дисциплин обслуживания критичных запросов [12, 13] в целях обеспечения своевременности их выполнения. Очевидно, что методология проектирования высоконадежных кластеров должна быть ориентирова-

на на применение моделирования и оптимизации [14—19], что обуславливает актуальность создания соответствующих моделей и поддержки проектирования.

Обеспечение высокой функциональной надежности, помимо традиционного резервирования аппаратно-программных средств, в ряде случаев требует резервирования вычислительного процесса.

Резервирования вычислительного процесса можно достичь при распределении каждого запроса (копии запроса) на выполнение в несколько узлов системы, что потенциально позволяет повысить вероятность своевременной выдачи результатов в условиях сбоев, отказов, ошибок и пиковой загрузки узлов.

Организация и модели резервированного вычислительного процесса при обслуживании копий запросов в нескольких узлах систем, представляемых многоканальными системами массового обслуживания (СМО) с общей очередью предложены и исследованы в работах [20—22]. В этих работах показано, что при требовании своевременного обслуживания запроса хотя бы одним из выполняющих его копии узлов, резервированное обслуживание в ряде случаев позволяет снизить среднее время пребывания запросов в системе. Вместе с тем оценки важного для систем реального времени показателя — вероятности превышения времени пребывания запросов в системе предельно допустимого значе-

ния в работах [20—22] не приведено, кроме того, в них не учитывается особенность компьютерных систем кластерной архитектуры, заключающаяся в наличии локальных очередей в каждом узле (сервере) кластера.

Для кластерных систем реального времени, консолидирующих ресурсы группы серверов, исследование возможностей повышения функциональной надежности в результате распределения запросов на резервированное выполнение групп узлов, в каждом из которых организуется локальная очередь, проведено в работе [23].

Условие успешности обслуживания запроса по [23], заключается в том, что хотя бы в одном из k узлов, принимающих запрос, не возникают отказы и ошибки, а задержка запроса в очереди меньше предельно допустимого значения t_0 . В результате исследований [23] показано, что резервированное обслуживание запросов при определенных условиях потенциально позволяет существенно сократить время ожидания запроса. Это достигается в результате того, что математическое ожидание минимума из нескольких случайных величин (времен ожидания запросов в узлах) может быть значительно меньше математического ожидания каждой из этих величин. При этом показано, что резервированное выполнение запросов в кластере может увеличить вероятность того, что хотя бы в одном узле время ожидания выдачи безошибочных результатов меньше предельно допустимого значения t_0 .

Эффективность резервирования запросов в кластере зависит от многих факторов, в том числе от интенсивностей входного потока запросов, отказов и ошибок, от ограничений допустимого времени ожидания t_0 и кратности резервирования вычислений. Интегрированное влияние кратности резервирования запросов на показатели эффективности кластера противоречиво. С одной стороны, его увеличение приводит к росту загрузки узлов и, как следствие, к увеличению среднего времени пребывания запросов, что в свою очередь вызывает увеличение вероятности ошибок и отказов во время нахождения запроса в узле. С другой стороны, резервирование вычислений повышает вероятность того, что хотя бы одним из k узлов, принимающих запрос к выполнению, он будет своевременно и безошибочно выполнен [23].

Разрешения указанного технического противоречия можно достичь при оптимизации резервирования запросов в кластерах реального времени, включающей:

— определение требований и критериев эффективности резервированного обслуживания запросов реального времени в кластере в условиях отказов узлов и ошибок вычислений;

— постановку и решение задачи оптимизации резервирования запросов как при заданной интенсивности входного потока запросов, так и в условиях неопределенности, связанной с вариантно-стью этой интенсивности.

Постановка задачи исследования

Рассмотрим вычислительную систему реального времени кластерной архитектуры, в которой в целях повышения функциональной надежности предполагается резервированное обслуживание запросов.

Кластер состоит из n одинаковых компьютерных узлов (серверов), представимых системами массового обслуживания типа М/М/1 с бесконечной очередью. В кластер с интенсивностью Λ поступает общий поток запросов, каждый из которых может быть распределен на обслуживание в любой компьютерный узел или на резервированное обслуживание в k узлов.

Исследуемая кластерная система предназначена для работы в реальном масштабе времени при воздействии сбоев, отказов и ошибок при требовании выдачи безошибочных результатов обслуживания с условием, что задержка в очереди была бы меньше заданного предельно допустимого значения.

После поступления запроса и размещения его копии в очереди k узлов, результаты обслуживания в каждом из k узлов заносятся в его буфер, выдача из которого осуществляется в определенный момент времени t , отсчитываемый с момента формирования запроса.

Запрос считается выполненным некоторым узлом успешно при условии, что к моменту выдачи результатов t рассматриваемый запрос находился в очереди узла время t_0 , меньшее, чем $t - v$, где v — среднее время обслуживания запроса, причем в течение интервала $t = t_0 + v$ узел работал без сбоев, отказов и ошибок, влияющих на результаты выполнения запроса. При резервированном обслуживании запроса k узлами запрос считается безошибочно и своевременно выполнен, если хотя бы в одном из k узлов время ожидания запроса в очереди меньше t_0 и в течение времени $t_0 + v$ не было сбоев, отказов или ошибок вычислений. Время хранения результатов выполнения запроса в буфере определяется разницей реального времени ожидания и его предельно допустимым значением t_0 .

Цели исследования предлагаемой работы направлены на повышение функциональной надежности кластера реального времени в результате резервированного обслуживания запросов группой k узлов в условиях отказов и ошибок вычисления.

Предлагаемые исследования предполагают построение моделей для оценки вероятности своевременности и безошибочности резервированного

обслуживания запросов в кластерах реального времени и решение задачи оптимизации, заключающейся в нахождении кратности резервирования запросов, при которой достигается максимум вероятности получения безошибочного и своевременного результата обслуживания хотя бы в одном из узлов, принимающих запрос к резервированному выполнению.

Требования эффективности резервированного распределения запросов в кластерах реального времени

Для вычислительных систем кластерной архитектуры по выполнению критичного запроса в реальном времени предъявляются следующие требования:

- готовность системы в момент поступления запроса;
- безотказность и безошибочность функционирования узлов, принявших запрос на обслуживание в период времени от поступления запроса до выдачи результатов его выполнения;
- своевременность выдачи результатов к определенному моменту времени, отсчитываемому после формирования запроса.

Соответствие системы первому требованию оценивается по коэффициенту готовности, второму требованию — по вероятности безотказной и безошибочной работы, а вместе — по коэффициенту оперативной готовности с учетом вероятности возникновения ошибок во время пребывания запроса в системе.

В качестве показателя своевременности резервированного обслуживания запросов может быть выбрана вероятность того, что время ожидания запросов в очереди хотя бы одного узла, принимающего запрос к резервированному обслуживанию, меньше предельно допустимого значения t_0 [6, 23].

Вероятность своевременности и безошибочности резервированного выполнения запроса в кластере

В кластере, содержащем n одинаковых компьютерных узлов (серверов), представимых n системами массового обслуживания типа М/М/1 с бесконечной очередью, вероятность своевременности безошибочности и надежности выполнения запроса в некотором узле кластера определим как

$$R = r(t_0)p(t), \quad (1)$$

где $r(t_0)$ — вероятность того, что время ожидания запросов в очереди узла меньше предельно допустимого значения t_0 , а $p(t)$ — вероятность того, что во время вычислений и нахождения запроса в очереди, а его результатов в буфере, отказы, сбои и ошибки не возникают.

При k -кратном резервировании выполнения запросов происходит увеличение интенсивности входного потока в k раз, при этом в случае его сбалансированного распределения между n узлами кластера с учетом модификации известной [24] формулы вероятности не превышения времени ожидания в СМО типа М/М/1 имеем:

$$r(t_0) = 1 - (v\Lambda k/n)\exp(-t_0(v^{-1} - \Lambda k/n)),$$

где Λ — интенсивность суммарного потока запросов в кластер.

Вероятность безотказности и безошибочности узла во время нахождения в нем запроса на стадиях ожидания, обслуживания и хранения результатов вычислений определим как:

$$p(t) = \exp(-\lambda t) = \exp(-\lambda(t_0 + v)),$$

где λ — суммарная интенсивность сбоев, отказов и ошибок.

Вероятность своевременного получения безошибочных результатов хотя бы от одного из k узлов кластера, задействованных в резервированном выполнении запроса, определим как

$$P = 1 - (1 - R)^k, \quad (2)$$

где R — вероятность своевременности, безошибочности и надежности выполнения запроса в некотором узле, определяемая по формуле (1).

Приведенная оценка получена для исходного состояния кластера, когда все n его узлов находятся в работоспособном состоянии. С учетом того, что в произвольный момент поступления запроса в состоянии готовности может находиться i узлов кластера и в предположении безошибочности вычислений, вероятность своевременности резервированного обслуживания запроса в кластере на основе выражения (2) найдем как

$$P = \sum_{i=1}^n b_i (1 - \{1 - [1 - (v\Lambda k_i/i)\exp(-t_0(v^{-1} - \Lambda k_i/i))\}^{k_i}),$$

где b_i — вероятность готовности i узлов кластера в момент поступления запроса; k_i — кратность резервирования при готовности (работоспособности) i узлов кластера, при этом очевидно, что должно выполняться условие $k_i \leq i$.

Вычисление вероятностей готовности i узлов кластера b_i позволяет найти его коэффициент готовности

$$K = \sum_{i=a}^n b_i.$$

Причем, если для обслуживания запросов достаточно работоспособности одного узла, то $a = 1$, а при необходимости обеспечения стационарного режима обслуживания запросов значение a задается как ближайшее целое большее Λv .

С учетом возможности ошибок и отказов узлов кластера, задействованных в резервированном обслуживании запроса (при ожидании, вычислениях и хранении результата), вероятность своевременности и безошибочности резервированного обслуживания запроса в кластере на основе (1) и (2) найдем по формуле

$$P = \sum_{i=a}^n b_i (1 - \{1 - [1 - (\Lambda k_i / i) v \exp(-t_0(v^{-1} - \Lambda k_i / i)) \exp(-\lambda(t_0 + v))]^{k_i}\})^i.$$

Оценка вероятности готовности i узлов в момент поступления запроса b_i может быть получена при моделировании кластера процессом размножения и гибели [24], для которого при работоспособности i узлов суммарная интенсивность отказов системы $\lambda_i = i\lambda$, а интенсивность ограниченного восстановления равна μ (λ и μ — интенсивности отказов и восстановлений одного узла).

В предположении неограниченного восстановления вероятность готовности i узлов кластера в момент поступления запроса $b_i = C_n^i K^i (1 - K)^{n-i}$, где K коэффициент готовности узла, $K = t_1 / (t_1 + t_2)$, $t_1 = \lambda^{-1}$ и $t_2 = \mu^{-1}$.

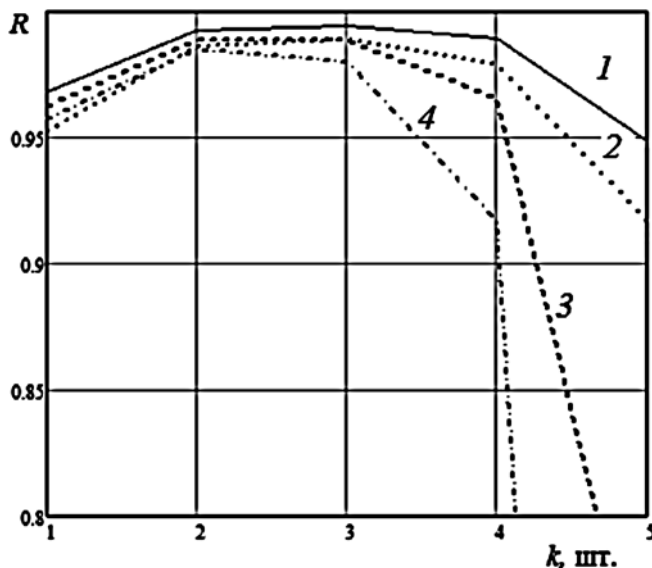


Рис. 1. Вероятность своевременности и безошибочности обслуживания запросов в зависимости от кратности их резервирования

Приведем пример расчета вероятности своевременного получения безошибочных результатов в зависимости от кратности k резервирования распределения запросов в кластере из $n = 6$ узлов при $v = 1$ с и суммарной интенсивности ошибок и отказов $\lambda = 10^{-3}$ 1/с.

Результаты расчетов для исходного состояния кластера (при готовности всех n узлов) представлены на рис. 1, на котором кривая 1 соответствует $\Lambda = 0,97$ 1/с, $t_0 = 2$ с; кривая 2 — $\Lambda = 0,97$ 1/с; $t_0 = 1,5$ с; кривая 3 — $\Lambda = 1,1$ 1/с, $t_0 = 2$ с; а кривая 4 — случаю $\Lambda = 1,2$ 1/с, $t_0 = 2$ с. Приведенные расчеты показывают существенное влияние на эффективность кластера кратности резервирования запросов, и следовательно, целесообразность оптимизации кратности резервирования вычислений в целях максимизации вероятности своевременного получения в реальном времени безошибочных результатов обслуживания запросов хотя бы в одном из узлов кластера.

Оптимизация резервирования запросов в кластерной системе реального времени

В результате оптимизации при заданной интенсивности потока запросов Λ требуется определить кратность резервированного обслуживания запросов k , при которой достигается максимум вероятности своевременного получения безошибочных результатов хотя бы одним из k узлов кластера, выполняющих копии запроса.

При заданной интенсивности запросов и исправности n узлов кластера критерий оптимизации задается как

$$P_1 = \max_k \{1 - [1 - [1 - (v\Lambda k/n) \exp(-t_0(v^{-1} - \Lambda k/n)) \exp(-\lambda(t_0 + v))]^{k_i}\}, (3)$$

при условии стационарности процесса обслуживания $(v\Lambda k/n) < 1$.

В случае принятия решения в условиях неопределенности, когда задается вектор возможных значений интенсивностей Λ_i и вектор вероятностей соответствующих значений интенсивностей g_i , рассмотрим три варианта оптимизации (В1, В2 и В3).

При варианте В1 оптимизацию при исправности n узлов кластера проведем соответственно критерию (3) по среднему значению интенсивности запросов:

$$\Lambda = \frac{1}{m} \sum_{i=1}^m g_i \Lambda_i,$$

при выполнении условий существования стационарного режима обслуживания $\max(v\Lambda_i k/n) < 1$.

Ориентация на выбор кратности резервирования по средней интенсивности запросов может привести к неоптимальности ее выбора при малых и больших интенсивностях потока запросов, отличающихся от ее среднего значения.

При варианте В2 при исправности n узлов кластера оптимизацию проведем по критерию максимума среднего значения вероятности своевременного получения безошибочных результатов хотя бы одним из k узлов кластера, при значении кратности резервирования едином для всех вариантов входного потока запросов, равном

$$P_2 = \max_k \sum_{i=1}^m g_i \{1 - [1 - [1 - (v\Lambda_i k/n) \exp(-t_0(v^{-1} - \Lambda_i k/n)) \exp(-\lambda(t_0 + v))]^{k_i}\}, (4)$$

при условии стационарности режима обслуживания $\max(v\Lambda_i k/n) < 1$.

Ориентация на выбор кратности резервирования с учетом выполнения условий стационарности при наибольшей интенсивности потока может привести к неоптимальности ее выбора при малых интенсивностях потока запросов. Таким образом, возникает потребность адаптивного назначения кратности резервирования в зависимости от интенсивности входного потока, что, с одной стороны, потенциально должно привести к повышению своевременности безошибочного обслуживания запросов, но, с другой стороны, связано с дополнительными издержками на мониторинг и измерения текущей интенсивности входного потока.

Для варианта В3 адаптивного назначения кратности резервирования в зависимости от интенсивности входного потока целевую функцию сформируем на основе критерия Байеса как

$$P_2 = \max_k \sum_{i=1}^m g_i \{1 - [1 - [1 - (v\Lambda_i k_i/n) \exp(-t_0(v^{-1} - \Lambda_i k_i/n)) \exp(-\lambda(t_0 + v))]^{k_i}\}, (5)$$

где n — число узлов кластера $K = \{k_1, k_2, \dots, k_m\}$, при условии стационарности режима обслуживания, задаваемом для каждого варианта интенсивности входного потока

$$v\Lambda_i k_i/n < 1 \text{ при } i = 1, 2, \dots, m.$$

Критерий (5) не учитывает снижения вероятности своевременности резервированного обслуживания D , связанного с диспетчеризацией и измерением текущей интенсивности запросов, требующей реализации в системе функций мониторинга и

измерения нагрузки в реальном времени [25]. Определив по критерию (5) вероятность своевременности резервированного обслуживания с адаптивным назначением кратности резервирования в зависимости от измеряемой интенсивности входного потока, можно найти допустимые потери на адаптацию, при которых оптимизация по критерию (5) эффективна по сравнению с оптимизацией по критерию (3) или (4).

Приведем пример оптимизации кратности резервирования обслуживания запросов для кластера, содержащего $n = 15$ серверов при предельно допустимом времени ожидания запросов в очереди $t_0 = 2$ с, среднем времени обслуживания запросов $v = 1$ с и суммарной интенсивности ошибок и отказов одного узла $\lambda = 10^{-3}$ с $^{-1}$.

Оптимизацию проведем в условиях неопределенности входного потока, когда равновероятные варианты интенсивностей входного потока запросов представлены вектором (0,5; 1; 1,5; 2; 2,5; 3; 3,5; 4; 4,5; 5) с $^{-1}$. Результаты оптимизации представлены на рис. 2, на котором кривая 1 соответствует оптимальным значениям кратности резервирования запросов, определяемым для каждого варианта интенсивностей входного потока в соответствии с критерием оптимальности (5).

Зависимость вероятности своевременного получения безошибочных результатов, хотя бы одним из k_i узлов кластера при адаптивном задании кратности резервирования с учетом наблюдаемой интенсивности входного потока представлена кривой 2 на рис. 2. Кривая 3 на рис. 2 соответствует вероятности своевременного получения безошибочных результатов, хотя бы одним из k узлов кластера при определении значений кратности резервирования

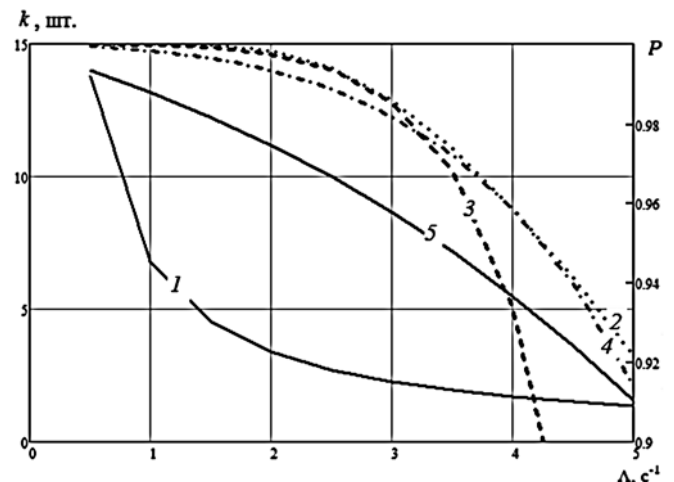


Рис. 2. Зависимость оптимальной кратности резервирования и вероятности своевременного получения безошибочных результатов при различных вариантах оптимизации

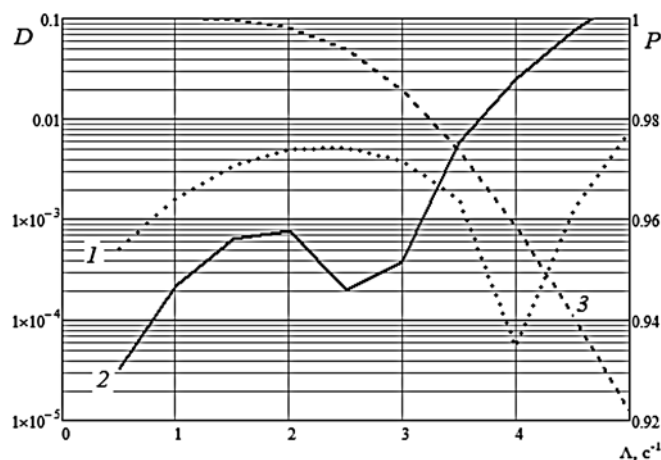


Рис. 3. Эффективность адаптивного задания кратности резервирования при изменениях интенсивности входного потока запросов

по критерию (3), а кривая 4 — по критерию (4). Кривая 5 представляет вероятность своевременности нерезервированных вычислений ($k = 1$). На рис. 3 кривыми 1 и 2 представлены потери D вероятности своевременного получения безошибочных результатов, хотя бы одним из узлов кластера при постоянной кратности резервирования, определяемой по критерию (3) и (4), относительно адаптивного назначения этой кратности при оптимизации по критерию (5).

На рис. 2 кривая 3 представляет вероятность своевременного и безошибочного обслуживания запросов, хотя бы одним из узлов кластера при адаптивном определении кратности резервирования вычислений.

Из представленных на рис. 2 и 3 зависимостей видна эффективность резервированного выполнения запросов в реальном времени, при снижении оптимальной кратности резервирования при росте интенсивности в системе реального времени. В случае значительной интенсивности запросов в результате влияния увеличения кратности резервирования на возрастание загрузки (приводящей к возможному нарушению условий стационарности) существует граница возрастания интенсивности запросов, выше которой резервированное выполнение запросов становится нецелесообразным.

Проведенные расчеты подтверждают эффективность адаптивного изменения кратности резервирования с ростом интенсивности запросов при снижении оптимальной кратности резервирования с ростом интенсивности запросов до граничного значения интенсивности запросов, когда резервирование вычислений становится нецелесообразным. Причем, при низкой интенсивности запросов оп-

тимальная кратность резервирования вычислений наибольшая, но при этом снижается эффективность резервированных вычислений с адаптацией кратности резервирования к изменениям интенсивности.

Заключение

Для кластерных систем реального времени, консолидирующих ресурсы группы серверов с организацией локальных очередей в каждом из них, предложена оценка вероятности того, что время ожидания выдачи безошибочных результатов меньше предельно допустимого значения t_0 , хотя бы в одном из узлов кластера, принимающих запрос к резервированному вычислению в условиях отказов и ошибок.

Для кластерных систем реального времени, функционирующих в условиях отказов и ошибок, показано существование оптимальной кратности резервирования запросов, обеспечивающей максимум вероятности своевременного и безошибочного их выполнения в зависимости от интенсивности запросов и допустимой задержки в очередях.

Для вычислительной системы кластерной архитектуры реального времени предложены постановка и решение задачи нахождения оптимальной кратности резервирования вычислительного процесса, при которой достигается максимум вероятности безошибочного обслуживания запроса, при времени его нахождения в очереди, меньшего предельно допустимого значения t_0 , хотя бы в одном из k узлов, принимающих запрос к резервированному выполнению.

Показана высокая эффективность резервированного выполнения запросов в реальном времени при снижении оптимальной кратности резервирования в случае роста интенсивности запросов в результате влияния увеличения кратности резервирования на возрастание загрузки узлов, приводящей к существованию границы интенсивности, выше которой резервирование становится нецелесообразным.

Показана эффективность адаптивного изменения кратности резервирования в зависимости от значения интенсивности входного потока запросов с учетом существования границы интенсивности запросов, выше которой резервированное выполнение запросов нецелесообразно.

Список литературы

1. **Kopetz H.** Real-Time Systems: Design Principles for Distributed Embedded Applications. Springer, 2011. 396 p.
2. **Sorin D.** Fault Tolerant Computer Architecture. Morgan & Claypool, 2009. 103 p.

3. Шубинский И. Б. Функциональная надежность информационных систем: методы анализа. М.: Надежность, 2012. 296 с.
4. Перегуда А. И., Перегуда А. А., Тимашев Д. А. Математическая модель надежности компьютерных сетей // Надежность. 2013. № 4 (47). С. 18—30.
5. Богатырев В. А. К повышению надежности вычислительных систем на основе динамического распределения функций // Изв. Вузов СССР. Приборостроение. 1981. № 8. С. 62—65.
6. Богатырев В. А., Богатырев А. В. Функциональная надежность систем реального времени // Научно-технический вестник ИТМО. 2013. № 4. С. 150—151.
7. Богатырев В. А., Богатырев С. В., Богатырев А. В. Функциональная надежность вычислительных систем с перераспределением запросов // Известия вузов. Приборостроение. № 10. 2012. С. 53—57.
8. Богатырев В. А. Оценка вероятности безотказной работы функционально-распределенных вычислительных систем при иерархической структуре узлов // Изв. Вузов. Приборостроение. 2000. № 3. С. 67—70.
9. Богатырев В. А. Методы отображения и балансировки нагрузки в распределенных вычислительных системах // Информационные технологии. 1999. № 8. С. 2—5.
10. Богатырев В. А. Мультипроцессорные системы с динамическим перераспределением запросов через общую магистраль // Изв. вузов. Приборостроение. 1985. № 3. С. 33—38.
11. Bogatyrev V. A., Bogatyrev S. V., Golubev I. Y. Optimization and the Process of Task Distribution between Computer System Clusters // Automatic Control and Computer Sciences. 2012. N. 3. P. 103—111.
12. Алиев Т. И. Проектирование систем с приоритетами // Изв. вузов. Приборостроение. 2014. Т. 57, № 4. С. 30—35.
13. Алиев Т. И., Муравьева-Витковская Л. А. Приоритетные стратегии управления трафиком в мультисервисных компьютерных сетях // Изв. вузов. Приборостроение. 2011. Т. 54, № 6. С. 44—48.
14. Грищенко А. Ю., Коробейников А. Г. Постановка задачи оптимизации распределенных вычислительных систем // Программные системы и вычислительные методы. 2013. № 4. С. 370—375.
15. Гатчин Ю. А., Жаринов И. О., Коробейников А. Г. Математические модели оценки инфраструктуры системы защиты информации на предприятии // Научно-технический вестник информационных технологий, механики и оптики. 2012. № 2 (78). С. 92—95.
16. Богатырев В. А. Оценка коэффициента сохранения эффективности отказоустойчивых систем из многофункциональных модулей // Методы менеджмента качества. 2001. № 9. С. 29—33.
17. Воробьев А. И., Колбанев М. О., Татарникова Т. М. Оценка вероятностно-временных характеристик процесса предоставления информационно-справочных услуг // Изв. вузов. Приборостроение. 2014. Т. 57, № 9. С. 15—18.
18. Богатырев В. А. Отказоустойчивость и сохранение эффективности функционирования многомагистральных распределенных вычислительных систем // Информационные технологии. 1999. № 9. С. 44—48.
19. Богатырев В. А. Комбинаторный метод оценки отказоустойчивости многомагистрального канала // Методы менеджмента качества. 2000. № 4. С. 30—35.
20. Lee M. H., Dudin A. N., Klimenok V. I. The SM/V/N queueing system with broadcasting service // Math. Probl. in Engineer. 2006. V. 2006. Article ID 98171. 18 p.
21. Дудин А. Н., Сунь Б. Многолинейная система MAP/PN/N с управляемым широкополосным обслуживанием ненадежными приборами // Автоматика и вычислительная техника. 2009. Т. 43, № 5. С. 32—43.
22. Дудин А. Н., Сунь Б. Многолинейная ненадежная система с управляемым широкополосным обслуживанием // Автоматика и телемеханика. 2009. Т. 70, № 12. С. 147—160.
23. Богатырев В. А., Богатырев А. В. Функциональная надежность резервированного вычислительного процесса реального времени в системах кластерной архитектуры // Автоматика и вычислительная техника. 2015. Т. 49. № 1.
24. Вишневецкий В. М. Теоретические основы проектирования компьютерных сетей. М.: Техносфера, 2003. 512 с.
25. Алиев Т. И., Новиков Г. И. Метрическая теория и мониторинг компьютерных систем: состояние и проблемы // Изв. вузов. Приборостроение. 2000. Т. 43, № 3. С. 40—44.

V. A. Bogatyrev, Professor, e-mail: Vladimir.bogatyrev@gmail.com,

A. V. Bogatyrev, Post Graduate,

Saint Petersburg National Research University of Information, Technologies, Mechanics and Optics

Optimization of Redundant Routing Requests in a Clustered Real-Time Systems

The investigated cluster system is designed to work in real time when exposed to faults, failures and errors in the requirement of the accuracy and timeliness of the results of service requests with the condition that the delay in the queue is less than the specified maximum permissible value.

The aim of the research was to increase the functional reliability of the cluster real-time in the redundant service requests made by a group of κ nodes in terms of failures and errors of calculation.

To achieve the objectives of the proposed organization of the redundant distribution of queries in the cluster and the real-time model to assess the probability timeliness, and accuracy of redundant service requests. Proposed and solved the problem of optimal reservation requests in a cluster, which consists in finding the ratio of reservation requests, which guarantees the maximum probability of obtaining accurate and timely delivery of service in at least one of the nodes, receiving a request to redundant execution.

The high efficiency redundant queries in real time, while reducing the optimal ratio of redundancy in case of increase of the intensity of requests, due to the influence of increasing the ratio of the reserve to increase the load on all the nodes, leading to the existence of the border intensity, above which the reservation is not appropriate. The efficiency in the allocation of queries adaptively set the multiplicity of the reservation, pre-computed during the optimization process, depending on changes in the intensity of the input stream.

Keywords: reliability, timeliness, real time, cluster, query, backup, optimization

References

1. **Kopetz H.** *Real-Time Systems: Design Principles for Distributed Embedded Applications*. Springer, 2011. 396 p.
2. **Sorin D.** *Fault Tolerant Computer Architecture*. Morgan & Claypool, 2009. 103 p.
3. **Shubinskij I. B.** Funkcional'naja nadezhnost' informacionnyh sistem: metody analiza. M.: Zhurnal "Nadezhnost". 2012. 296 p.
4. **Pereguda A. I., Pereguda A. A., Timashev D. A.** Matematicheskaja model nadezhnosti komp'juternyh setej. *Nadezhnost'*. 2013. N. 4 (47). P. 18–30.
5. **Bogatyrev V. A.** K povysheniju nadezhnosti vychislitel'nyh sistem na osnove dinamicheskogo raspredelenija funkcij. *Izv. vuzov SSSR. Priborostroenie*. 1981. N. 8. P. 62–65.
6. **Bogatyrev V. A., Bogatyrev A. V.** Funkcional'naja nadezhnost' sistem real'nogo vremeni. *Nauchno-tehnicheskij vestnik ITMO*. 2013. N. 4. P. 150–151.
7. **Bogatyrev V. A., Bogatyrev S. V., Bogatyrev A. V.** Funkcional'naja nadezhnost' vychislitel'nyh sistem s pereraspredeleniem zaprosov. *Izvestija vuzov. Priborostroenie*. 2012. N. 10. P. 53–57.
8. **Bogatyrev V. A.** Ocenka verojatnosti bezotkaznoj raboty funkcional'no-raspredelennyh vychislitel'nyh sistem pri ierarhicheskoj strukture uzlov. *Izv. vuzov. Priborostroenie*. 2000. N. 3. P. 67–70.
9. **Bogatyrev V. A.** Metody otobrazhenija i balansirovki nagruzki v raspredelennyh vychislitel'nyh sistemah. *Informacionnye tehnologii*. 1999. N. 8. P. 2–5.
10. **Bogatyrev V. A.** Mul'tiprocessornye sistemy s dinamicheskim pereraspredeleniem zaprosov cherez obshhiju magistral'. *Izv. vuzov. Priborostroenie*. 1985. N. 3. P. 33–38.
11. **Bogatyrev V. A., Bogatyrev S. V., Golubev I. Y.** Optimization and the Process of Task Distribution between Computer System Clusters. *Automatic Control and Computer Sciences*. 2012. N. 3. P. 103–111.
12. **Aliev T. I.** Proektirovanie sistem s prioritetaми. *Izv. vysshih uchebnyh zavedenij. Priborostroenie*. 2014. V. 57, N. 4. P. 30–35.
13. **Aliev T. I., Murav'eva-Vitkovskaja L. A.** Prioritetnye strategii upravlenija trafikom v mul'tiservisnyh komp'juternyh setjah. *Izvestija vysshih uchebnyh zavedenij. Priborostroenie*. 2011. V. 54. N. 6. P. 44–48.
14. **Grishencev A. Ju., Korobejnikov A. G.** Postanovka zadachi optimizacii raspredelenija OSTATNOVKA jonnnyh vychislitel'nyh sistem. *Programmnye sistemy i vychislitel'nye metody*. 2013. N. 4. P. 370–375.
15. **Gatchin Ju. A., Zharinov I. O., Korobejnikov A. G.** Matematicheskie modeli ocenki infrastruktury sistemy zashhity informacii na predpriyatii. *Nauchno-tehnicheskij vestnik informacionnyh tehnologii, mehaniki i optiki*. 2012. N. 2 (78). P. 92–95.
16. **Bogatyrev V. A.** Ocenka koeficienta sohraneniya jeffektivnosti otkazoustojchivyh sistem iz mnogofunkcional'nyh modulej. *Metody menedzhmenta kachestva*. 2001. N. 9. P. 29–33.
17. **Vorob'jov A. I., Kolbanjov M. O., Tatarnikova T. M.** Ocenka verojatnostno-vremennyh charakteristik processa predostavlenija informacionno-spravochnyh uslug. *Izvestija vysshih uchebnyh zavedenij. Priborostroenie*. 2014. V. 57. N. 9. P. 15–18.
18. **Bogatyrev V. A.** Otkazoustojchivost' i sohranenie jeffektivnosti funkcionirovanija mnogomagistral'nyh raspredelennyh vychislitel'nyh sistem. *Informacionnye tehnologii*. 1999. N. 9. P. 44–48.
19. **Bogatyrev V. A.** Kombinatornyj metod ocenki otkazoustojchivosti mnogomagistral'nogo kanala. *Metody menedzhmenta kachestva*. 2000. N. 4. P. 30–35.
20. **Lee M. H., Dudin A. N., Klimenok V. I.** The SM/V/N queueing system with broadcasting service. *Math. Probl. in Engineer.* 2006. V. 2006. Article ID 98171. 18 p.
21. **Dudin A. N., Sun' B.** Mnogolinejnaja sistema MAP/PH/N s upravljajemym širokoveshhatel'nym obsluzhivaniem nenadezhnymi priborami. *Avtomatika i vychislitel'naja tehnika*. 2009. V. 43, N. 5. P. 32–43.
22. **Dudin A. N., Sun' B.** Mnogolinejnaja nenadezhnaja sistema s upravljajemym širokoveshhatel'nym obsluzhivaniem. *Avtomatika i telemekhanika*. 2009. V. 70, N. 12. P. 147–160.
23. **Bogatyrev V. A., Bogatyrev A. V.** Functional Reliability of a Real-Time Redundant Computational Process in Cluster Architecture Systems. *Automatic Control and Computer Sciences*. 2015. V. 49, N. 1. P. 46–56. DOI 10.3103/S0146411615010022.
24. **Vishnevskij V. M.** Teoreticheskie osnovy proektirovanija komp'juternyh setej. M.: Tehnosfera, 2003. 512 p.
25. **Aliev T. I., Novikov G. I.** Metricheskaja teorija i monitoring komp'juternyh sistem: sostojanie i problemy. *Izv. vuzov. Priborostroenie*. 2000. V. 43, N. 3. P. 40–44.

III ЕЖЕГОДНАЯ НАЦИОНАЛЬНАЯ ВЫСТАВКА

ВУЗ
ПРОМ
ЭКСПО
2015

ОТ ИДЕИ К РЕАЛЬНОСТИ

2-4 ДЕКАБРЯ 2015

Федеральная площадка для демонстрации потенциала современных технологий и научных изобретений России
Научный шаг в будущее России

- БОЛЕЕ 100 ВУЗОВ,
а также:
- ПРОМЫШЛЕННЫЕ ПРЕДПРИЯТИЯ
- НАУЧНЫЕ ОРГАНИЗАЦИИ
- МАЛЫЕ ИННОВАЦИОННЫЕ ПРЕДПРИЯТИЯ
- ИНЖИНИРИНГОВЫЕ ЦЕНТРЫ
- ТЕХНОЛОГИЧЕСКИЕ ПЛАТФОРМЫ
- ГОСУДАРСТВЕННЫЕ КОРПОРАЦИИ
- ТЕРРИТОРИАЛЬНЫЕ ИННОВАЦИОННЫЕ КЛАСТЕРЫ

vuzpromexpo.ru

организаторы:



стратегические партнеры:

Технополис «Москва» г. Москва, Волгоградский проспект 42/13

ПРОГРАММНАЯ ИНЖЕНЕРИЯ SOFTWARE ENGINEERING

УДК 004.415.2

Ю. И. Петров, канд. экон. наук, менеджер образовательных программ,
ЗАО "Лаборатория Касперского", Москва, e-mail: mailtoyuripetrov@gmail.com,

Ю. А. Карнаухов, руководитель отдела производства,
IN-Media AG, Гренхен, Швейцария, e-mail: fishmanship@gmail.com

Программное обеспечение "FK-Monitoring" как средство мониторинга бизнес-процессов

Рассматриваются вопросы проектирования и реализации программного обеспечения (информационно-аналитической системы) мониторинга бизнес-процессов в компании IN-Media AG (Швейцария). Представлена архитектура программного комплекса, а также приведены иллюстрации работы разработанного программного обеспечения.

Ключевые слова: информационная система, информационно-аналитическая система, программное обеспечение, бизнес-процесс, мониторинг, издательский холдинг, OLAP, Delphi, PostgreSQL

Введение

Последние несколько десятилетий характеризуются резким ростом информатизации экономических, управленческих и производственных процессов как в государственных, так и в коммерческих структурах. Главным образом это объясняется стремлением организаций повысить эффективность своей деятельности и, соответственно, укрепить конкурентные позиции, что в настоящее время в первую очередь возможно сделать с внедрением в хозяйственный процесс различных информационных систем (ИС). Среди прочих выделяют информационно-аналитические системы (ИАС), использование которых позволяет обеспечить принятие высокоэффективных управленческих решений и поддержку элементов стратегического планирования. При этом системы данного типа, как правило, разрабатывают на заказ, так как требования к входной информации, обработке внутренней документации и выходным отчетам сильно зависят от специфики компании. В данной работе рассмотрены вопросы проектирования ИАС мониторинга производства "FK-Monitoring" швейцарской компании *IN-Media* [1], приведены основные особенности и проиллюстрирована работа разработанного программного обеспечения (ПО).

1. Компания IN-Media и производственные бизнес-процессы

IN-Media — медиа-холдинг, одним из основных видов деятельности которого является предоставление услуг по профессиональной упаковке журналов, поставляемых различными компаниями-поставщиками домохозяйствам Швейцарии. Тематика печатных изданий — от рекламной информации в различных форматах до развлекательного содержания, предназначенного для достаточно широкого круга читателей. В целом, в неделю обрабатывается около 1,2 млн экземпляров журналов, что подразумевает наличие достаточно больших производственных мощностей. Кроме этого компания предлагает собственную Интернет-площадку [2] для взаимодействия с клиентами и заказчиками.

Рассматриваемым в настоящей работе бизнес-процессом компании является комплексный процесс упаковки поставляемой печатной продукции. Всего на производстве используют три линии (конвейера). Имеющееся в компании производственное оборудование и программное обеспечение, установленное производителем, генерирует три документа:

1. Отчет о состоянии производства для каждой из линий.
2. Отчет о планировании производства.
3. Отчет о средних показателях производства.

A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L
Auftragsname	Status	Publikation	Ausgabe	Ausgabedatum	Pakete gesamt	Schlüssel pakete	Exemplare gesamt	Datum/Zeit Auftragerstellung	Datum/Zeit Auftragstart	Datum/Zeit Auftragende	Zu liefern Pakete
Sorte 1	4	DMC	PromoPostITA	31.12.2013	42	1	1756	20.12.2013 11:12	20.12.2013 14:43	20.12.2013 14:51	
Sorte 2	4	DMC	PromoPostITA	31.12.2013	42	1	2516	20.12.2013 11:12	20.12.2013 14:51	20.12.2013 15:09	
Sorte 3	4	DMC	PromoPostITA	31.12.2013	173	1	8668	20.12.2013 11:12	20.12.2013 15:07	20.12.2013 15:39	

Рис. 1. Фрагмент отчета о состоянии производства, генерируемого линией

	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J
1	Erscheinungs									
2	Tag	WO	Auftrags Nr	Auftragsbezeichnung	NL Nr	Niederlassung	Gewicht GR (Verkauf)	Gewicht GR (tatsächliches)	HH	Datum/Zeit
16233	06.05.2014	19	413660	CCA Quartierladen Heiligkreuz	81	SG West	12	12	825	06.05.2014 / 07:52:37
16234	06.05.2014	19	413661	CCA Caviezel St. Margrethen	80	SG Ost	12	12	535	06.05.2014 / 07:52:37
16235	06.05.2014	19	413662	CCA Richner Staad	80	SG Ost	12	12	110	06.05.2014 / 07:52:37

Рис. 2. Фрагмент отчета о планировании производства

Отметим, что в данной статье термины "производство" и "процесс упаковки" являются синонимами и полностью идентичны друг другу, первый из них принят в организации по умолчанию для краткого обозначения процесса упаковки и в основном и используется здесь.

Каждая производственная линия через определенный промежуток времени (как правило, это 5 мин) генерирует отчет о состоянии производства на каждой из линий (отчет о состоянии процесса упаковки) в формате CSV (Comma-Separated Values) [3], и сохраняет его в файл под именем *mpc10<НОМЕР_ЛИНИИ> Production Report <ДЕНЬ_НЕДЕЛИ>.csv*, перезаписывая уже имеющийся. Фрагмент отчета представлен на рис. 1.

Наиболее важными являются следующие колонки:

- А — номер сорта (группы журналов/проспектов), печатаемого в определенный момент на линии;
- В — статус работы линии (например, 4 — производство окончено);
- С — наименование журнала;
- D — название города, для которого выполняется печать;
- Н — число экземпляров в сорте (например, сорт 2 подразумевает изготовление 2516 журналов);

- I, J, K — дата программирования, начала и окончания производства на линии соответственно.

Отчет о планировании производства является файлом формата XSLX [4] и содержит информацию о производстве, планируемом к запуску. По умолчанию файл имеет наименование *AVOR_Produktion Aufträge_<ГОД>.xlsx*. Фрагмент отчета представлен на рис. 2.

Выделим следующие колонки:

- А — дата доставки сорта клиенту;
- В — производственный день;
- С — номер проспекта;
- D — наименование проспекта;
- E, F — код и наименование города;
- G, H — вес проспектов, заявленный клиентом и проверенный компанией соответственно;
- I — число проспектов;
- J — дата/время занесения заказа в базу.

Отчет о средних показателях производства так же как и отчет о планировании производства является файлом формата XSLX. Файл имеет наименование *AVOR_Produktion Aufträge Mittelwerte_<ГОД>.xlsx*, при открытии которого автоматически происходит обновление содержащейся в нем информации. В данном отчете содержится информация о средних производственных показателях для каждого города, включенного в план производства. Фрагмент отчета представлен на рис. 3.

	A	B	C	D	E	F	G	H	I	J	K	L	M	N
1			BERN	62		90	Zug	65		90	TESSIN	66		90
2	Erscheinungs	WO	Mittelwert		Maximal		Mittelwert		Maximal		Mittelwert		Maximal	
3	Tag		MWGR	MWDS	MAXGR	MAXDS	MWGR	MWDS	MAXGR	MAXDS	MWGR	MWDS	MAXGR	MAXDS
7	14.01.2014	3	80	2	182	5	161	4	255	7	214	5	382	7
8	16.01.2014	3	95	2	194	3	174	4	392	10	150	3	150	3
9	21.01.2014	4	65	2	114	4	121	5	226	8	99	4	233	8

Рис. 3. Фрагмент отчета о средних показателях производства

Отметим значение следующих колонок:

- А — дата доставки сорта клиенту;
- В — производственный день.

Далее колонки идут вправо группами по четыре для каждого города, например, для первого города BERN:

- C1, D1 — наименование и код города;
- MWGR — средний вес всех проспектов;
- MWDS — среднее число проспектов;
- MAXGR — максимальная масса среди всех проспектов;
- MAXDS — максимальное число проспектов.

Используя приведенные выше данные, сотрудник (управляющий или менеджер), отвечающий за данный процесс, должен:

- отслеживать динамику производства, находить "слабые" места каждый производственный день;
- оптимально загружать линии, на которых идет печать журналов;
- эффективно распределять рабочий персонал на каждой линии.

До решения о проектировании и разработке информационной системы ряд необходимых расчетов проводили вручную или с использованием незначительной автоматизации (например, использованием макросов в электронных таблицах), что занимало большое количество времени и не позволяло проводить оперативный анализ информации. Более того, некоторые операции (например построение графиков или отслеживание динамики производства) опускались ввиду того, что требовали программирования значительных или мгновенных вычислений.

В результате, в связи с большим объемом информации, необходимой для принятия решений, а также, учитывая, что существующее программное обеспечение, поставляемое производителем к оборудованию, имело ограниченные функциональные возможности, в компании было принято решение о создании собственной ИАС, что позволило бы управляющему быстрее и качественнее контролировать и управлять производственным процессом, а также за счет этого расширить круг обязанностей в будущем.

2. Функциональные и архитектурные особенности информационно-аналитической системы "FK-Monitoring"

При старте проектирования ИАС было создано подробное техническое

задание, из него отметим наиболее существенные функциональные требования, которым должно удовлетворять разрабатываемое ПО:

- обеспечивать обработку (чтение, извлечение, преобразование и загрузку) информации из документов, генерируемых производственными линиями и базовым ПО;
- в режиме реального времени отображать ход процесса упаковки с указанием ключевых текущих показателей (производительности, времени работы и т. д.), а также с указанием планируемых величин (времени окончания производства и т. д.);
- просматривать данные о производстве на выбранную дату;
- рассчитывать число рабочих, требуемых для обслуживания конкретной линии;
- предусматривать систему ролей (прав пользователей), имеющую две роли — администратор, имеющий полный доступ к системе, и менеджер (управляющий), осуществляющий мониторинг за производством;
- вести статистику работы по каждому менеджеру (количественные показатели работы в конкретную смену, в которую вышел менеджер, такие как число выпущенных проспектов, средняя производительность и т. д.);
- обеспечить модульность системы для дальнейшего расширения и разработки дополнительных модулей (например, веб-интерфейса).

На основании предъявляемых к системе требований и учета особенностей среды окружения разработчиками была принята архитектура системы, основные компоненты которой представлены на рис. 4.

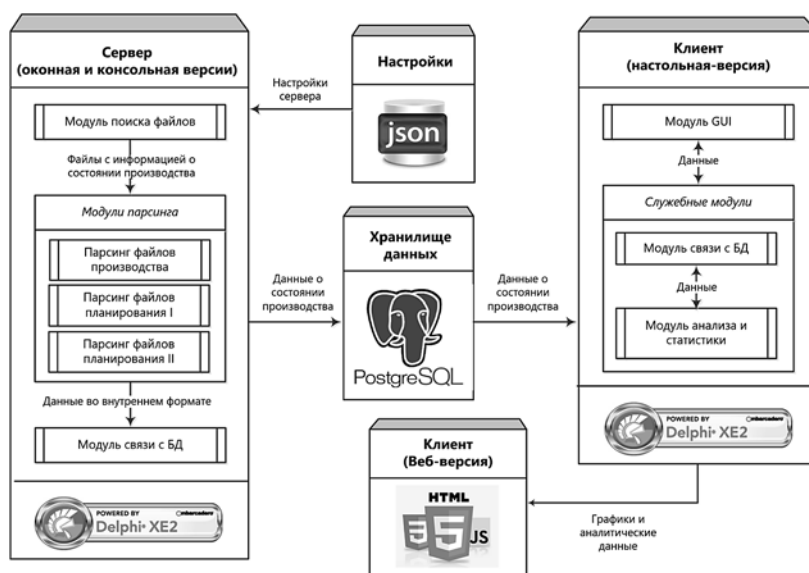


Рис. 4. Общая архитектура ИАС "FK-Monitoring"

Архитектура программного комплекса схожа с архитектурой, рассмотренной в работе [5], основанной на источниках [6, 7] и хорошо зарекомендовавшей себя за время эксплуатации. В компании *IN-Media* компьютеры сотрудников работают под управлением ОС Microsoft Windows 7 и выше, что частично повлияло на выбор используемых технологий. В качестве системы управления базами данных (СУБД), применяемой для создания и управления хранилищем данных ИАС, используется PostgreSQL [8]. Данная СУБД имеет сбалансированный набор функций, что позволяет ей приблизиться по мощности к коммерческим СУБД, таким как Oracle или SQL Server. Кроме того, дополнительным плюсом является "свободность" PostgreSQL, что влечет за собой отсутствие каких-либо затрат на закупку соответствующего числа лицензий. Для реализации настольной версии клиента, а также обеих (оконной и консольной) версий сервера был использован язык программирования Delphi XE2 [9]. Настройки приложений (в настоящее время имеются только у сервера) хранятся в JSON-формате [10]. Веб-версия клиента является дополнением к на-

стольной версии и предназначена для отображения некоторой аналитической информации (например, графиков), генерируемой клиентом, на мобильных устройствах. Используемые технологии — HTML5 [11], CSS3 [12] и JavaScript [13].

3. Сервер ИАС "FK-Monitoring" (FK-Monitoring Server)

Серверная часть ИАС "FK-Monitoring" предназначена для централизованного выполнения следующих операций:

- поиска файлов производственных линий (в частности, в указанной папке на локальном компьютере / в сети);
- выполнения ETL-процедур (extraction, transformation, loading) и помещения данных в информационное хранилище.

В процессе работы автоматически осуществляется обработка дубликатов, производится обновление существующих записей.

Сервер выполнен в двух вариантах — оконном и консольном. Наличие консольной версии объясняется желанием снизить потребление ресурсов во

время работы, а также иметь возможность запустить приложение на менее мощных ПК. Общий вид консольного и оконного вариантов сервера приведен на рис. 5 и 6 соответственно.

Обе версии позволяют менеджеру увидеть, какие файлы взяты на обработку, а также наблюдать за ходом выполнения анализа и извлечения данных из файлов. Оконная версия имеет также дополнительные возможности в виде просмотра содержимого хранилища (вкладки "БД..." на рис. 6) и работы с настройками приложения. Как консольная, так и оконная версии запрограммированы на два режима проверки:

- "по требованию/расписанию" — данный режим предусматривает запуск проверки по требованию — самостоятельно оператором, или по расписанию — при запуске сервера или по прошествии определенного времени (обычно одного часа, настраивается в приложении);
- "обнаружение файла" — обработка файла при его обновлении/появлении в отслеживаемой директории.

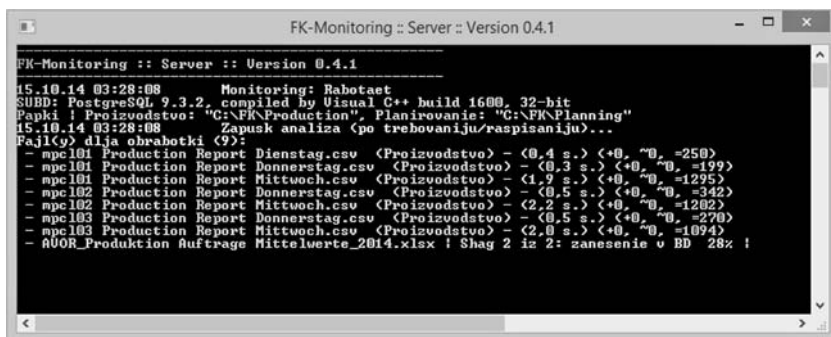


Рис. 5. Сервер ИАС "FK-Monitoring" (консольная версия)



Рис. 6. Сервер ИАС "FK-Monitoring" (оконная версия)

4. Клиент ИАС "FK-Monitoring" (FK-Monitoring Client, настольная версия)

Клиентская часть ИАС "FK-Monitoring" напрямую предназначена для менеджера и предоставляет следующие возможности:

- отображение информации о производстве в режиме реального времени в текстовом и графическом видах;
- анализ представленной информации и расчет необходимых статистических показателей;
- управление группами и правами пользователей системы.

Основным языком интерфейса FK-Monitoring Client является швейцарский вариант немецкого языка, однако в системе предусмотрена возможность использования русского языка, и учитывая, что большая часть аудитория читателей настоящего журнала является русскоязычной, авторы считают целесообразным приводить иллюстрации работы ИАС на русском языке.

Работа с клиентом ИАС "FK-Monitoring" начинается с окна входа в систему (рис. 7). Кроме логина и пароля, в качестве дополнительных параметров указываются цели линий (число журналов, которые планируется выпустить на каждой линии), и временной интервал рабочей смены.

После ввода имеющейся в хранилище данных комбинации логин/пароль менеджер попадает в главное окно (рис. 8, см. вторую сторону обложки).

Последовательно рассмотрим элементы главного окна клиента ИАС "FK-Monitoring".

4.1. Меню FK-Monitoring Client

Меню приложения состоит из пунктов "Система", "Настройка" и "Report Error".

Меню "Система" содержит следующие подпункты:

- "Сменить пользователя";
- "Администрирование"/"Мой профиль" — в зависимости от прав текущего пользователя, оператор ИАС может либо управлять учетными записями всех пользователей (администратор), либо редактировать свою учетную запись;
- "Журнал входа в систему"; меню отображается, только если текущий пользователь является администратором и показывает хронологию работы пользователей с системой;
- "Выход".

Меню "Настройка" в настоящий момент содержит один пункт "Веб-мониторинг", который включает/выключает

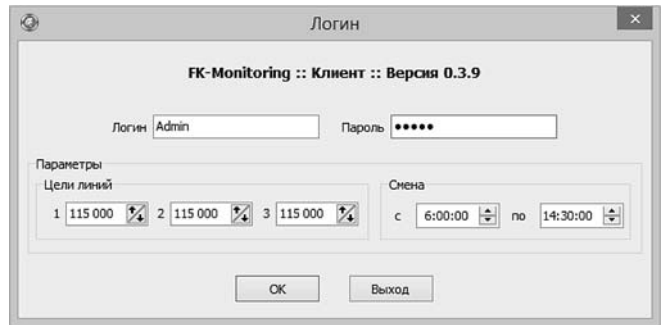


Рис. 7. Клиент ИАС "FK-Monitoring" (окно входа в систему)

автоматическую пересылку данных в веб-версию клиента, о которой будет рассказано далее.

Меню "Report Error" предназначено для создания отчетов об ошибках. Когда пользователь выбирает данный пункт меню, запускается модуль обратной связи, в обязанности которого входит три основные операции: создание скриншота текущего состояния экрана, дампа базы данных, а также сбор описания ошибки. После этого все три составляющих автоматически архивируются и готовы для отправки разработчику.

4.2. Навигация и пользовательский интерфейс FK-Monitoring Client

Ключевыми навигационными элементами ИАС являются три вкладки, расположенные ниже главного меню:

- "Производство" (рис. 8, см. вторую сторону обложки);
- "Планирование" (рис. 9);
- "Статистика" (рис. 10).

Рассмотрим предназначение и функциональность каждой из вкладок.

Вкладка "Производство" в настоящий момент является основной как по интерфейсной, так и по

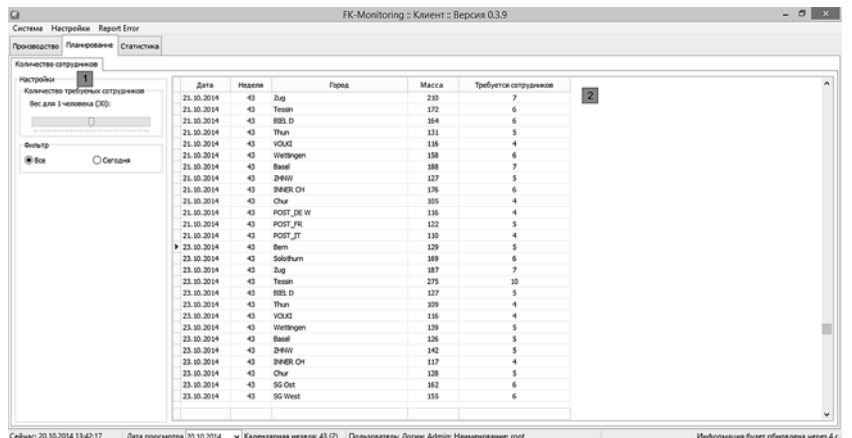


Рис. 9. Клиент ИАС "FK-Monitoring" (главное окно, вкладка "Планирование")

функциональной нагрузке. На рис. 8 (см. вторую сторону обложки) ключевые элементы отмечены пиктограммами с указанием номера:

1 — параметры отображения информации:

- номер производственной линии;
- тип сортов в таблице (произвольные, завершённые или не завершённые);
- цели каждой из линий;
- время смены, в которую работает сотрудник.

2 — графическое отображение состояния линий.

Для каждой линии подразумевается построение двух видов графиков — информационного (отображает фактическую информацию из базы данных) и динамического (информационный график с приращением).

Зеленым цветом указываются завершённые сорта, желтым — производящиеся в текущий момент, а красным — запланированные сорта, которые по расчетам системы не удастся произвести в данную смену. К опциям графика относятся: отображение линии времени (синяя линия), соединение сортов на графике (тонкая черная линия) и отображение подписей к сортам. Обновление графиков происходит в режиме реального времени.

3 — табличное отображение состояния линий.

ИАС автоматически вычисляет в соответствующих колонках для конкретного сорта затраченное время на производство, производительность линии в этот момент, а также изменение производительности при переходе от одного сорта к другому. Кроме того, отображаются агрегированные показатели —

брутто и нетто, время производства, средняя и максимальная производительность.

4 — аналитическое отображение текущего производства на выбранной линии. В поле указывается общая информация о текущем и следующем за ним производстве (город, сорт), а также аналитические данные — производительность, примерное время завершения производства и требующееся число сотрудников на линии. Кроме того, менеджеру доступно расчетное время окончания производства по имеющимся в плане городам, а также по всем линиям в целом.

5 — строка состояния отображает текущие дату/время работы ИАС, а также информацию о пользователе системы. Особенностью FK-Monitoring Client является возможность выбора даты просмотра информации, что дает менеджеру возможность анализа данных за разные периоды времени.

Вкладка "Планирование" (рис. 9) содержит инструменты, с помощью которых менеджер может определить число рабочих, требующихся в определенный момент времени для осуществления упаковки на произвольной линии. Пиктограммой (1) отмечены настройки отображения расчетов (по всем данным или только за текущий день), а также возможность варьирования массы одного проспекта, который может обработать сотрудник, от чего отталкивается расчет. В таблице (пиктограмма (2)) отображается информация о требуемом числе рабочих на линии на конкретную дату, в определенном городе.

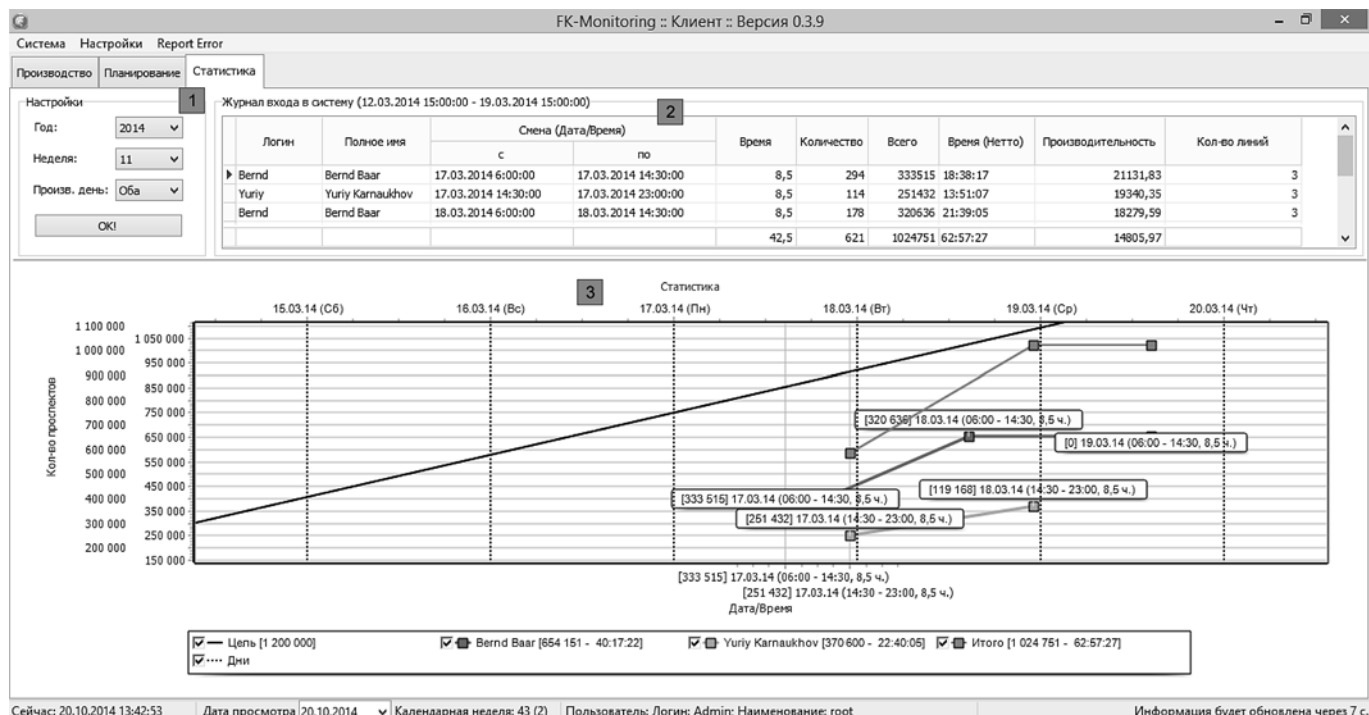


Рис. 10. Клиент ИАС "FK-Monitoring" (главное окно, вкладка "Статистика")

Вкладка "Статистика" предназначена для анализа итогов процесса упаковки и работы менеджеров. К основным сравнительным характеристикам относятся (для каждой смены, в которую работал менеджер): время работы, количество изготовленных сортов и проспектов, затраченное время, а также число работающих в смену линий. На рис. 10 ключевые элементы отмечены пиктограммами с указанием номера:

- [1] — настройки отображения статистики: включают выбор даты (года, недели и производственного дня), на которую требуется вывести данные;
- [2] — табличное отображение сравнительных характеристик менеджеров; данные отображаются по каждому календарному дню, входящему в производственный день, агрегированные показатели указываются в таблице;
- [3] — графическое отображение информации; опции графика позволяют отображать данные как по отдельному менеджеру, так и в совокупности.

5. Клиент ИАС "FK-Monitoring" (FK-Monitoring Client, веб-версия)

Веб-версия клиента является дополнением к настольной версии и в настоящий момент предназначена для отображения незначительного количества аналитической информации, передаваемой от настольного клиента, в виде веб-страницы (в первую очередь для мобильных устройств). На текущий момент достаточным для компании является демонстрация графиков динамики производства, однако в дальнейшем функциональность версии может быть расширена. Пример веб-страницы клиента представлен на рис. 11.

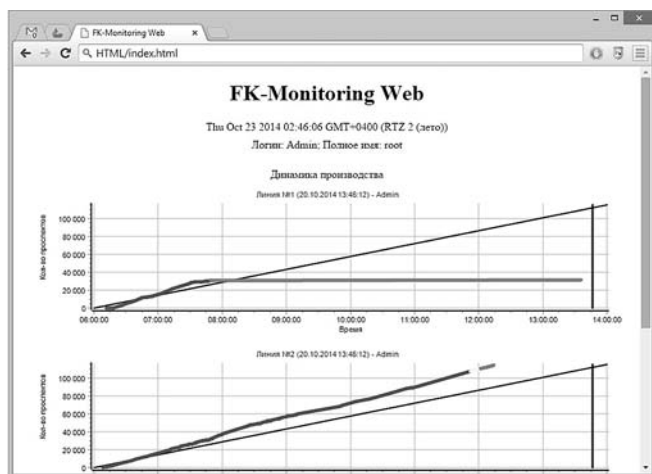


Рис. 11. Клиент "FK-Monitoring" (веб-версия)

Заключение

В работе были рассмотрены результаты проектирования и разработки информационно-аналитической системы мониторинга производства "FK-Monitoring" компании *IN-Media*. Весь программный комплекс, согласно приведенной архитектуре содержит серверную и клиентскую части. Серверная часть имеет две версии — оконную и консольную, работающие на основе единой кодовой базы и обеспечивающие гибкость относительно выбора характеристик целевого компьютера. Клиентская часть подразделяется на настольную, обеспечивающую основные функциональные возможности, и веб-версию, предназначенную в основном для мобильных устройств.

В настоящий момент ИАС "FK-Monitoring" находится в состоянии активного использования, продолжает поддерживаться и развиваться, решая возникающие задачи. В дальнейшем планируется внедрить несколько новых возможностей, в частности, основанных на оптимизационных решениях, рассмотренных в работе [14].

Список литературы

1. **IN-Media** — Home. URL: <http://www.in-media.ch>, свободный. (дата обращения 26.10.2014).
2. **in-online.ch** — Das online Magazin des in. Werbe-Folders. Режим доступа: <http://www.in-online.ch/>, свободный (дата обращения 26.10.2014).
3. **Common Format and MIME Type for Comma-Separated Values (CSV) Files**. URL: <http://www.ietf.org/rfc/rfc4180.txt>, свободный (дата обращения 26.10.2014).
4. **[MS-XLSX]: Excel (.xlsx) Extensions to the Office Open XML SpreadsheetML File Format**. URL: [http://msdn.microsoft.com/e-us/library/dd922181\(v=office.12\).aspx](http://msdn.microsoft.com/e-us/library/dd922181(v=office.12).aspx), свободный. (дата обращения 26.10.2014).
5. **Петров Ю. И.** Архитектура и алгоритмическое обеспечение информационной системы нормоконтроля выпускных квалификационных работ // Программная инженерия. 2013. № 3. С. 26—32.
6. **Спинеллис Д., Гусиос Г.** Идеальная архитектура. Ведущие специалисты о красоте программных архитектур. Спб.: Символ-Плюс, 2010. 528 с.
7. **Форд Н., Найгард М.** 97 этюдов для архитекторов программных систем. Спб.: Символ-Плюс, 2010. 224 с.
8. **PostgreSQL: The world's most advanced open source database**. — URL: <http://www.postgresql.org/>, свободный (дата обращения 26.10.2014).
9. **Delphi XE2** // Embarcadero Technologies. [Electronic resource]. — URL: <http://edn.embarcadero.com/article/41593> (дата обращения: 20.10.2014).
10. **Introducing JSON**. URL: <http://www.json.org/> (дата обращения: 23.10.2014).
11. **HTML5**. URL: <http://www.w3.org/TR/html5/>, свободный (дата обращения 26.10.2014).
12. **CSS3 Introduction**. URL: http://www.w3schools.com/css/css3_intro.asp, свободный (дата обращения 26.10.2014).
13. **Обзор JavaScript**. URL: http://developer.mozilla.org/ru/docs/Web/JavaScript/ru_JavaScript_Overview, свободный. (дата обращения 26.10.2014).
14. **Петров Ю. И.** Развитие бизнес-процессов создания конкурентоспособной технически сложной продукции машиностроительных предприятий: Дис. ... канд. экон. наук. Москва. 2012. 148 с.

Yu. I. Petrov, PhD, Educational, Programs Manager, e-mail: mailtoyuripetrov@gmail.com

Kaspersky Lab,

Yu. A. Karnaukhov, Head of Production Department, e-mail: fishmanship@gmail.com,

IN-Media AG

"FK-Monitoring" Software as a Tool for a Business Process Monitoring

The last decades are characterized by the sharp growth of informatization of economic, administrative and manufacturing processes both in state and commercial structures. Mainly it is explained by aspiration of the organizations to increase efficiency of their activity and, respectively, to strengthen their competitive positions; first of all nowadays it is possible by using of various information systems (IS). Among other types information analytical systems (IAS) are of great importance and allow providing adoption of highly effective administrative decisions and support of elements of strategic planning. At the same time systems of this type are usually developed on demand (custom-made) since the requirements to in and out information, to processing of internal documentation and to reports are strongly depend on company specifics.

Article considers issues of design and implementation of software (analytical information system) for production monitoring at IN-Media AG Company (Switzerland). The software suite includes three components: FK-Server (both console and windowed versions, fetches and parses data from production lines), FK-Client (visualize and analyze data from FK Server, including wide-range statistics and planning ability) and FK Web Client (shows actual production information on non-desktop computer devices). FK Client is a core multi-user component and has bilingual user interface language (can be switched between Russian and German).

The architecture of the software suite is suggested, illustrations of its functioning are presented.

Keywords: information system, analytical information system, software, business process, monitoring, publishing holding, OLAP, Delphi, PostgreSQL

References

1. **IN-Media** — Home. URL: <http://www.in-media.ch>.
2. in-online.ch — *Das online Magazin des in. Werbe-Folders*. URL: <http://www.in-online.ch/>.
3. **Common Format and MIME Type for Comma-Separated Values (CSV) Files**. URL: <http://www.ietf.org/rfc/rfc4180.txt>
4. **[MS-XLSX]: Excel (.xlsx) Extensions to the Office Open XML SpreadsheetML File Format**. URL: [http://msdn.microsoft.com/en-us/library/dd922181\(v=office.12\).aspx](http://msdn.microsoft.com/en-us/library/dd922181(v=office.12).aspx)
5. **Petrov Yu. I.** Arhitektura i algoritmicheskoe obespechenie informacionnoj sistemy normokontrolja vypusknih kvalifikacionnyh rabot. *Programmaja inzhenerija*. 2013. № 3. P. 26—32.
6. **Spinellis D., Gusios G.** *Ideal'naja arhitektura. Vedushhie specialisty o krasote programmnyh arhitektur*. Spb.: Simvol-Pljus, 2010. 528 p.
7. **Ford N., Najgard M.** 97 jetjudov dlja arhitektorov programnyh sistem. Spb.: Simvol-Pljus, 2010. 224 p.
8. **PostgreSQL: The world's most advanced open source database**. URL: <http://www.postgresql.org/>
9. **Delphi XE2 // Embarcadero Technologies**. URL: <http://edn.embarcadero.com/article/41593>
10. **Introducing JSON**. URL: <http://www.json.org/>
11. **HTML5**. URL: <http://www.w3.org/TR/html5/>
12. **CSS3 Introduction**. URL: http://www.w3schools.com/css/css3_intro.asp
13. **Obzor JavaScript**. URL: http://developer.mozilla.org/ru/docs/Web/JavaScript/ru_JavaScript_Overview.
14. **Petrov Yu. I.** *Razvitie biznes processov sozdaniya konkurentosposobnoj tehnichecki slozhnoj produkcii mashinostroitel'nyh predpriyatij*: Dis. ... kand. jekon. nauk. Moscow, 2012. 148 p.

УДК 681.5:004.414.2

Н. А. Авдеев, канд. техн. наук, ст. науч. сотр.,

П. Н. Бибилло, д-р техн. наук, проф., зав. лаб., e-mail: bibilo@newman.bas-net.by

Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси, г. Минск

Расширение возможностей автоматизированного проектирования цифровых систем при использовании стандарта VHDL'2008

Кратко анализируются и иллюстрируются примерами расширения стандарта высокоуровневого языка VHDL, являющегося одним из основных языков автоматизированного проектирования цифровых систем на базе СБИС. Расширение множества конструкций в стандарте VHDL '2008 предназначено для удобства написания сложных тестирующих программ и верификации.

Ключевые слова: автоматизированное проектирование, цифровая система, VHDL, тестирование, функциональная верификация

Введение

Одним из базовых языков проектирования цифровых систем на основе сверхбольших интегральных схем (СБИС), выполняемых как в виде ПЛИС (программируемых логических интегральных схем), так и в виде заказных СБИС, является в настоящее время VHDL (Very high speed integrated circuits Hardware Description Language). Первый стандарт VHDL'1987 появился в 1987 г., следующий — VHDL'1993 стал, пожалуй, основным. Он был полностью реализован для целей моделирования описаний цифровых систем в промышленных САПР СБИС ведущих фирм, таких как Synopsys, Mentor Graphics и многих других. Для автоматического синтеза логических схем из VHDL'1993 было выделено синтезируемое подмножество (стандарт IEEE Std 1076.6—1999), называемое часто RTL-подмножеством. Синтез схем по описаниям на RTL-подмножестве был реализован в автоматических системах синтеза — синтезаторах, например, в системах синтеза структур ПЛИС типа FPGA (синтезатор XST фирмы Xilinx) и системах синтеза логических схем для заказных СБИС (синтезатор LeonardoSpectrum фирмы Mentor Graphics).

Дальнейшее развитие язык получил в стандартах VHDL'2002 и VHDL'2008. В этих последних стандартах усовершенствование старых и появление новых конструкций языка в значительной мере было обусловлено необходимостью написания сложных тестирующих программ и проведения различных видов моделирования в целях верификации исходных спецификаций проекта цифровой системы. Тенденция развития средств автоматизированного проектирования такова, что выполнение верификации потребовало применения более совершенных языковых средств и VHDL-пакетов по сравнению со средствами, используемыми для автоматического синтеза схем по синтезируемым VHDL-описаниям. Проблемы верификации, по сути, выходят на передний план в проектировании, а автоматический синтез логических схем отходит на второй план.

В данной статье перечисляются и описываются новые конструкции, появившиеся в стандарте VHDL'2008 [1]. Примеры расширения языка иллюстрируются фрагментами VHDL-кодов. Там, где это уместно, проводится сравнение с конструкциями стандартов VHDL'1993 либо VHDL'2002. Полные тексты основных примеров VHDL-кодов из данной статьи можно найти на сайте [2]. Достаточно подробное описание VHDL'2008 содержится в книге [3]. Изменения в стандарте VHDL'2008, касающиеся синтезируемого подмножества языка, в данной статье не изучаются, так как эта тема заслуживает отдельного рассмотрения.

Добавление конструкций языка PSL для проверки свойств модели

Язык PSL (Property Specification Language) [4] был разработан специально для целей верификации. В русскоязычной литературе данный язык часто называют "язык ассертов". В текстах VHDL-программ, написанных по стандарту VHDL'2008, можно использовать конструкции языка PSL. При этом операторы PSL оформляются как комментарии и при синтезе (но не при моделировании!) пропускаются. Средства PSL используются для проверки различных поведенческих свойств модели цифровой системы и ориентированы на верификацию [5]. Заметим, что комментарий в VHDL начинается с двух дефисов и продолжается до конца строки.

В примере ниже имеются комментарии, начинающиеся "--psl", которые в VHDL'2008 при моделировании воспринимаются как команды на языке PSL:

```
type T_state is (a1, a2, a3, a4, a5, a6);
signal state: T_state;
-- psl default clock is rising_edge(c1k);
-- psl property prop1 is
    never {state=a2; state=a5};
-- psl as1: assert prop1;
-- psl as2: assert always {state=a2; state=a4} |=>
{state=a6};
-- psl as3: cover {state=a1; state=a4};
```

Использование типа protected для функциональной верификации

Тип protected (защищенный тип), появившийся в стандарте VHDL'2002, позволяет облегчить написание тестирующих программ, используется при функциональной верификации [6, 7] и базируется на концепции, похожей на классы в объектно-ориентированном программировании. Тип protected реализует инкапсуляцию в VHDL-коде, так как для такого типа осуществляются:

- объединение элементов данных и операций, которые могут выполняться над ними, в один объект;
- сокрытие деталей реализации типов данных от пользователей.

Пользователи VHDL, которые никогда не работали с защищенными типами, могут легко представить их как специальную версию типа запись (record), которая позволяет включать процедуры и функции дополнительно к обычным полям данных. Полное определение типа protected состоит из двух частей:

- декларации типа protected;
- тела (body) типа protected.

Объявления в декларативной части типа могут включать декларации подпрограмм (процедур и функций), спецификации атрибутов и конструкции подключения, использующие ключевое слово use. Тела подпрограмм объявляются в теле типа protected.

Подпрограммы, описанные при декларации типа `protected`, названы в стандарте VHDL'2008 [1] методами. Примеры использования типа `protected` и примеры VHDL-программ для выполнения функциональной верификации даны в работах [8, 9].

Параметризация типов и список параметров для пакетов

В VHDL'2008 появилась возможность декларировать типы как параметры, которые в дальнейшем получают вполне конкретные значения. Ниже в примере пакета `func_pkg` в качестве параметров объявлен тип `element_type` и функция `add`. Данный пакет содержит список параметров `generic`, что было недопустимо в предыдущих стандартах. Настройка параметров этого пакета осуществляется в другом пакете `func_int_pkg`, где формальному параметру — типу `element_type` — ставится в соответствие тип `integer`, а формально определенной функции `add` ставится в соответствие функция `ass`:

```
package func_pkg is
    generic (type element_type); -- VHDL'2008
    function add (a : element_type; b : element_type) return
        element_type;
end package func_pkg;

package func_int_pkg is new work.func_pkg
    generic map (element_type => integer,
        add => ass);
```

Массивы с неограниченными диапазонами

В стандарт VHDL'2008 добавлена возможность декларации и использования *двумерных* массивов, имеющих неограниченные диапазоны. Неограниченный диапазон массива описывается в виде `(natural range <>)`, "неограниченность" понимается как отсутствие при декларации массива конкретных границ возрастающего (`to`) либо убывающего (`downto`) диапазона значений, которые может принять индекс (если массив одномерный), либо несколько индексов (в случае многомерного массива). Приведем пример декларации типа `std_logic_matrix` — двумерного массива с неограниченным диапазоном:

```
type std_logic_matrix is array (natural range <>) of
    std_logic_vector;
```

После такой декларации можно продекларировать сигналы A, B, C — массивы с ограниченными диапазонами, т. е. диапазонами, имеющими конкретные значения границ изменения индексов по первой и второй размерности:

```
signal A : std_logic_matrix(5 downto 0)(7 downto 0);
signal B : std_logic_matrix(0 to 6)(7 downto 0);
signal C : std_logic_matrix(5 downto 0)(2 to 4);
```

Для сигнала A: `(5 downto 0)` — это диапазон изменения индекса массива по первой размерности — по строкам. Строки имеют номера 5, 4, 3, 2, 1, 0 — всего шесть векторов длиной восемь битов. Диапазон `(7 downto 0)` — это диапазон изменения индекса массива по второй размерности — по столбцам (номера столбцов — 7, ..., 0). Ранее при использовании стандарта VHDL'1993 нужно было бы каждый раз (для сигналов с различными диапазонами) декларировать свой тип, т. е. записывать декларации:

```
-- VHDL'1993
type std_logic_matrix_A is array (5 downto 0) of
    std_logic_vector (7 downto 0);
type std_logic_matrix_B is array (0 to 6) of std_logic_vector
    (7 downto 0);
type std_logic_matrix_C is array (5 downto 0) of
    std_logic_vector (2 to 4);
```

Заметим, что в VHDL'1993 можно декларировать одномерные массивы с неограниченным диапазоном.

Записи с массивами неограниченных диапазонов

Ниже в примере фрагмента VHDL-кода показывается использование записей, полями которых являются неограниченные массивы векторов (типа `std_logic_vector`), декларированных в пакете `STD_LOGIC_1164`, векторов типа знаковый (`signed`), беззнаковый (`unsigned`) из пакета `NUMERIC_STD` и других векторных типов. В примере запись типа `complex` содержит три таких поля. При декларировании сигналов такого типа поля записи ограничиваются конкретными диапазонами:

```
type complex is record
    a: std_logic_vector;
    b: signed;
    c: unsigned;
end record;
...
signal a1 : std_logic_vector (3 downto 0);
signal b1 : signed (1 to 5);
signal c1 : unsigned (6 downto 3);
signal x1 : complex (a (3 downto 0), b (1 to 5),
c (6 downto 3));
...
x1<= ("1111", "10000", "0100");
...
x1.a <= "1111";
x1.b <= "10000";
x1.c <= "1010";
...
a1<= x1.a;
b1<= x1.b;
c1<= x1.c;
```

Сигнал x1

```
signal x1: complex (a(3 downto 0), b(1 to 5), c(6 downto 3));
```


типа complex позволяет ограничить неограниченные массивы в записи (record) типа complex. Можно присваивать значение всей записи сразу:

```
x1<= ("1111", "10000", "0100");
```

Использование чисел с фиксированной точкой

Для работы с числами (без знака) с фиксированной точкой используется VHDL-пакет FIXED_PKG, в котором декларирован тип ufixed:

```
type ufixed is array (integer range <>) of std_logic;
```

Естественно, ссылка на этот пакет обязательна, если этот тип используется. Приведем пример (листинг 1) операций с числами типа ufixed.

Листинг 1. Операций над числами с фиксированной точкой

```
library IEEE;
use IEEE.STD_LOGIC_1164.a11;
use IEEE.FIXED_PKG.a11;
entity prov_fix_type is
end;
architecture beh of prov_fix_type is
    signal a: ufixed (3 downto -3) := B"0110_100"; -- 6,5
    signal b: ufixed (4 downto -2) := B"0110_001"; -- 12,25
    signal c: ufixed (5 downto -3);
    signal d: ufixed (5 downto -3);
    signal e: ufixed (8 downto -5);
    signal k: ufixed (5 downto -8);
begin
    process
    begin
        c <= a + b;
        d <= b - a;
        e <= a * b;
        k <= a/b;
    end process;
end beh;
```

Число разрядов дробной части определяется числом, стоящим в правой части диапазона, например, декларация сигнала k предполагает, что целая часть числа k имеет шесть разрядов (номера этих разрядов с пятого по нулевой), а дробная часть имеет восемь двоичных разрядов — это разряды с номерами -1, ..., -8. При моделировании и просмотре временных диаграмм выдаются только значения компонент векторов (точка не ставится!), пользователь должен сам следить за числом разрядов в целой и дробной части числа.

Обозначим в общем случае диапазоны для операндов a, b:

a (l_a downto r_a), b (l_b downto r_b)

для того чтобы записать размерности операндов c, d, e, k типа ufixed, представляющих собой результаты арифметических операций (см. листинг 1).

Результат сложения: $c = 010010.110$ (18,75 в десятичной системе счисления).

Размерность результата сложения, т. е. числа $c = a + b$ — это диапазон

$(\text{maximum}(l_a, l_b) + 1 \text{ downto } \text{minimum}(r_a, r_b))$.

Результат вычитания: $d = 0101.110$ (5,75), резервируемая размерность результирующего вектора $d = b - a$ — такая же, как при сложении.

Результат умножения: $e = 001001111.10100$ (79,625).

Размерность результата умножения, т. е. числа $e = a \times b$ — это диапазон

$(l_a + l_b + 1 \text{ downto } r_a + r_b)$.

Результат деления: $k = 000000.10001000$, что соответствует $k = 2^{-1} + 2^{-5} = 17:32 = 0,53125$, и это есть лучшее приближение к числу $k = 6,5:12,25 = 0,53061$. Если же рассмотреть двоичное число 000000.10000111_2 , то в десятичной системе счисления оно будет равно $2^{-1} + 2^{-6} + 2^{-7} + 2^{-8} = 0,52734$ (что является худшим приближением к числу 0,53061 по сравнению с числом 0,53125).

Размерность результата деления, т. е. числа $k = a/b$ — это диапазон

$(l_a - r_b \text{ downto } r_a - l_b - 1)$.

В рассматриваемом примере $l_a = 3$, $r_a = -3$, $l_b = 4$, $r_b = -2$. Для результата операции деления диапазон следующий (5 downto -8), так как

$l_a - r_b = (+3) - (-2) = 5$;

$r_a - l_b - 1 = (-3) - (+4) - 1 = -8$.

Для работы с числами с фиксированной точкой, имеющими знак, используется тип sfixed, который определен в VHDL-пакете fixed_pkg:

```
type sfixed is array (integer range <>) of std_logic;
```

В этом пакете приводятся и соответствующие функции, поддерживающие арифметические операции с данным типом.

Использование чисел с плавающей точкой

Для работы с числами с плавающей точкой используется VHDL-пакет float_pkg, в котором декларирован тип float:

```
type float is array (integer range <>) of std_logic;
```

При использовании типа float важным вопросом является следующий: какое вещественное число представляет конкретный двоичный вектор, интерпретируемый как float.

Пусть сигнал a типа float имеет следующую декларацию:

signal a : float (N downto -M);

Назначение	Знак (S)	Экспонента (E)			Дробная часть (F)				
Номер разряда диапазона (N downto -M)	N	N - 1	N - 2...1	0	-1	-2	-3...-(M - 2)	-(M - 1)	-M

В табл. 1 представлено разбиение диапазона (N downto $-M$) из $N + M + 1$ разрядов на три группы: знак числа, значение экспоненты, значение дробной части. Самый левый N -й бит — знак (S) числа (значение 1 этого бита соответствует отрицательному числу), следующие N бит — экспонента (E), следующие M бит — дробная часть (F).

Для перевода двоичного вектора типа float в вещественное число R (тип real) используется следующая формула:

$$R = S \times 2^{(E - E_{base})} \times (1,0 + (F/F_{base})),$$

где

S — знак числа (плюс (+1) либо минус (-1));

$E_{base} = 2^{N-1} - 1$ (база экспоненты);

E — целое число (экспонента), заданное в двоичном коде разрядами с номерами ($N - 1, \dots, 0$), левый ($N - 1$)-й разряд является старшим;

$F_{base} = 2^M$ (база дробной части);

F — целое число (дробная часть), заданное в двоичном коде разрядами с номерами ($-1, \dots, -M$), левый разряд является старшим.

В примере

```
signal A : float (5 downto -6):= b"1_01111_010000";
-- число -1.25
```

для сигнала A типа float имеем следующие значения величин: $S = 1$ (знак минус, т. е. двоичный вектор представляет отрицательное число), $N = 5$, $M = 6$, $E_{base} = 15$, $E = 15$, $F_{base} = 64$, $F = 16$. Следовательно,

$$R = (-1) \times 2^{(15-15)} \times (1,0 + (16/64)) = -1(1,0 + 0,25) = -1,25.$$

Для выполнения операций с векторами типа float требуется подключение пакета FLOAT_PKG. Ниже в листинге 2 дан пример представления чисел с плавающей точкой. Функция to_real(F) является функцией преобразования типа — эта функция преобразует операнд F типа float в операнд типа real, который легко воспринимается на временной диаграмме при моделировании. Конечно, в пакете FLOAT_PKG есть и много других функций преобразования типов, в том числе функция преобразования типа real в тип float.

Листинг 2. Операции над числами с плавающей точкой

```
library IEEE;
use IEEE.STD_LOGIC_1164.a11;
use IEEE.FLOAT_PKG.a11;

entity prov_float is
end;
```

architecture beh of prov_float is

```
signal a, b : float (5 downto -6):= b"1_01111_010000";
-- число -1.25
```

```
signal c, d, e, k : float (5 downto -6);
```

```
signal a_real, b_real, c_real, d_real, e_real, k_real : real;
```

begin

```
c <= a + b;
```

```
d <= b - a;
```

```
e <= a * b;
```

```
k <= a/b;
```

```
a_real <= to_real(a);
```

```
b_real <= to_real(b);
```

```
c_real <= to_real(c);
```

```
d_real <= to_real(d);
```

```
e_real <= to_real(e);
```

```
k_real <= to_real(k);
```

end beh;

Результат выполнения программы (листинг 2) представлен в табл. 2.

Таблица 2

Число	Операция	Тип float	Тип real
a	—	1_01111_010000	-1,25
b	—	1_01111_010000	-1,25
c	a + b	1_10000_010000	-2,5
d	b - a	0_00000_000000	0,0
e	a*b	0_01111_100100	1,5625
k	a/b	0_01111_000000	1,0

Если экспонента представляется нулевым вектором, то для перевода двоичного вектора типа float в вещественное число R используется следующая формула:

$$R = S \times 2^{(1 - E_{base})} \times F.$$

Например,

```
signal A : float (5 downto -6):= b"0_00000_100000";
```

представляет число

$$R = (+1) \times 2^{(1-15)} \times (1/2) = 2^{-15} = 0,0000305176.$$

Представление вещественного нуля является исключением — ноль представляется нулевым вектором типа float.

Иерархические ссылки на сигналы

При тестировании программ стандарт VHDL'2008 позволяет осуществлять доступ из тестирующей программы к любому сигналу на любом иерархическом уровне описания проекта цифровой системы.

Рассмотрим пример доступа к внутреннему сигналу state типа T_state компонента Mealy в тестирующей программе; предполагается, что тестируется компонент Mealy. Чтобы получить значение сигнала state, нужно провести в тестирующей программе декларацию типа T_state, затем декларировать сигнал State_top (имя выбирает пользователь), а затем присвоить значение этому сигналу, осуществив иерархическую ссылку. В правой части оператора

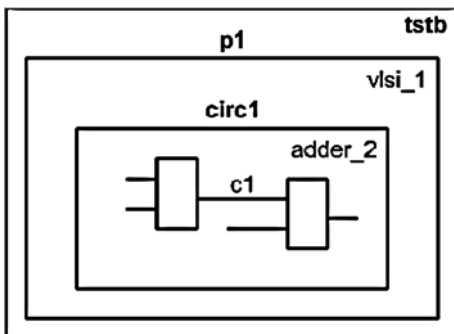
```
State_top <= <<signal .tstb.p0.state : T_state>>;
```

назначения сигнала стоит иерархическое имя, оно берется в двойные угловые скобки. Ссылка идет на имя головного модуля .tstb, затем указывается метка p0, по которой находится модуль Mealy, через точку указывается имя (state) сигнала и в конце указывается тип T_state сигнала:

```
entity tstb is
end;
architecture beh of tstb is
type T_state is (a1, a2, a3, a4, a5, a6);
signal state_top: T_state;
...
begin
p0: Mealy port map (x1, x2, x3, x4, clk, rst, y1, y2, y3, y4, y5, y6);
State_top <= <<signal p0.state : T_state>>;
-- вид 1 ссылки
-- State_top <= <<signal .tstb.p0.state : T_state>>;
-- вид 2 ссылки
```

При выполнении моделирования сигнал State_top можно наблюдать на временной диаграмме вместе с сигналами головного модуля tstb.

Приведем еще один пример. Пусть в тестирующей программе tstb (имя entity) меткой p1 помечен оператор port map создания экземпляра компонента vlsi_1. Компонент vlsi_1 описан на структурном уровне и в архитектурном теле содержит оператор port map с меткой circ3 создания экземпляра компонента adder_2. Пусть компонент adder_2 содержит внутренний сигнал c1 (см. рисунок). Доступ через два уровня иерархии к этому сигналу c1 из тестирующей программы tstb осуществляется ука-



Формирование имени сигнала c1 в тестирующей программе

занием меток для операторов port map в иерархически вложенных модулях (entity):

```
<<signal .tstb.p1.circ3.c1 : std_logic>>;
```

Приведенное иерархическое имя сигнала c1 использует путь, начинающийся именем головного модуля tstb, затем идут имена меток p1 и circ1 в иерархии подчиненных модулей, заканчивается путь именем c1 сигнала в модуле adder_2. Отметим тот факт, что в иерархическом имени используются имена меток и не используются имена иерархически вложенных entity.

Фраза "all" для списка чувствительности процесса

В табл. 3 приведены два примера описания процесса: для стандарта VHDL'2008 можно в списке чувствительности процесса написать ключевое слово all и не перечислять все сигналы, как это требовалось в стандарте VHDL'1993.

Таблица 3

VHDL'1993	VHDL'2008
<pre>process (x1, x2, x3, x4, selection) begin case selection is when "00" => F <= x1; when "01" => F <= x2; when "10" => F <= x3; when others => F <= x4; end case; end process;</pre>	<pre>process (all) begin case selection is when "00" => F <= x1; when "01" => F <= x2; when "10" => F <= x3; when others => F <= x4; end case; end process;</pre>

Упрощенный оператор case (выбора)

В стандарте VHDL'2008 оператор case был упрощен для анализа выражений, использующих векторы типа std_logic_vector. Случаи, анализируемые case, могут быть записаны в виде выражений, в которых используются операторы и функции из пакетов STD_LOGIC_1164, NUMERIC_STD, NUMERIC_UNSIGNED:

```
process (x, y)
constant z : std_logic_vector (1 downto 0) := "10";
constant w1 : std_logic_vector (1 downto 0) := "10";
constant w2 : std_logic_vector (1 downto 0) := "11";
begin
case (x xor y) & z is
  " when "1010" => F <= "1000" ;
  when w1 & w2 => F <= "0100" ;
  when "001-" => F <= "0010" ;
  when "1101" => F <= "0001" ;
  when "01--" => F <= "1111" ;
  when others => F <= "0110" ;
end case ;
end process ;
```

Условия в операторе case должны быть локально статичными. Например, нельзя записать

```
when (x and y) & w2 => F <= "0110" ;
```

так как выражение (x and y) & w2 не является константным.

Безразличные условия в операторах case

Для типа std_logic_vector в стандарте VHDL'2008 введен новый оператор case?, в котором компоненты записываемых случаев (компоненты векторов) могут принимать три значения: 0, 1, — (don't care). Случаи должны быть записаны в виде ортогональных троичных векторов. Ортогональной считается пара значений (0, 1) соответствующего разряда вектора, неортогональными являются пары (0,0), (1,1), (–,–), (–,1), (–,0). В приведенном ниже примере имеется пара "01--", "0--1" неортогональных четырехразрядных векторов:

```
x : std_logic_vector (3 downto 0);
F : unsigned (3 downto 0);
```

```
...
-- ошибочный оператор case
case? x is
  when "1---" => F <= "1000" ;
  when "01--" => F <= "0100" ;
  when "001-" => F <= "0010" ;
  when "0001" => F <= "0001" ;
  when "0--1" => F <= "1111" ;
  when others => F <= "0000" ;
end case? ;
```

Это является недопустимым — при компиляции сообщается об ошибке и указывается эта неортогональная пара векторов.

Каждая пара векторов должна быть ортогональной хотя бы по одному разряду вектора, как это показано ниже:

```
case? x is
  when "10--" => F <= "1000" ;
  when "01--" => F <= "0100" ;
  when "001-" => F <= "0010" ;
  when "0001" => F <= "0001" ;
  when "11--" => F <= "1111" ;
  when others => F <= "0000" ;
end case? ;
```

Упрощенные условные выражения

В предыдущих стандартах VHDL оператор if позволял проверять значение true, false выражения типа boolean. В стандарте VHDL'2008 оператор if может проверять значения типа std_logic, при этом значения '1', 'H' интерпретируются как true, остальные значения типа std_logic — как false. Оператором if могут проверяться также значения типа

bit, в этом случае значение '1' интерпретируется как true, значение '0' — как false.

В пакет STD_LOGIC_1164 добавлены пять новых операторов сравнения ?=, ?/=, ?>=, ?<, ?<=, которые возвращают значения '0', '1' типа std_ulogic либо значения '0', '1' типа bit в зависимости от типа проверяемого значения. Однако, как и ранее, при записи выражений нельзя смешивать типы. В примере ниже операторы if проверяют выражения типа bit либо типа std_logic:

```
signal a, b, c, x : std_logic;
signal d_b: bit := '1';
signal e_b: bit := '0';
...
if (a or b) then x <= '1';
else x <= '0';
end if;
...
if (d_b and e_b) then x <= '0';
else x <= '1';
end if;
...
if ((a or b) and ((a or b) ?= '1')) then
  x <= ((a or b) ?= '1') ;
end if;
```

Проверяемое выражение (a or b ?= '1') может быть присвоено сигналу x типа std_logic.

Выражения в картах портов

В VHDL'2008 при указании сигналов, подаваемых на входные порты при конкретизации компонента (т. е. в операторе port map), можно записывать выражения с логическими операторами. Выражение от сигналов вносит дельта-задержку при моделировании. Если же выражение есть простой сигнал, константа либо функция преобразования типа, то дельта-задержка не вносится. В примере показан оператор port map с меткой circ1, использующий позиционное соответствие, при этом на входной порт t3 подается выражение ((a3 and a2) or a1), в котором участвуют сигналы, подаваемые на другие входные порты:

```
component MUX
port (t4, t3, t2, t1 : in std_logic;
      d4, d3, d2, d1 : out std_logic);
end component;
```

```
...
circ1: MUX port map (a3, ((a3 and a2) or a1), a2, c,
                    y4, y3, y2, y1) ;
```

Чтение выходных портов

В VHDL'2002 (и более ранних стандартах) сигналы, являющиеся выходными портами, могли только получать значения в архитектурном теле, а "отдавать" свои значения в этом же архитектурном теле они не могли. В примере ниже в модуле

out_port используется выходной порт y1 для вычисления значения выражения, присваиваемого другому выходному порту y2. Это называется "читать выходной порт y1". В VHDL'1993 (при моделировании и при синтезе) это недопустимо, а для VHDL'2008 при моделировании это разрешается:

```
entity out_port is
port (
    x1, x2, x3 : in bit;
    y1, y2 : out bit);
end out_port;
architecture beh of out_port is
begin
    y1 <= (x1 and x2);
    -- чтение выходного порта y1
    y2 <= (x1 xor x3) or y1;
end beh;
```

Ранее приходилось вводить дополнительный сигнал z, чтобы подать его в архитектуру

```
-- VHDL'1993
architecture beh of out_port is
-- дополнительный внутренний сигнал z
    signal z : bit;
begin
    z <= (x1 and x2);
    y1 <= z;
    y2 <= (x1 xor x3) or z;
end beh;
```

либо требовалось объявлять выходной (out) порт y1 как двунаправленный (inout).

Условные и выборочные присваивания в участках последовательного кода

К оператору <= назначения сигнала, интерпретируемого в зависимости от контекста то как параллельный, то как последовательный, в стандарте VHDL'2008 добавились операторы условного и выборочного назначения сигнала. Оператор *условного назначения сигнала*

```
z <= x when x > y else y;
```

в стандарте VHDL'2008 интерпретируется как последовательный среди последовательных операторов в процессах, функциях, процедурах, например,

```
process(clock)
begin
    if rising_edge(clock) then
        q <= '0' when reset else d;
    end if;
end process;
```

Ниже приведен пример (для стандарта VHDL'2008) применения другого параллельного оператора *выборочного назначения сигнала* (with ... select ...) в процессе, т. е. в участке последовательного кода. Ранее этот оператор допустимо было писать в участках

для написания параллельных операторов, например в архитектурном теле.

```
process(clock)
begin
    if rising_edge(clock) then
        with s select
            q <= a when "00",
                b when "01",
                c when "10",
                d when "11";
    end if;
end process;
```

Оператор select в стандарте VHDL'2008 может использоваться для присваивания значений не только сигналам, но и переменным:

```
variable q : natural := 0;
...
with k select
    q := w(1) when "00",
        w(2) when "01",
        w(3) when "10",
        w(4) when "11";
```

Упрощенная запись строк символов

В стандарте VHDL'2008 можно сокращенно записывать строки символов, пользуясь 16-, 10-, 8-, и 2-ичной системами счисления, при этом, как и в предыдущих стандартах, для обозначения системы счисления используются обозначения:

- символ X соответствует 16-ричной;
- символ D соответствует 10-ичной;
- символ O соответствует 8-ричной;
- символ B соответствует 2-ичной системе счисления.

В табл. 4 представлены примеры [3] сокращенной записи символьных литералов в различных системах счисления.

В примере 1: в сокращенной записи символ O означает 8-ричную систему (три разряда для представления символа), цифра 3 представляется как 011, символ X повторяется три раза (это не есть цифра),

Таблица 4

Номер примера	Полная запись VHDL'1993	Сокращенная запись VHDL'2008
1	"011XXZZZ100"	O"3XZ4"
2	"10100011-----"	X"A3--"
3	"010UU"	5B"10UU"
4	"011XXX"	O"3_X"
5	"11111111#####1111"	20SX"F#?F"
6	"0111100"	7X"3C"
7	"00000101"	8O"5"
8	"00000000X"	10B"X"
9	"11_1100"	6X"FC" ошибка

символ Z тоже не цифра — повторяется три раза, 4 — это цифра (представляется как 100).

В примере 2: символ X означает 16-ричную систему (4 разряда для представления символа), символ A является цифрой в 16-ричной системе и представляется как 1010, цифра 3 представляется как 0011.

В примере 6: цифра 7 в символьной записи 7X"3C" означает число разрядов в векторе, символ X свидетельствует о 16-ричной системе счисления, символ C представляется как 1100, цифра 3 представляется как 011, так как при указании длины (семь разрядов) последовательности отбрасываются крайние левые символы, причем эти отбрасываемые символы обязательно должны быть нулями. В данном примере из представления 0011 цифры 3 отброшен крайний левый ноль.

В примере 7: цифра 8 означает число символов (длину последовательности), цифра 5 представляется как 101, впереди комбинации 101 добавляется пять нулей, чтобы всех символов было восемь.

Пример 9 сокращенной записи является ошибочным, так как отбрасываемые в начале последовательности символы 11 не являются нулями. Ниже в примере даны декларации сигналов, упоминаемых в табл. 4:

```
signal s1 : std_logic_vector (1 to 12):= O"3XZ4";
signal s2 : std_logic_vector (1 to 16):- X"A3--";
signal s3 : std_logic_vector (1 to 5):= 5B"10UU";
signal s4 : std_logic_vector (1 to 6):= O"3_X";
signal s5 : string(1 to 20) := 20SX"F#?F";
signal s6 : std_logic_vector(1 to 7):= 7X"3C";
signal s7 : std_logic_vector (1 to 8):= 8O"5";
signal s8 : std_logic_vector(1 to 10):= 10B"X";
signal s9 : std_logic_vector (1 to 6):= 6X"FC"; -- ошибка
```

В VHDL'1993 и VHDL'2002 для задания битовых строк были допустимы только 8-ричная, 10-ичная и 16-ричная системы счисления, при этом длина вектора была кратна трем либо четырем битам, длина вектора не указывалась, допустимыми были только символы '0', '1' и символ подчеркивания.

Унарная редукция логических операторов

В стандарте VHDL'2008 к векторам типа bit_vector, std_logic_vector, signed, unsigned можно применять унарную операцию логических операторов and, or, nand, nor, xor, xnor, понимаемую как последовательное выполнение одного и того же логического оператора над компонентами вектора. Ниже в примерах комментариями записаны последовательности соответствующих операций для VHDL'1993:

```
signal a: bit_vector (1 to 4):= "0111";
signal b, c, d, e, f, g: bit;
...
b <= and (a); -- b <= a(1) and a(2) and a(3) and a (4);
c <- nand (a); -- c <= not(a(1) and a(2) and a(3) and a(4));
```

```
d <= or (a); -- d <= a(1) or a(2) or a(3) or a(4);
e <= nor (a); -- e <= not(a(1) or a(2) or a(3) or a(4));
f <= xor (a); -- f <= a(1) xor a(2) xor a(3) xor a(4);
g <= xnor (a); -- g <= a(1) xnor a(2) xnor a(3) xnor a(4);
```

Обратим внимание на выполнение унарной редукции оператора nand — сначала над компонентами вектора выполняется оператор and, затем к полученному результату применяется унарный оператор not. Аналогично и для оператора nor — сначала выполняется оператор or для компонент вектора, а затем результат инвертируется с помощью оператора not.

Для векторов с большим числом компонент при использовании стандарта VHDL'1993 для получения значений сигналов b, c, d пришлось бы, возможно, написать соответствующие циклы.

Логические операторы вектора со скаляром

Можно выполнять логические операции одного бита (скаляра) с массивом битов (вектором): логический оператор применяется отдельно для скаляра и каждого разряда вектора — так формируется разряд результирующего вектора. В качестве векторов могут быть std_logic_vector (массивы значений типа std_logic), signed, unsigned, bit_vector:

```
signal a, b : std_logic_vector (1 to 4);
signal x : std_logic;
...
b <= a or x;
-- b(1) <= a(1) or x;
-- b(2) <= a(2) or x;
-- b(3) <= a(3) or x;
-- b(4) <- a(4) or x;
```

Установка константных значений force, release

В тестирующей программе, написанной в стандарте VHDL'2008, можно использовать операторы force, release для установки константных значений сигналов:

```
A <= force '1';
```

Можно написать A <= force in '1'; для входных сигналов (портов) и A <= force out '1'; для выходных сигналов, по умолчанию in, out можно пропускать. Отмена force осуществляется путем команды

```
A <= release;
```

В одном и том же процессе в тестирующей программе можно установить значение сигнала с помощью force, а затем отменить:

```
if (stop_force < 4) then
  DATA(0) <= force in '1';
  D(4) <= force out '1';
elsif (stop_force >= 4) then
  D(4) <= release;
end if;
```

Декларации контекстов

Под декларацией контекстов понимается возможность оформления деклараций библиотек (и пакетов из библиотек) в виде отдельных модулей проекта, называемых *контекстами*. Если имеются ссылки на используемые библиотеки и пакеты, то данную часть VHDL-кода можно представить в виде контекста, дать контексту имя. Рассмотрим пример контекста с именем Project1

```
Context Project1 is
  library IEEE;
  use IEEE.STD_LOGIC_1164.a11;
  use STD.TEXTIO.a11;
  use IEEE.STD_LOGIC_TEXTIO.a11;
  use IEEE.NUMERIC_STD.a11;
end;
```

Теперь имеется возможность ссылки на контекст Project1 в других VHDL-кодах, а именно, в тех местах, где декларируются пакеты, можно написать ссылку

```
library work;
context work.Project1;
```

Такая возможность сокращает код и позволяет унифицировать ссылки на пакеты в большом проекте.

Добавление нового пакета ENV в библиотеку STD

В стандарте VHDL-2008 добавлен новый пакет ENV в стандартную библиотеку STD. В пакете ENV вводятся несколько новых процедур и функций:

- STOP — процедура остановки моделирования;
- FINISH — процедура остановки моделирования с выходом из системы моделирования;
- resolution_limit — функция возвращает значения точности моделирования (тип DELAY_LENGTH).

Соответствующие декларации в пакете ENV имеют вид

```
procedure stop (STATUS : INTEGER := 0);
procedure finish (STATUS : INTEGER := 0);
function resolution_limit return DELAY_LENGTH;
```

В зависимости от значения параметра STATUS, передаваемого процедурам STOP и FINISH, предусмотрен разный вывод в консоль:

- 0 — нет вывода;
- 1 — выводит время моделирования и путь к entity, в котором выполнена процедура;
- 2 — выводит время, расположение и статистику о задействованной памяти и ресурсу процессора при моделировании;
- другие значения STATUS интерпретируются как 0.

Изменения в пакете STANDARD библиотеки STD

Пакет STANDARD является основополагающим — это единственный пакет, на который не является обязательной ссылкой, в нем декларируются базовые типы. Список базовых типов расширен, в пакет STANDARD добавлены типы real_vector, time_vector, integer_vector, boolean_vector, а также функции maximum и minimum для всех базовых типов. В пакет также добавлена функция to_string, которая конвертирует базовые типы (но не векторные базовые типы) в строку символов, а также функции to_hstring, to_ostring преобразования бит-вектора в строку в 16-ричном либо 8-ричном формате. Добавлены функции rising_edge и falling_edge для определения переднего и заднего фронтов сигнала, которые ранее были определены в пакете NUMERIC_BIT. Использование функций to_string улучшает читаемость кода и сокращает запись для вывода строки (табл. 5). Ввод-вывод строк текстовых строк осуществляется с использованием средств пакета TEXTIO.

Таблица 5

VHDL'1993	VHDL'2008
<pre>write (1, string("Real = ")); write (1, r); swrite (1, " ""%6.3f"" = "); write (1, r,"%6.3f"); write (1, LF);</pre>	<pre>write (1, "Real = " & to_string(r) & " ""%6.3f"" = " & to_string(r,"%6.3f") & LF);</pre>

Изменения в пакете TEXTIO библиотеки STD

Пакет текстового ввода/вывода TEXTIO (Textual Input and Output) включает в себя объявления типов и подпрограмм, которые поддерживают чтение из текстового файла и запись в текстовый файл. В данный пакет добавлены процедуры:

- TEE — печать строки в файл и в стандартный выходной поток (на экран/терминал);
- SREAD, SWRITE — чтение и запись строки, например, вместо write (L, string' ("Hello!")); можно использовать swrite (L, "Hello!").

Добавлены также процедуры чтения и записи строк бит-векторов в 16-ричном и 8-ричном форматах, функция центрирования строки по левому либо правому краю другой строки и др.

Стандарт VHDL'2008 привел к появлению новых пакетов и модификации уже существующих пакетов библиотеки IEEE. Эти вопросы достаточно обширны и заслуживают самостоятельного рассмотрения.

Заключение

В статье перечислены практически все новые конструкции VHDL, введенные стандартом VHDL'2008, удобные при написании тестирующих программ и

облегчающие верификацию описаний цифровых систем на этапе алгоритмического проектирования. Использование стандарта VHDL'2008 и соответствующих систем моделирования и верификации сокращает время проверки правильности алгоритмических описаний цифровых систем, доля этого времени постоянно увеличивается в силу возрастания сложности проектируемых цифровых систем.

Список литературы

1. IEEE Standard VHDL Language Reference Manual, IEEE Std 1076-2008.
2. <http://www.bsuir.by/vhdl/>

3. Ashenden P. J., Lewis J. VHDL—2008. Just the New Stuff. Burlington, MA, USA: Morgan Kaufman Publishers, 2007. 244 p.
4. Eisner C., Fismam D. A Practical Introduction to PSL. N. Y., USA: Springer, 2006. 240 p.
5. Грушвицкий Р., Михайлов М. Проектирование в условиях временных ограничений: верификация проектов // Компоненты и технологии. 2008. № 5. С. 54—59.
6. Using Protected Types in VHDL Designs. URL: <http://www.aldec.com/en/support/resources/documentation/articles/1179>.
7. Ashenden P. J., Lewis J. The Designer's Guide to VHDL. Third Edition. Burlington, MA, USA: Morgan Kaufmann Publishers. 2008. 909 p.
8. Авдеев Н. А., Бибило П. Н. Средства VHDL для функциональной верификации цифровых систем // Современная электроника. 2013. № 3. С. 74—76.
9. Авдеев Н. А., Бибило П. Н. Средства VHDL для функциональной верификации цифровых систем. Методология OS-VVM // Современная электроника. 2013. № 5. С. 66—70.

N. A. Avdeev, Senior Researcher, e-mail: avdeev_n@newman.bas-net.by,
P. N. Bibilo, Head of Laboratory, e-mail: bibilo@newman.bas-net.by,
United Institute of Informatics Problems of National Academy of Sciences of Belarus

Enhanced Capabilities of Digital Systems Computer Aided Design Using VHDL'2008

In this paper the new and changed features of VHDL-2008 (standard IEEE Std 1076—2008) are introduced briefly. The emergence of new VHDL features is largely due to the need to write complex testing programs and to make various types of simulations in order to verify the original design specifications of a digital system. The possibility to use PSL (Property Specification Language) is added to standard VHDL'2008. PSL is a fully-oriented to verification of projects using assertions. For functional verification using the random test patterns generation and the functional coverage, the protected type is added, that is based on a concept similar to classes of object-oriented programming. The possibilities appear to use arrays with unconstrained range, fixed and floating-point numbers, hierarchical links to signals, new features for bit-string literals writing, new set of predefined matching relational operators and logical operators and other features. The standard packages are expanded: real_vector, time_vector, integer_vector, boolean_vector types, maximum and minimum functions for all basic types are added to the STANDARD package; new read and write procedures are added to the TEXIO package. New package ENV is added to the standard library STD. The readers are assumed to be familiar already with VHDL'1993.

Keywords: computer aided design, digital system, VHDL, testing, functional verification

References

1. IEEE Standard VHDL Language Reference Manual, IEEE Std 1076-2008.
2. <http://www.bsuir.by/vhdl/>
3. Ashenden P. J., Lewis J. VHDL—2008. Just the New Stuff. Burlington, MA, USA: Morgan Kaufman Publishers, 2007. 244 c
4. Eisner C., Fismam P. A Practical Introduction to PSL. N. Y., USA: Springer, 2006. 240 p.
5. Grushvickii R., Mihailov M. Proektirovanie v usloviach vremennih ogranichenii: verifikacia proektov. Komponenti i tehnologii. 2008. N. 5. P. 54—59.

6. Using Protected Types in VHDL Designs. URL: <http://www.aldec.com/en/support/resources/documentation/articles/1179>.
7. Ashenden P. J., Lewis J. The Designer's Guide to VHDL. Third Edition. Burlington, MA, USA: Morgan Kaufmann Publishers. 2008. 909 p.
8. Avdeev N. A., Bibilo P. N. Sredstva VHDL dlia funkcionalnoi verifikacii cifrovich sistem. Sovremennaia elektronika. 2013. N. 3. P. 74—76.
9. Avdeev N. A., Bibilo P. N. Sredstva VHDL dlia funkcionalnoi verifikacii cifrovich sistem. Metodologia OS-VVM. Sovremennaia elektronika. 2013. N. 5. P. 66—70.

БЕЗОПАСНОСТЬ ИНФОРМАЦИИ CRYPTOSAFETY INFORMATION

УДК 004.056.53

К. А. Щеглов, аспирант, А. Ю. Щеглов, д-р техн. наук, проф., e-mail: indo@npp-itb.spb.ru,
Национальный исследовательский университет информационных технологий, механики и оптики,
Санкт-Петербург, Россия

Возможности методов резервирования для повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности современных информационных систем

Исследованы вопросы резервирования элементов информационной системы в области информационной безопасности. Проиллюстрированы принципиальные особенности постановки задачи резервирования элементов информационной системы, решаемой в целях повышения надежности функционирования и уровня информационной безопасности. Выявлены и обоснованы фундаментальные противоречия использования методов резервирования в области информационной безопасности, ограничивающие возможность их эффективного практического использования при решении задач защиты информации — повышение уровня конфиденциальности, целостности и доступности обрабатываемой информации в комплексе, а также противоречия, не позволяющие эффективно решать известными методами резервирования в комплексе задачи повышения надежности функционирования и уровня информационной безопасности информационной системы. Предложен метод резервирования с разделением обрабатываемой информации между элементами информационной системы, позволяющий решать задачи повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности, дана оценка его эффективности.

Ключевые слова: информационная система, резервирование, надежность, отказоустойчивость, информационная безопасность, доступность информации, конфиденциальность информации, целостность информации, отказоустойчивость, информационно-эксплуатационная безопасность

Введение

В общем случае резервирование широко применяется на практике в целях повышения надежности функционирования информационной системы, при этом резервируются наиболее критичные к отказу элементы информационной системы, как правило, серверы, на которых концентрируется обработка и хранение обрабатываемых данных [1–3].

Резервирующие элементы при этом в простейшем случае включаются по схеме параллельного резерва, в результате чего повышается вероятность того, что информационная система готова к эксплуатации ($P_{ГЭ}$). В предположении того, что в системе используется V элементов с номерами $v = 1, \dots, V$ ($V - 1$ из которых являются резервирующими элементами) при вероятности готовности v -го элемента к эксплуатации ($P_{ГЭv}$) вероятность $P_{ГЭ}$ определяется следующим образом (отказы коммутирующих элементов для простоты не рассматриваем):

$$P_{ГЭ} = 1 - \prod_{v=1}^V (1 - P_{ГЭv}).$$

Однако трудно себе представить, чтобы в современных условиях информационные системы, тре-

бующие резервирования элементов, т. е. критичные к нарушению характеристики надежности функционирования, не были подвержены угрозам атак несанкционированного доступа. Так же, как и вопросы надежности функционирования, — это вопросы безопасности, но уже не эксплуатационной, а иной — информационной. Как следствие, при проектировании современных информационных систем с резервированием их элементов задачи повышения уровня безопасности информационных систем следует рассматривать в комплексе (с позиции эксплуатационных характеристик и характеристик информационной безопасности), ставя и решая задачу повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности.

Рассмотрим, в чем состоит особенность постановки задачи резервирования элементов информационной системы в целях повышения уровня информационной безопасности, а также, какие методы резервирования могут применяться для комплексного решения задачи — задачи повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности.

Особенности постановки задачи резервирования в целях повышения уровня информационной безопасности информационной системы

Говоря о резервировании, реализуемом в целях повышения надежности функционирования некоторой системы, мы подразумеваем, что исследуемыми событиями выступают отказы, влияющие лишь на одну характеристику — характеристику надежности функционирования системы. При этом отказы зарезервированных элементов в общем случае (не рассматриваем различные техногенные события) можно интерпретировать как независимые события. В информационной безопасности все не так.

1. Исследуемым элементом безопасности в информационной системе является угроза атак, при этом атаки, в отличие от отказов, никак не могут рассматриваться как независимые события, поскольку атака представляет собой не некое случайное, а осознанное деструктивное воздействие злоумышленника на информационную систему в целях реализации несанкционированного доступа. Естественно, что если злоумышленник совершил успешную атаку на элемент информационной системы, он также попытается совершить аналогичную атаку на резервирующий элемент.

2. Информационная безопасность имеет несколько ключевых характеристик. К характеристикам информационной безопасности относятся:

- защита от нарушения конфиденциальности информации (защита от ее хищения);
- защита от нарушения целостности информации (защита от ее несанкционированной модификации);
- защита от нарушения доступности информации [4].

В общем случае, при реализации эффективной защиты информационной системы, данные задачи защиты должны решаться в комплексе.

С учетом сказанного рассмотрим задачи и возможности резервирования элементов информационной системы с позиций повышения уровня именно ее информационной безопасности. При этом будем исследовать альтернативные варианты резервирования:

- резервирующий элемент по атакам полностью независим от резервируемого элемента (угрозы атак для резервируемого и резервирующего элемента полностью различны);
- резервирующий элемент по атакам полностью зависим от резервируемого элемента (угрозы атак для резервируемого и резервирующего элемента полностью совпадают).

Замечание. На практике, как правило, крайне затруднительно обеспечить полную независимость резервирующего элемента по атакам от резервируемого, поскольку в общем случае это предпола-

гает использование различного оборудования и полностью различного программного обеспечения для резервируемого и резервирующих элементов, что подчас бывает не выполнимо.

Резервирование в целях защиты от нарушения доступности информации

Утверждение. Повышение уровня защиты от нарушения доступности информации резервированием возможно и достигается только в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам).

Доказательство. Пусть каждый из V зарезервированных элементов с номерами $v = 1, \dots, V$ может быть представлен соответствующей характеристикой — вероятностью $P_{0yэv}$ того, что информационная система готова к безопасной эксплуатации в отношении потенциально возможных атак, образующих угрозу безопасности элемента информационной системы [5, 6].

В случае если все угрозы атак для всех V резервируемых элементов системы независимы (различно), то вероятность того, что информационная система готова к безопасной эксплуатации в отношении потенциально возможных атак может быть определена следующим образом:

$$P_{0yэV} = 1 - \prod_{v=1}^V (1 - P_{0yэv}).$$

В случае же если все угрозы атак для всех V зарезервированных элементов системы зависимы (угрозы атак соответствующим образом совпадают для всех элементов), то вероятность того, что информационная система готова к безопасной эксплуатации в отношении потенциально возможных атак, с учетом того, что $P_{0yэv=1} = P_{0yэv=2} = \dots = P_{0yэv=V} = V$ может быть определена следующим образом:

$$P_{0yэV} = P_{0yэv}$$

Представленные выше формулы для альтернативных рассмотренных случаев доказывают, что повышение уровня защиты от нарушения доступности информации резервированием возможно и достигается только в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам). При этом резервирование элемента полностью идентичными элементами не может рассматриваться в качестве резервирования элемента информационной системы в целях повышения уровня защиты от нарушения доступности информации.

Следствие 1.

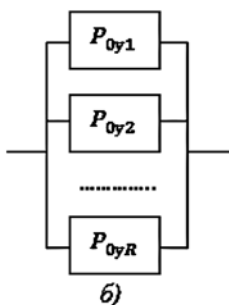
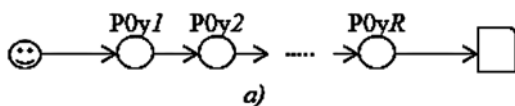
С учетом сказанного резервирование элементов информационной системы в части повышения уровня информационной безопасности можно интерпретировать соответствующей схемой резервирования в отношении угроз атак. При этом если угрозы атак всех зарезервированных элементов системы уникальны (независимы) и характеризуются вероятностью P_{0y_r} , $r = 1, \dots, R$, (для соответствующих R зарезервированных элементов), то для успешной атаки на информационную систему в целом должна быть осуществлена успешная атака на каждый из резервирующих элементов (реализованы угрозы информационной безопасности всех резервирующих элементов). В результате сказанного получаем оргграф (см. рисунок), взвешенными вершинами которого выступают вершины угроз атак зарезервированных элементов, и соответствующую ему схему параллельного резервирования.

Обозначим характеристику некоей произвольной угрозы атаки как P_{0y} (пусть рассматриваем угрозу подобной атаки на элемент системы $v = 1$), для остальных элементов системы $v = 2, \dots, V$ обозначаем соответствующую характеристику, как и прежде, $P_{0y_{эv}}$. В данных предположениях соответствующая характеристика зарезервированной информационной системы $P_{0y_{эV}}$ может быть представлена следующим образом:

$$P_{0y_{эV}} = 1 - (1 - P_{0y}) \prod_{v=2}^V (1 - P_{0y_{эv}}).$$

Если же одна и та же угроза атаки с характеристикой P_{0y} совпадает, например, для элементов $v = 1, v = 2, v = 3$ из V зарезервированных элементов, то для $P_{0y_{эV}}$ получаем:

$$P_{0y_{эV}} = 1 - (1 - P_{0y}) \prod_{v=4}^V (1 - P_{0y_{эv}}).$$



Оргграф угрозы атак на информационную систему и схема резервирования:

a — оргграф угроз атак; *б* — схема параллельного резервирования

В пределе, когда угроза атаки совпадает для всех зарезервированных элементов V , имеем:

$$P_{0y_{эV}} = P_{0y},$$

т. е. в данном случае — применительно к подобной угрозе атаки — задача резервирования не решается.

Следствие 2.

Задача резервирования элементов информационной системы применительно к решению задач повышения уровня эксплуатационной информационной безопасности информационных систем в части защиты от нарушения доступности информации сводится к задаче резервирования угроз атак на элемент информационной системы посредством резервирования данного элемента элементом (элементами), характеризующимся иными (уникальными) угрозами атак.

Сказанное позволяет ввести понятие и количественную оценку актуальности угрозы атаки [5, 6], но уже на зарезервированную информационную систему (на зарезервированный элемент информационной системы).

Под количественной оценкой актуальности угрозы атаки на зарезервированную информационную систему (на зарезервированный элемент информационной системы) будем понимать значение вероятности $P_{0y_{эv}}$ готовности к безопасной эксплуатации зарезервированной информационной системы в отношении этой атаки. Естественно, что к наиболее актуальным угрозам атак в результате резервирования элементов информационной системы в общем случае будут отнесены нерезервируемые угрозы атак — угрозы атак, актуальные и для резервируемого, и для резервирующих элементов информационной системы. Именно в отношении подобных угроз атак при резервировании элементов информационной системы, в первую очередь, требуется применение средств защиты, направленных на повышение значения характеристики $P_{0y_{эv}}$ [6].

Поскольку, как отмечали выше, трудно себе представить современную информационную систему, в которой решаются задачи резервирования элементов в целях повышения ее надежности без необходимости повышения уровня эксплуатационной информационной безопасности подобной системы, то в части защиты от нарушения доступности информации, которое может быть вызвано как отказом элемента системы, так и реализацией атаки на этот элемент злоумышленником, можно формулировать и решать задачу защиты от нарушения доступности информации в комплексе и при этом говорить об интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности информационных систем. При этом с точки зрения повышения надежности информационной системы проектирование зарезервированной системы должно проводиться с учетом

требований к максимальному различию (а это и вопросы отказоустойчивости, и вопросы производительности) резервируемого и резервирующих элементов. Другими словами, решение задач повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности информационных систем предполагает вполне определенную формулировку задачи повышения надежности информационных систем посредством резервирования ее элементов.

Резервирование в целях защиты от нарушения конфиденциальности информации

Применительно к данной задаче защиты резервирование элементов информационной системы опять же можно интерпретировать соответствующим оргграфом и соответствующей схемой, но уже последовательного резервирования [5, 6].

Утверждение. Повышение уровня защиты от нарушения конфиденциальности информации резервированием невозможно.

Доказательство. Особенность резервирования элементов информационной системы в данном случае состоит в том, что информация может быть похищена злоумышленником как с резервируемого, так и с резервирующих элементов.

Пусть каждый из V зарезервированных элементов с номерами $v = 1, \dots, V$ может быть представлен соответствующим оргграфом угроз безопасности элемента информационной системы и соответствующей характеристикой — вероятностью того, что информационная система готова к безопасной эксплуатации в отношении потенциально возможных атак, образующих угрозу безопасности элемента информационной системы ($P_{0yэv}$) [5, 6].

В случае если все угрозы атак в V резервируемых элементах системы зависимы (полностью совпадают) и для хищения информации достаточно осуществить успешную атаку на любой из V зарезервированных элементов, то вероятность того, что информационная система готова к безопасной эксплуатации в отношении потенциально возможных атак ($P_{0yэV}$), с учетом того, что $P_{0yэv=1} = P_{0yэv=2} = \dots = P_{0yэv=v}$, в данных предположениях может быть определена следующим образом:

$$P_{0yэV} = P_{0yэv}$$

В случае же если все угрозы атак в V зарезервированных элементах системы независимы (соответствующим образом различаются во всех элементах) и для хищения информации достаточно осуществить успешную атаку на любой из V зарезервированных элементов, то вероятность того, что информационная система готова к безопасной экс-

плуатации в отношении потенциально возможных атак ($P_{0yэV}$), определяется формулой

$$P_{0yэV} = \prod_{v=1}^V P_{0yэv}$$

Представленные выше формулы для альтернативных рассмотренных случаев доказывают, что повышение уровня защиты от нарушения конфиденциальности информации резервированием невозможно.

Утверждение. Решение задачи повышения уровня защиты от нарушения доступности информации резервированием приводит к снижению уровня защиты от нарушения конфиденциальности информации.

Доказательство. Как отмечали выше, повышения уровня защиты от нарушения доступности информации резервированием возможно и достигается только в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможному атакам), но именно при этих условиях снижается уровень защиты от нарушения конфиденциальности информации.

Следствие 3.

Резервирование для решения задачи повышения уровня информационной безопасности в части защиты от нарушения конфиденциальности информации не имеет смысла.

Следствие 4.

Задача повышения резервированием элементов информационной системы уровня информационной безопасности в части защиты от нарушения доступности информации вступает в противоречие с задачей повышения уровня информационной безопасности в части защиты от нарушения конфиденциальности информации, поскольку повышением уровня информационной безопасности в части защиты от нарушения доступности информации снижается уровень информационной безопасности в части защиты от нарушения конфиденциальности информации.

Метод резервирования, направленный на повышение уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности

С позиций необходимости решения задачи повышения резервированием элементов информационной системы уровня информационной безопасности в части защиты от нарушения конфиденциальности информации обратимся к оценке эксплуатационного риска потенциальных потерь [5]. Риск потерь $R_{C_{у.инф}}$ применительно к угрозе безопасности информационной системы (характеристика угрозы

безопасности информационной системы $P_{0уэV}$ в простейшем случае (без учета эксплуатационных характеристик информационной системы [5]) можно оценить следующим образом:

$$R_{C_{у.инф}} = C_{инф}(1 - P_{0уэV}),$$

где $C_{инф}$ — потенциальные потери от хищения конфиденциальной информации.

Пусть характеристика $C_{инф}$ зависит от объема похищенной информации, т. е. введем характеристику удельной стоимости $C_{у.инф}$ единицы информации. Исходя из того, что в информационной системе обрабатывается N единиц информации, характеризуемых удельной стоимостью $C_{у.инф}$, величину потерь, обусловливаемых хищением обрабатываемой в информационной системе информации, можем представить следующим образом:

$$C_{инф} = C_{у.инф}N.$$

С учетом подобного представления задача повышения с помощью резервирования элементов информационной системы уровня эксплуатационной информационной безопасности в части защиты от нарушения конфиденциальности информации может рассматриваться как задача снижения потерь от реализации успешной атаки на элемент информационной системы. Задача резервирования в данном случае будет предполагать разделение хранения и обработки информации между V зарезервированными элементами информационной системы. При равном распределении между V элементами объемов обрабатываемой информации на каждом из них будет сконцентрирована информация стоимостью $C_{инфV}$:

$$C_{инфV} = C_{у.инф}N/V.$$

Следовательно, реализация успешной атаки на один из зарезервированных элементов информационной системы снизит потери в V раз.

Назовем подобный метод резервирования "методом резервирования с разделением обрабатываемой информации".

Утверждение. Повышение уровня защиты от нарушения конфиденциальности информации методом резервирования с разделением обрабатываемой информации возможно и достигается только в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам).

Доказательство. В случае если все угрозы атак в V резервируемых элементах системы зависимы (соответствующим образом полностью совпадают, т. е. одна и та же атака может быть реализована на

все V зарезервированных элемента), риск потерь от реализации угрозы на элемент системы (характеристика угрозы атаки на элемент системы $P_{0уэV}$) рассчитывается следующим образом:

$$R_{C_{у.инф}} = C_{инф}(1 - P_{0уэV}).$$

В случае же если все угрозы атак в V резервируемых элементах системы не зависимы (соответствующим образом различаются во всех элементах, одна и та же атака может быть реализована только на один из V зарезервированный элемент), имеем:

$$R_{C_{у.инф}} = C_{инф}(1 - P_{0уэV})/V.$$

Представленные выше формулы для альтернативных рассмотренных случаев доказывают, что повышение уровня защиты от нарушения конфиденциальности информации резервированием возможно и достигается только в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам), при этом резервирование элемента полностью идентичными элементами не может рассматриваться в качестве резервирования элемента информационной системы в целях повышения уровня защиты от нарушения конфиденциальности информации.

Замечание. Метод резервирования с разделением обрабатываемой информации имеет одно очень важное свойство. С одной стороны, эффективность резервирования в данном случае достигается тогда, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам). При этом снижается вероятность потерь, связанных с нарушением конфиденциальности всей обрабатываемой информации, стоимость которой $C_{инф}$, поскольку любая успешная атака на зарезервированную систему приводит лишь к частичным потерям, стоимость которых определяется как $C_{инфV}$. С другой же стороны, ранее это было показано (и доказано), при таких условиях (когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак) снижается уровень защиты от частичных потерь, стоимость которых определяется как $C_{инфV}$, поскольку повышается вероятность реализации успешной атаки на один из V зарезервированных элементов.

Это крайне важное противоречие метода резервирования с разделением обрабатываемой информации, которое в обязательном порядке должно учитываться при разработке требований к характеристикам и параметрам средств защиты [6], реализуемых (при необходимости) в резервируемых эле-

ментах информационной системы. Итак, задачи повышения резервированием элементов информационной системы уровня эксплуатационной информационной безопасности как в части защиты от нарушения доступности информации, так и в части защиты от нарушения конфиденциальности информации (при реализации метода резервирования с разделением обрабатываемой информации) решаются в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам).

Утверждение. Метод резервирования с разделением обрабатываемой информации позволяет повышать резервированием элементов информационной системы уровень информационной безопасности как в части защиты от нарушения доступности информации, так и в части защиты от нарушения конфиденциальности информации.

Доказательство. Данное утверждение в отношении применения метода резервирования с разделением обрабатываемой информации доказывается тем, что обе задачи защиты решаются в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам). То есть требования к решению данных задач защиты не противоречат друг другу.

Утверждение. Метод резервирования с разделением обрабатываемой информации может применяться для решения задач повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности.

Доказательство. Данное утверждение в отношении применения метода резервирования с разделением обрабатываемой информации доказывается тем, что обе задачи (задача повышения надежности функционирования и задача повышения уровня информационной безопасности) решаются в том случае, когда применяются резервирующие элементы, не зависимые между собой и с резервируемым элементом по угрозам атак (по потенциально возможным атакам). То есть требования к решению данных задач резервирования не противоречат друг другу. Как следствие, они могут решаться в комплексе.

Отметим, что особенностью реализации метода резервирования с разделением обрабатываемой информации является то, что реализация успешной атаки на зарезервированный элемент информационной системы приводит лишь к частичным потерям конфиденциальности информации и соответ-

ственно лишь к частичным потерям доступности информации. Лишь к частичным потерям доступности информации приводит и отказ зарезервированного элемента информационной системы. То есть данный метод резервирования пусть частично (не в полном объеме), но позволяет решать задачи повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности в комплексе.

Заключение

Отметим, что проведенные в работе исследования иллюстрируют, насколько различны даже собственно в своей постановке задачи резервирования, решаемые в целях повышения уровня надежности функционирования и уровня информационной безопасности информационных систем. Проиллюстрированы и ключевые противоречия применения известных методов резервирования, состоящие в возможности улучшения одних характеристик за счет ухудшения других характеристик информационной системы, что недопустимо для практического применения, поскольку для современных информационных систем нельзя подобные альтернативные задачи резервирования рассматривать не в комплексе. В качестве компромиссного решения может рассматриваться предложенный в работе метод резервирования с разделением обрабатываемой информации, который пусть частично (не в полном объеме), но позволяет решать задачи повышения уровня интегрированной информационно-эксплуатационной безопасности.

Список литературы

1. **Половко А. М., Гуров С. В.** Основы теории надежности. СПб.: БХВ-Петербург. 2006. 704 с.
2. **Богатырев В. А.** Надежность и эффективность резервированных компьютерных сетей // Информационные технологии. 2006. № 9. С. 25–30.
3. **Богатырев В. А., Богатырев С. В., Богатырев А. В.** Надежность кластерных вычислительных систем с дублированными связями серверов и устройств хранения // Информационные технологии. 2013. № 2. С. 27–32.
4. **ГОСТ Р 53114—2008.** Защита информации. Обеспечение информационной безопасности в организации, 2009.
5. **Щеглов К. А., Щеглов А. Ю.** Эксплуатационные характеристики риска нарушений безопасности информационной системы // Научно-технический вестник информационных технологий, механики и оптики. 2014. № 1 (89). С. 129–139.
6. **Щеглов К. А., Щеглов А. Ю.** Математические модели эксплуатационной информационной безопасности // Вопросы защиты информации. 2014. Вып. 106. № 3. С. 52–65.

The Reservation Methods Capabilities to Enhance Integral Information and Operational Security Level of Modern Informational Systems

We do research informational system elements reservation problem. We do illustrate the principal difference of setting the task for informational system elements reservation (to enhance functional reliability and informational security level). We identified and justified the fundamental contradictions of using reservation methods in informational security, which place limits on their effective practical usage while solving information security problems like enhancing confidential level, integrity and availability of information, including contradictions, which prevent effective solutions based on known reservation methods (in context of functional reliability and informational system security level enhancing problem). We do suggest the reservation method with dividing information between informational system elements, which allows to solve problem of enhancing integral information and operational security level and also define an assessment of its effectiveness.

Keywords: informational system, reservation, reliability, resiliency, informational security, information accessibility, confidential information, information integrity, information operational security

References

1. Polovko A. M., Gurov S. V. *Osnovy teorii nadezhnosti*. SPb.: BHV-Peterburg. 2006. 704 p.
2. Bogatyrev V. A. Nadezhnost' i jeffektivnost' rezervirovannyh komp'yuternyh setej. *Informacionnye tehnologii*. 2006. N. 9. P. 25—30.
3. Bogatyrev V. A., Bogatyrev S. V., Bogatyrev A. V. Nadezhnost' klasternyh vychislitel'nyh sistem s dublirovannymi svjazjami serverov i ustrojstv hranenija. *Informacionnye tehnologii*. 2013. N. 2. P. 27—32.

4. GOST R 53114—2008. *Zashhita informacii. Obespechenie informacionnoj bezopasnosti v organizacii*, 2009.

5. Shcheglov K. A., Shcheglov A. Ju. Jekspluatacionnye harakteristiki riska narushenij bezopasnosti informacionnoi sistemy. *Nauchno-tehnicheskij vestnik informacionnyh tehnologii, mehaniki i optiki*. 2014. N. 1 (89). P. 129—139.

6. Shcheglov K. A., Shcheglov A. Ju. Matematicheskie modeli jekspluatacionnoj informacionnoj bezopasnosti. *Voprosy zashhity informacii*. 2014. Vyp. 106. N. 3. P. 52—65.

УДК 004.023

М. А. Перегудов, адъюнкт, e-mail: maxaperegudov@mail.ru,

А. А. Бойко, канд. техн. наук, доц., зам. нач. отдела, e-mail: algeminy@mail.ru,
Военный учебно-научный центр Военно-воздушных сил "Военно-воздушная академия имени профессора Н. Е. Жуковского и Ю. А. Гагарина" (г. Воронеж)

Оценка защищенности сети пакетной радиосвязи от имитации абонентских терминалов на уровне процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA

Предложена математическая модель, позволяющая оценить защищенность сети пакетной радиосвязи от деструктивных воздействий, направленных на имитацию абонентских терминалов на уровне процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA.

Ключевые слова: сеть пакетной радиосвязи, S-ALOHA, деструктивное воздействие, марковская модель, защищенность

Введение

Современные сети пакетной радиосвязи (СПР) нередко подвергаются деструктивным воздействиям [1], целью которых является нарушение конфиденциальности, целостности и доступности информации. Одним из основных способов деструк-

тивных воздействий на СПР является имитация злоумышленником ложных соединений от имени абонентских терминалов (АТ).

На начальном этапе информационного взаимодействия установление соединения между АТ и средством коммутации и управления (СКУ) в СПР реализуется в процедуре случайного множественного

доступа к среде (далее — СМДС). Для таких современных стандартов связи, как GSM, TETRA, LTE, базовой процедурой, СМДС является S-ALOHA. Для СПР стандарта TETRA ряд потенциально возможных деструктивных воздействий, имитирующих АТ на уровне процедуры СМДС, приведена в работе [2]. Сегодня известны модели процедуры СМДС типа S-ALOHA [3–8], рассматривающие информационный конфликт между АТ и СКУ. Модели [3–7] позволяют оценить успешность доставки пакетов и стабильность функционирования процедуры СМДС типа S-ALOHA, а модель [8] наряду с успешностью доставки пакетов и стабильностью функционирования дополнительно определяет объем доступного временного ресурса канала множественного доступа и учитывает деструктивные воздействия, направленные на создание коллизий в канале множественного доступа, не предоставляя при этом возможности для оценки защищенности СПР от деструктивных воздействий, направленных на имитацию АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA.

Цель работы — разработка математической модели, позволяющей оценить защищенность СПР от деструктивных воздействий, направленных на имитацию абонентских терминалов на уровне процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA.

Описательная модель процесса имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA

Функциональная схема процесса имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA показана на рис. 1.

В состав схемы входят N АТ, СКУ СПР и злоумышленник. Процедура СМДС реализует двустороннее взаимодействие между конкурирующими АТ и СКУ следующим образом. АТ по линии "вверх" осуществляют первичную (ПП) и вторичную (ВП) передачу пакетов с запросом на получение доступа к среде в любой дискретный временной интервал t ($t = 1, 2, \dots$) продолжительностью τ (далее — временной слот) с вероятностями p_0 и p_r соответственно.

СКУ по линии "вниз" широкоэвентально отправляет пакеты с рекомендуемыми для АТ значениями первичной p_0^* и вторичной p_r^* передачи пакетов. Одновременно в СПР $N - Y(t)$ АТ осуществляют первичную передачу пакетов и $Y(t)$ АТ — вторичную передачу. В один временной слот каждый АТ может передать один пакет. Передача считается успешной, если во временном слоте она инициирована только одним АТ. Иначе в канале СМДС возникает коллизия, и АТ, участвующие в создании коллизии, при неполучении пакета подтверждения успешной доставки через некоторое время отправляют вторичные пакеты повторно. До окончания времени ожидания от СКУ пакета подтверждения успешной доставки такие АТ не генерируют первичные пакеты и считаются заблокированными [6].

Злоумышленник в интересах имитации АТ, входящих в СПР, может реализовать в каждом временном слоте один из двух способов деструктивных воздействий. Первый способ реализуется неадаптивно (без анализа линии "вверх") и заключается в передаче по линии "вверх" с вероятностью p_z фальсифицированных пакетов от имени $N - X$ АТ, участвующих в пер-

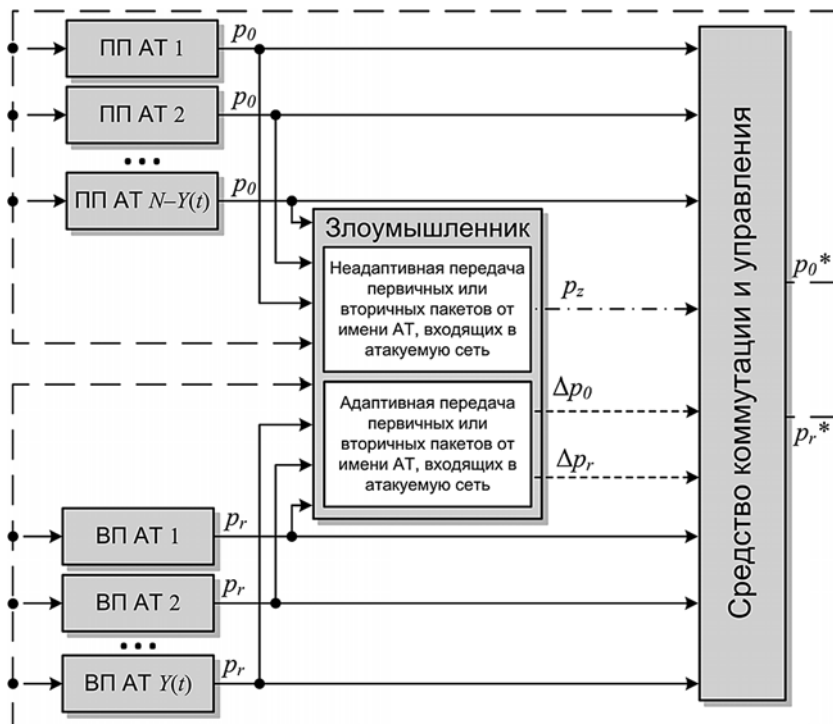


Рис. 1. Функциональная схема процесса имитации АТ СПР на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA

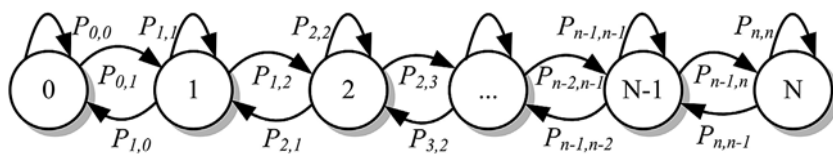


Рис. 2. Граф состояний марковской цепи, описывающей процесс имитации АТ СПР на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA

вичной передаче, и ХАТ, участвующих во вторичной передаче. *Второй способ* деструктивных воздействий реализуется адаптивно (с анализом линии "вверх") и заключается в передаче по линии "вверх" с вероятностями Δp_0 и Δp_r фальсифицированных пакетов соответственно от имени $N - Y(t)$ АТ, участвующих в первичной передаче, и $Y(t)$ АТ, участвующих во вторичной передаче.

При успешной передаче злоумышленником пакетов от имени АТ СПР такие терминалы не получают подтверждения об успешной доставке пакетов, следующих за пакетами злоумышленника. При этом блокируются АТ СПР и их успешно доставленные пакеты. В противном случае успешно доставленные пакеты АТ СПР являются неблокированными.

Математическая модель процесса имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA

Для оценки защищенности СПР на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA (далее — СМДС) представим процесс имитации АТ в виде цепи Маркова с дискретными временем и состояниями, описывающей процесс гибели и размножения. Граф состояний такой цепи показан на рис. 2.

Модель включает $N + 1$ состояние. Номер состояния соответствует числу заблокированных АТ в СПР. Рассматриваемая цепь Маркова описывается матрицей переходов $P = [p_{i,j}]$, где $i, j = 1, \dots, N$. За один временной слот СПР в модели может переместиться на одно состояние назад (успешная передача АТ, входящим в СПР, вторичного пакета) или на одно состояние вперед (успешная передача злоумышленником первичного или вторичного пакета).

Пусть в текущем временном слоте S_1 — число одновременно переданных первичных пакетов АТ СПР; S_2 — число одновременно переданных вторичных пакетов этими АТ; Q_l — число переданных злоумышленником пакетов от имени АТ в зависимости от способа деструктивного воздействия и режима передачи АТ ($l = 1, 2$):

$$Q_l = \begin{cases} U_l, & \text{при первом способе;} \\ W_l, & \text{при втором способе,} \end{cases} \quad (1)$$

где U_1 — число неадаптивно переданных злоумышленником пакетов от имени $N - X$ АТ, участвующих в первичной передаче; U_2 — число неадаптивно переданных злоумышленником пакетов от имени X АТ, участвующих во вторичной передаче; W_1 — число адаптивно переданных злоумышленником пакетов от имени $N - Y(t)$ АТ, участвующих в первичной передаче; W_2 — число адаптивно переданных злоумышленником пакетов от имени $Y(t)$ АТ, участвующих во вторичной передаче.

Тогда вероятность перехода $p_{i,j}$ имеет вид

$$p_{i,j} = \begin{cases} P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=1} P_i^{Q_1=0} P_i^{Q_2=0}, & \text{если } (j = i - 1) \wedge (i \neq 0); \\ P_i^{S_1=1} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_1=0} P_i^{Q_2=0} + \\ + P_i^{S_1=1} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_1=1} + \\ + P_i^{S_1=1} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_2=1} + \\ + P_i^{S_1=1} P_i^{S_2=1} + P_i^{S_1=1} P_i^{S_2>1} + \\ + P_i^{S_1>1} + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2>1} + \\ + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_1=0} P_i^{Q_2=0} + \\ + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=1} P_i^{Q_1=1} + \\ + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=1} P_i^{Q_2=1}, & \text{если } j = i; \\ P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_1=1} + \\ + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_2=1}, & \text{если } (j = i + 1) \wedge (i \neq N). \end{cases} \quad (2)$$

где

$$P_i^{S_1=0} = [1 - p_0]^{N-i}; P_i^{S_1=1} = (N-i)p_0[1 - p_0]^{N-i-1};$$

$$P_i^{S_1>1} = 1 - [1 - p_0]^{N-i} - (N-i)p_0[1 - p_0]^{N-i-1};$$

$$P_i^{S_2=0} = [1 - p_r]^i; P_i^{S_2=1} = ip_r[1 - p_r]^{i-1};$$

$$P_i^{S_2>1} = 1 - [1 - p_r]^i - ip_r[1 - p_r]^{i-1};$$

$$P_i^{Q_1=1} = \begin{cases} P_i^{U_1=1} & \text{при первом способе;} \\ P_i^{W_1=1} & \text{при втором способе;} \end{cases}$$

$$l = 1, 2;$$

$$P_i^{U_1=1} = p_z(N - X)N^{-1};$$

$$P_i^{W_1=1} = (N-i)\Delta p_0[1 - \Delta p_0]^{N-i-1};$$

$$P_i^{U_2=1} = p_z X N^{-1}; P_i^{W_2=1} = i\Delta p_r[1 - \Delta p_r]^{i-1};$$

$$P_i^{Q_1=0} = \begin{cases} P_i^{U_1=0} & \text{при первом способе;} \\ P_i^{W_1=0} & \text{при втором способе;} \end{cases}$$

$$P_i^{U_1=0} = 1 - p_z(N - X)N^{-1}; P_i^{W_1=0} = [1 - \Delta p_0]^{N-i};$$

$$P_i^{U_2=0} = 1 - p_z X N^{-1}; P_i^{W_2=0} = [1 - \Delta p_r]^i.$$

Для нахождения предельных вероятностей моделируемых состояний рассматриваемой цепи Маркова решается система линейных алгебраических уравнений [9]. Обобщенное решение такой системы имеет вид:

$$P_i = A_i \left(1 + \sum_{i=1}^N A_i \right)^{-1}, \quad (3)$$

где

$$A_0 = 1; \forall i \in [1, N] A_i = \prod_{k=0}^i \frac{p_{k, k+1}}{p_{k+1, k}}.$$

Вышеизложенная математическая модель процесса имитации АТ на уровне процедуры СМДС отражает конкуренцию при доступе к каналу СМДС между АТ СПР и злоумышленником, влияющую:

- на успешность доставки неблокированных пакетов АТ СПР;
- на среднее число блокированных АТ СПР в каждом временном слоте.

Поэтому под защищенностью СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС будем понимать вероятность успешной доставки неблокированных пакетов АТ СПР с учетом уровня блокированных АТ такой сети в каждом временном слоте. Показатель защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС определяется следующим образом:

$$\Phi = P^{nsc}(1 - P^{blk}), \quad (4)$$

где P^{nsc} — вероятность успешной доставки неблокированных пакетов АТ СПР; P^{blk} — вероятность блокирования злоумышленником АТ такой сети.

С использованием вероятностей состояний P_i и числа блокированных АТ СПР i в каждом моделируемом состоянии получим вероятность блокирования злоумышленником АТ на уровне процедуры СМДС P^{blk} в каждом временном слоте:

$$P^{blk} = N^{-1} \sum_{i=0}^N iP_i \quad (5)$$

При успешной доставке злоумышленником пакетов от имени АТ СПР с вероятностью P^{fsc} успешно доставленные пакеты АТ такой сети блокируются с такой же вероятностью. Тогда вероятность успешной доставки неблокированных пакетов

АТ СПР P^{nsc} в каждом временном слоте имеет следующий вид:

$$P^{nsc} = \begin{cases} P^{sc} - P^{fsc}, & \text{если } P^{sc} - P^{fsc} > 0; \\ 0, & \text{если } P^{sc} - P^{fsc} \leq 0, \end{cases} \quad (6)$$

где P^{sc} — вероятность успешной доставки пакетов АТ СПР.

Вероятности успешной доставки пакетов АТ СПР P^{sc} и успешной доставки злоумышленником пакетов от имени АТ такой сети P^{fsc} рассчитываются для каждого временного слота аналогично выражению (5):

$$P^{sc} = \sum_{i=0}^N P_i P_i^{sc}; P^{fsc} = \sum_{i=0}^N P_i P_i^{fsc}, \quad (7)$$

где P_i^{sc} — вероятность успешной доставки пакетов АТ СПР в каждом моделируемом состоянии i , а P_i^{fsc} — вероятность успешной доставки злоумышленником пакетов от имени АТ такой сети в состоянии i .

В соответствии с выражением (2) в каждом моделируемом состоянии i вероятность успешной доставки пакетов АТ СПР P_i^{sc} с учетом [3–7] и деструктивных воздействий, направленных на имитацию АТ процедуры СМДС типа S-ALOHA, вычисляется для каждого временного слота следующим образом:

$$P_i^{sc} = P_i^{S_1=1} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_1=0} P_i^{Q_2=0} + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=1} P_i^{Q_1=0} P_i^{Q_2=0} = \begin{cases} ((N-i)p_0[1 - p_0]^{N-i-1}[1 - p_r]^i + [1 - p_0]^{N-i} p_r [1 - p_r]^{i-1})(1 - p_z(N - X)N^{-1}) \times \\ \times (1 - p_z X N^{-1}) \text{ при первом способе;} \\ ((N-i)p_0[1 - p_0]^{N-i-1}[1 - p_r]^i + [1 - p_0]^{N-i} p_r [1 - p_r]^{i-1}) \times \\ \times [1 - \Delta p_0]^{N-i} [1 - \Delta p_r]^i \text{ при втором способе,} \end{cases} \quad (8)$$

а вероятность успешной доставки злоумышленником пакетов от имени АТ такой сети

$$P_i^{fsc} = P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_1=1} + P_i^{S_1=0} P_i^{S_2=0} P_i^{Q_2=1} = \begin{cases} [1 - p_0]^{N-i} [1 - p_r]^i p_z \text{ при первом способе;} \\ [1 - p_0]^{N-i} [1 - p_r]^i ((N-i)\Delta p_0 [1 - \Delta p_0]^{N-i-1} + \\ + i\Delta p_r [1 - \Delta p_r]^{i-1}) \text{ при втором способе.} \end{cases} \quad (9)$$

Информационная технология оценки защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA

Информационная технология оценки защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA состоит в выполнении следующих шагов алгоритма, блок-схема которого представлена на рис. 3.

Шаг 1. Устанавливают интервал анализа линий "вверх", "вниз" канала СМДС СПР ΔT .

Шаг 2. Записывают в базу данных пакеты, передаваемые каждым АТ СПР по линии "вверх", и подтверждения об успешной доставке этих пакетов, передаваемые СКУ по линии "вниз", в течение интервала ΔT . Затем сопоставляют пакеты и подтверждения об успешной доставке этих пакетов. По результатам сопоставления определяют тип пакета: первичный или вторичный. Правила определения типа пакета следующие:

- передаваемый пакет, следующий за пакетом, на который АТ получил подтверждение об успешной его доставке, является первичным;

- передаваемый пакет, следующий за пакетом, на который АТ не получил подтверждение об успешной его доставке, является вторичным.

Так как для выполнения шага 4 требуются записанные в предыдущем интервале анализа ΔT первичные и вторичные пакеты, передаваемые каждым АТ СПР, то в целях непрерывной оценки защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС дополнительно введем в алгоритм шаг 3, аналогичный шагу 2.

Шаг 4. Вычисляют среднее число первичных O и вторичных R пакетов, переданных АТ СПР:

$$O = N^{-1} \sum_{k=1}^N O_k; R = N^{-1} \sum_{k=1}^N R_k, \quad (10)$$

где O_k — число первичных пакетов, переданных k -м АТ СПР; R_k — число вторичных пакетов, переданных k -м АТ такой сети; $k = 1, 2, \dots, N$; N — общее число АТ СПР.

Число первичных O_k и вторичных R_k пакетов, переданных каждым АТ СПР, определяют путем суммирования в базе данных ячеек, соответствующих первичным или вторичным пакетам.

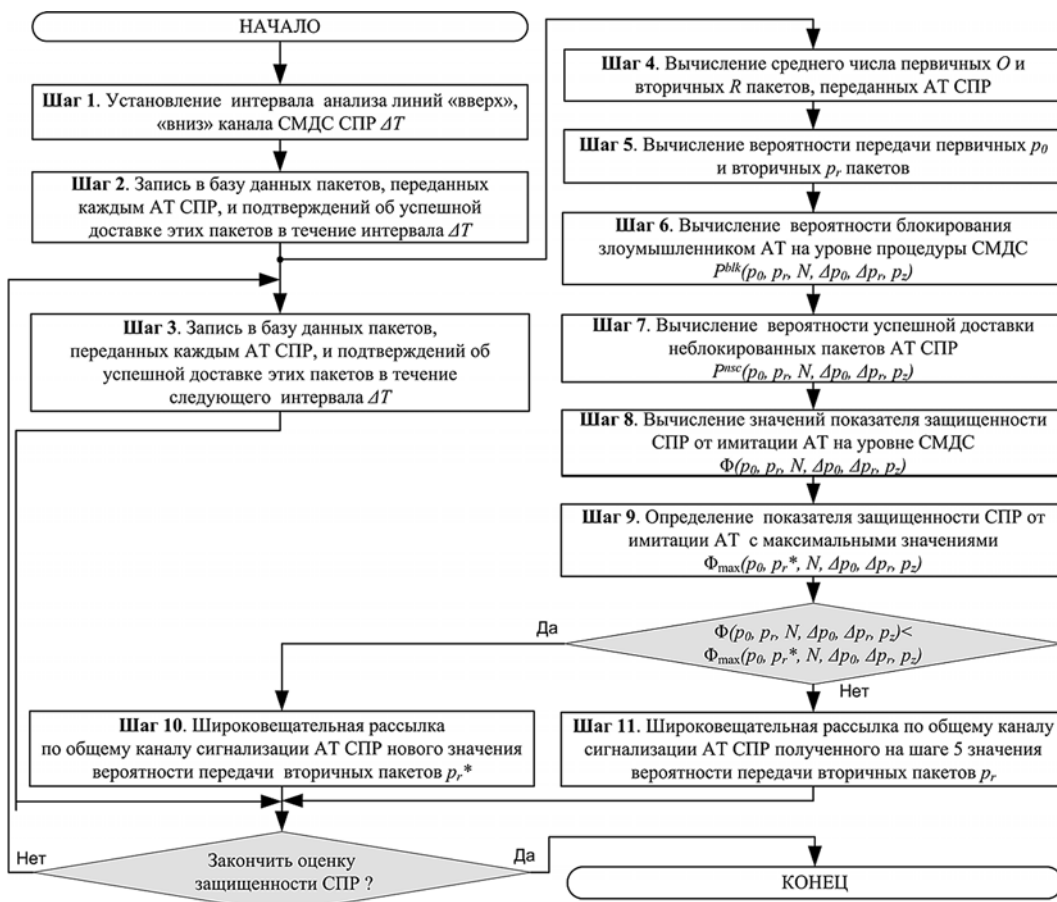


Рис. 3. Информационная технология оценки защищенности одноканальной СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA

Шаг 5. Определяют вероятности передачи первичных p_0 и вторичных p_r пакетов АТ СПР в каждом временном слоте t ($t = 1, 2, \dots$) продолжительностью τ следующим образом:

$$p_0 = OM^{-1}; p_r = RM^{-1}; M = \Delta T\tau^{-1}, \quad (11)$$

где M — число временных слотов продолжительностью τ в интервале анализа ΔT .

Шаги 6—8 выполняются на основании полученных значений p_0 и p_r .

Шаг 6. Вычисляют в каждом временном слоте с использованием аналитического выражения (5) значения вероятности блокирования злоумышленником АТ на уровне процедуры СМДС P^{blk} в точках, являющихся значениями вероятности передачи злоумышленником первичных Δp_0 или вторичных Δp_r пакетов от имени АТ СПР.

Шаг 7. Вычисляют по формулам (6)—(9) вероятность успешной доставки неблокированных пакетов АТ СПР P^{nsc} для каждого временного слота.

Шаг 8. Вычисляют по полученным значениям вероятностей блокирования АТ СПР P^{blk} и успешной доставки неблокированных пакетов АТ такой сети P^{nsc} с использованием выражения (4) значения показателя Φ защищенности СПР от имитации АТ на уровне СМДС типа S-ALOHA.

Шаг 9. Определяют показатель защищенности СПР от имитации АТ на уровне СМДС с максимальными значениями Φ_{max} , изменяя значения вероятности передачи вторичных пакетов p_r .

Если полученные значения на шаге 8 меньше максимальных значений показателя защищенности СПР от имитации АТ, то выполняют шаг 10, иначе — шаг 11.

Шаг 10. Рассылают широковещательно по общему каналу сигнализации СПР новое значение вероятности передачи вторичных пакетов p_r^* .

Шаг 11. Рассылают широковещательно по общему каналу сигнализации СПР полученное на шаге 5 значение вероятности передачи вторичных пакетов p_r .

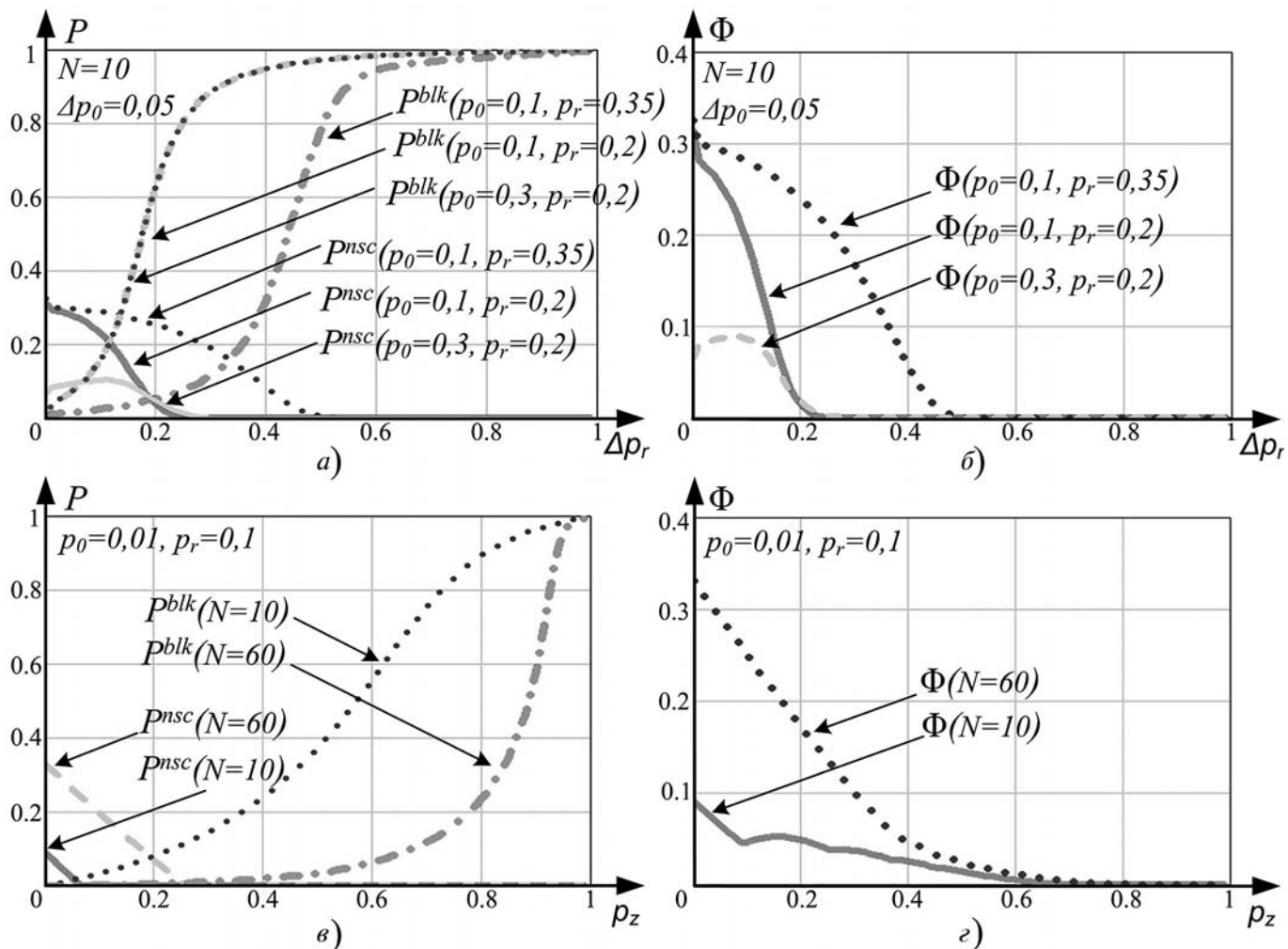


Рис. 4. Зависимости вероятностей успешной доставки неблокированных пакетов АТ СПР, блокирования АТ такой сети и показателя защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС от параметров ДВ

Управлять значением вероятности передачи вторичных пакетов p_r , например, в транковых сетях стандарта TETRA, возможно путем изменения значения времени ожидания перед вторичными передачами и разрешенного числа вторичных передач, передаваемых в сообщениях ACCESS-DEFINE общего канала сигнализации, [2].

Предложенный алгоритм справедлив как для одноранговой СПР, так и для многоприоритетной сети с незначительными отличиями. Для многоприоритетной СПР в алгоритм добавляют шаг определения числа АТ каждого приоритета СПР. При этом шаги 4–11 выполняют для каждого приоритета такой сети. В шагах 10, 11 широковещательно рассылают не только вероятность передачи вторичных пакетов для каждого приоритета СПР, но и число АТ.

Результаты моделирования

Результаты моделирования процесса имитации АТ СПР на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA с параметрами управления поведением такой сети p_0 , p_r , N и параметрами деструктивных воздействий Δp_0 , Δp_r , p_z показаны на рис. 4.

Анализ рис. 4 позволяет сделать следующие выводы.

Во-первых, при увеличении вероятности передачи вторичных пакетов АТ СПР и числа АТ такой сети наблюдается уменьшение вероятности блокирования АТ СПР (рис. 4, а, в) и увеличение вероятности успешной доставки неблокированных пакетов АТ СПР (рис. 4, а, в), которые приводят к увеличению значения показателя защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС (рис. 4, б, г).

Во-вторых, с ростом вероятности передачи первичных пакетов АТ СПР вероятность блокирования АТ такой сети не изменяется (рис. 4, а), а вероятность успешной доставки неблокированных пакетов АТ СПР уменьшается (рис. 4, а). В этих условиях на рис. 4, б наблюдается снижение значений показателя защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС (рис. 4, б).

Для обеспечения защищенности СПР от имитации АТ на уровне процедуры СМДС типа S-ALOHA требуется выработка таких значений параметров управления поведением сети p_0 , p_r и N , при которых будут созданы неблагоприятные условия для деструктивных воздействий, направленных на имитацию АТ СПР. В многоприоритетных сетях в целях

повышения скорости доступа к каналу СМДС для АТ с наивысшим приоритетом снижают их число. С учетом результатов моделирования при уменьшении числа АТ с наивысшим приоритетом, объединенных в сегмент СПР, снижается защищенность такого сегмента. Поэтому наиболее уязвимыми будут АТ с наивысшим приоритетом.

Заключение

Таким образом, предложена модель, позволяющая проводить оценку защищенности сети пакетной радиосвязи от имитации абонентских терминалов на уровне процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA с использованием аналитических зависимостей, основывающихся на применении теории вероятностей, марковских процессов и определяющих вероятности успешной доставки неблокированных пакетов абонентских терминалов сети пакетной радиосвязи и блокирования этих терминалов.

Модель применима при проектировании многоприоритетных сетей пакетной радиосвязи, при разработке системы управления поведением таких сетей, включающей адаптивную защиту от имитации абонентских терминалов и алгоритмы процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA, разрешающие коллизии.

Список литературы

1. **Бойко А. А., Дьякова А. В.** Способ разработки тестовых удаленных информационно-технических воздействий на пространственно распределенные системы информационно-технических средств // Информационно-управляющие системы. 2014. № 3. С. 84–92.
2. **Перегудов М. А., Бойко А. А.** Об адаптивной защите транковых сетей связи стандарта TETRA от деструктивного программного воздействия // Техника средств связи: Научно-техн. сб. СПб.: Изд-во Политехн. ун-та, 2013. Вып. 2 (141). С. 218–221.
3. **Kleinrock L., Lam S. S.** On stability of packet switching in a random multiaccess broadcast channel // 7th Hawaii Int. Conf. on Syst. Sci.: Proc. Special Subconf. on Comput. Nets, Honolulu, Hawaii, Jan. 8–10, 1974. P. 73–77.
4. **Carleial A. B., Hellman M. E.** Bistable behavior of ALOHA-type systems // IEEE Trans. Commun. 1975. V. 23. P. 401–410.
5. **Onozato Y., Nogochi S.** On the thrashing cusp in slotted ALOHA systems // IEEE Trans. Commun. 1985. V. 33. P. 1171–1182.
6. **Abramson N.** The ALOHA system-another alternative for computer communications // Fall Joint Comput. Conf.: AFIPS Conf. Proc, Montvale, N. J., 1970. V. 37. P. 281–285.
7. **Kobayashi H., Onozato Y., Huynh D.** An approximate method for design and analysis of an ALOHA system // IEEE Trans. Commun. 1977. V. 25. P. 148–158.
8. **Перегудов М. А., Бойко А. А.** Модель процедуры случайного множественного доступа к среде типа S-ALOHA // Информационно-управляющие системы. 2014. № 6. С. 75–81.
9. **Таха Хемди А.** Введение в исследование операций. 7-е изд. М.: Издательский дом "Вильямс", 2005. 912 с.

M. A. Peregodov, Adjunct, e-mail: maxaperegodov@mail.ru,
A. A. Boyko, Associate Professor, e-mail: algemmy@mail.ru,
Military Education–Science Center of Military Air Forces "Professor N. E. Zhukovsky
and Yu. A. Gagarin Military Air Academy", 394064, Voronezh, Russian Federation

Estimation of Security of a Network Packet Radio from Imitation of User's Terminals at Level of the Procedure of Random Multiple Access to the Environment Type S-ALOHA

Modern network packet radio are often subjected to destructive impact, one of the main ways which is to simulate user's terminals at the level of the procedure of random multiple access to the environment type S-ALOHA. Existing models procedure of random multiple access environment does not provide the ability to estimation of security of a network packet radio from imitation of users terminals at level of the procedure of random multiple access to the environment type S-ALOHA. The proposed model for assessment of the security of the network packet radio from imitation of user's terminals at the level of the procedure of random multiple access to the environment type S-ALOHA using analytical dependences, based on the application of probability theory, Markov processes and determining the probability of successful delivery unblocking packages user's terminals and determining the probability of blocking these terminals. Model can be applied in the design of many priority networks packet radio, at system engineering of management by behavior of such networks, including adaptive protection against imitation of user's terminals and algorithms of the procedure of random multiple access to the environment type S-ALOHA, resolving collisions.

Keywords: network packet radio, S-ALOHA, destructive impact, Markov model, security

References

1. **Boyko A. A., Djakova A. V.** Sposob razrabotki testovyyh udalennyh informacionno-tehnicheskikh vozdeystviy na prostranstvenno raspredelennyye sistemy informacionno-tehnicheskikh sredstv. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy*. 2014. N. 3. P. 84–92.
2. **Peregodov M. A., Boyko A. A.** Ob adaptivnoy zashhite trankovyyh setej svyazi standart TETRA ot destruktivnogo programmnoy vozdeystviya. *Tehnika sredstv svyazi: Nauchno-tehn. sb.* SPb.: Izd-vo Politehn. un-ta, 2013. Vyp. 2 (141). P. 218–221.
3. **Kleinrock L., Lam S. S.** On stability of packet switching in a random multiaccess broadcast channel. *7th Hawaii Int. Conf. on Syst. Sci.: Proc. Special Subconf. on Comput. Nets, Honolulu, Hawaii, Jan. 8–10*. 1974. P. 73–77.
4. **Carleial A. B., Hellman M. E.** Bistable behavior of ALOHA-type systems. *IEEE Trans. Commun.* 1975. V. 23. P. 401–410.
5. **Onozato Y., Nogochi S.** On the thrashing cusp in slotted ALOHA systems. *IEEE Trans. Commun.* 1985. V. 33. P. 1171–1182.
6. **Abramson N.** The ALOHA system-another alternative for computer communications. *Fall Joint Comput. Conf.: AFIPS Conf. Proc, Montvale, N. J.* 1970. V. 37. P. 281–285.
7. **Kobayashi H., Onozato Y., Huynh D.** An approximate method for design and analysis of an ALOHA system. *IEEE Trans. Commun.* 1977. V. 25. P. 148–158.
8. **Peregodov M. A., Boyko A. A.** Model' procedury sluchajnogo mnozhestvennogo dostupa k srede tipa S-ALOHA. *Informatsionno-upravliaiushchie sistemy*. 2014. N. 6.
9. **Taha Hemdi A.** *Vvedenie v issledovanie operacij*. 7-e izd. M.: Izdatel'skiy dom "Vil'jams", 2005. 912 p.

Теоретический и прикладной научно-технический журнал

ПРОГРАММНАЯ ИНЖЕНЕРИЯ

ISSN 2220-3397

В журнале освещаются состояние и тенденции развития основных направлений индустрии программного обеспечения, связанных с проектированием, конструированием, архитектурой, обеспечением качества и сопровождением жизненного цикла программного обеспечения, а также рассматриваются достижения в области создания и эксплуатации прикладных программно-информационных систем во всех областях человеческой деятельности.

Журнал распространяется только по подписке.

*Оформить подписку можно через подписные Агентства
или непосредственно в редакции журнала.*

Подписные индексы по каталогам:
«Роспечать» — 22765; «Пресса России» — 39795

107076, Москва, Стромьинский пер., 4

Тел./факс: (499) 269-55-10

e-mail: prin@novtex.ru

<http://novtex.ru/pi.html>

ЦИФРОВАЯ ОБРАБОТКА СИГНАЛОВ И ИЗОБРАЖЕНИЙ DIGITAL PROCESSING OF SIGNALS AND IMAGES

УДК 519.6

А. Г. Трофимов^{1, 2}, канд. техн. наук, доц., e-mail: atrofimov@list.ru, И. В. Колодкин¹, студент,
В. Л. Ушаков², канд. биол. наук, доц., Б. М. Величковский^{2, 3}, д-р психол. наук, чл.-корр. РАН

¹ Национальный исследовательский ядерный университет "МИФИ", Москва

² НИЦ "Курчатовский институт", Москва

³ НБИК-факультет Московского физико-технического института

Метод агломеративной сегментации пространственно-распределенных временных рядов на основе характеристик бегущих волн

Предложен метод сегментации многомерных временных рядов, обладающих пространственной организацией, на основе характеристик бегущих волн. Для оценки степени выраженности бегущих волн введены показатели синхронности и когерентности. Расчет этих показателей проводился на основе результатов анализа кросс-спектров. В результате исследований на реальных данных электроэнцефалографии (ЭЭГ) головного мозга человека показано, что предложенный метод обеспечивает более качественную сегментацию по сравнению с традиционными методами обработки сигналов ЭЭГ.

Ключевые слова: пространственно-распределенный временной ряд, бегущая волна, кластеризация, сегментация, синхронность, когерентность, микросостояния мозга, электроэнцефалограмма

Введение

При наблюдении выходов распределенной динамической системы можно заметить в некоторые моменты времени резкое изменение характеристик наблюдаемых сигналов. Эти моменты могут соответствовать смене режима функционирования системы, изменению характеристик внешних воздействий на систему или являться следствием присущей системе нестационарности. Задача обнаружения этих моментов времени и описания наблюдаемого сигнала как последовательности сменяющих друг друга участков, имеющих схожие характеристики (сегментов), является одной из ключевых задач обработки временных рядов [1].

Выделенные сегменты не только позволяют представить временной ряд в более компактной форме, но и лучше понять природу наблюдаемых сигналов. Анализ характеристик выделенных сегментов, их продолжительностей, последовательностей смены одних сегментов другими может предоставить исследователю важную информацию о наблюдаемом явлении и служить основой для решения других задач обработки временных рядов, в частности, классификации [2, 3].

Выделение сегментов (сегментация) временного ряда, как правило, предполагает следующую последовательность действий [1].

1. Предобработка временного ряда.
2. Построение пространства признаков для сегментации.
3. Поиск кластеров в выделенном пространстве признаков.

В настоящей работе рассматриваются многомерные временные ряды (МВР), имеющие пространственно-временную структуру, т. е. временные ряды, характеризующиеся в каждый момент времени вектором наблюдений, каждое из которых соответствует некоторой точке пространства. Примерами таких рядов являются сигналы электроэнцефалограмм (ЭЭГ), магнитоэнцефалограмм (МЭГ), сигнал сейсмической активности Земли, результаты наблюдения погоды и т. д. Сегментацию таких рядов целесообразно проводить на основе характеристик, учитывающих распределенную природу наблюдаемых динамических данных [4–6].

Несмотря на то, что во многих практических приложениях приходится иметь дело с множеством регистрируемых процессов, большинство методов сегментации временных рядов предназначены лишь для одномерного случая [7]. Эти методы можно разделить на три категории: методы "снизу вверх", методы "сверху вниз" и оконные методы. Сравнительный анализ этих методов приведен в работах [8, 9]. В работе [10] предложен метод сегментации

многомерных временных рядов, основанный на динамическом анализе главных компонент. В работе [11] описан метод нечеткой сегментации МВР. Метод сегментации МВР, предложенный в работе [12], предполагает моделирование совместных распределений и использование байесовского подхода.

Публикации в области сегментации пространственно-распределенных временных рядов встречаются преимущественно в применении к сигналам ЭЭГ. Как правило, задача сегментации сведена к задаче кластеризации в пространстве наблюдаемых значений [13, 14] или в пространстве спектров [15]. Публикации по методам сегментации МВР, учитывающим их распределенную динамику, авторам не известны.

В настоящей работе предложен метод сегментации пространственно-распределенных МВР, основанный на характеристиках бегущих волн. В отличие от нашего предыдущего исследования [6], в данной работе впервые рассмотрен агломеративный метод сегментации многомерных временных рядов, учитывающий их пространственно-распределенную динамику.

Постановка задачи

Рассматривается многомерный временной ряд $X = (x(1), \dots, x(T))$, характеризующийся в каждый момент времени t вектором наблюдений $x(t) = (x_1(t), \dots, x_L(t))$, $t = \overline{1, T}$, где T — число временных отсчетов. Каждое наблюдение $x_i(t)$, $i = \overline{1, L}$, получено в точке P_i на плоскости с координатами (ξ_i, η_i) , $i = \overline{1, L}$, в некоторой системе координат, каждая точка принадлежит односвязной области Ω . Ряд X получен в результате дискретизации некоторого непрерывного сигнала с постоянной частотой дискретизации f_s .

Ставится задача выделения микросостояний S_1, \dots, S_K временного ряда X и отнесения вектора наблюдений $x(t)$ в каждый момент времени t , $t = \overline{1, T}$, одному из выделенных микросостояний. Микросостоянием будем считать область в некотором пространстве признаков, характеризующих временной ряд X в каждый момент времени t , $t = \overline{1, T}$. Формально задача выделения микросостояний S_1, \dots, S_K — это задача нахождения оператора F , ставящего в соответствие временному ряду X в каждый момент времени t номер $k(t)$ микросостояния:

$$k(t) = F[X, t], t = \overline{1, T}, k(t) \in \{1, \dots, K\}, \quad (1)$$

где K — число микросостояний. Отметим, что число микросостояний временного ряда априорно может быть неизвестно.

Введенное понятие микросостояния требует определения пространства признаков, в котором будут выделяться эти микросостояния. Обозначим через φ оператор, ставящий в соответствие временному ряду X в каждый момент времени t некоторый вектор характерных признаков $y(t) = (y_1(t), \dots, y_M(t))$:

$$y(t) = \varphi[X, t], t = \overline{1, T}, y(t) \in \mathbb{R}^M, \quad (2)$$

где \mathbb{R}^M — M -мерное пространство вещественных чисел.

В частном случае значение оператора φ в момент времени t может зависеть не от всего временного ряда X , а от его фрагмента во временном окне с центром в t и шириной τ :

$$y(t) = \varphi[x(t - \tau), \dots, x(t + \tau)], \\ t = \overline{\tau + 1, T - \tau}, y(t) \in \mathbb{R}^M. \quad (3)$$

В другом частном случае вектор $y(t)$ может совпадать с вектором $x(t)$ при всех t , $t = \overline{1, T}$, т. е. $\tau = 0$, $M = L$, $\varphi[x(t)] \equiv x(t)$. Множество векторов характерных признаков образует многомерный временной ряд, который далее будем обозначать $Y = (y(1), \dots, y(T))$.

В настоящей работе предлагается каждое микросостояние S_i характеризовать соответствующим эталоном $w_i = (w_{1i}, \dots, w_{Mi})$ в пространстве характерных признаков y , $i = \overline{1, K}$. Таким образом, задача выделения микросостояний состоит в определении их эталонных представителей. Как только эталонные представители w_1, \dots, w_K найдены, принадлежность вектора значений временного ряда X тому или иному микросостоянию в момент времени t может быть определена по критерию близости соответствующего вектора характерных признаков $y(t)$ к эталонному представителю микросостояния:

$$x(t) \in \Omega_k \Leftrightarrow \rho(y(t), w_k) = \min_{i=\overline{1, K}} \rho(y(t), w_i), t = \overline{1, T}, \quad (4)$$

где $\rho(x, y)$ — расстояние (в частности, евклидово) между векторами x и y .

Формальное описание бегущей волны

Бегущая волна — это волновое движение, при котором поверхность равных фаз (фазовые волновые фронты) перемещается с конечной скоростью, постоянной в случае однородных сред [16]. Бегущие волны наблюдаются во многих физических, химических и биологических процессах, в частности, в реакционно-диффузных системах, процессах изменения численности популяций животных, в распределенной динамике электрической активности мозга.

Согласно работе [16], возмущение среды $z(r, t)$, создаваемое плоской бегущей волной в момент

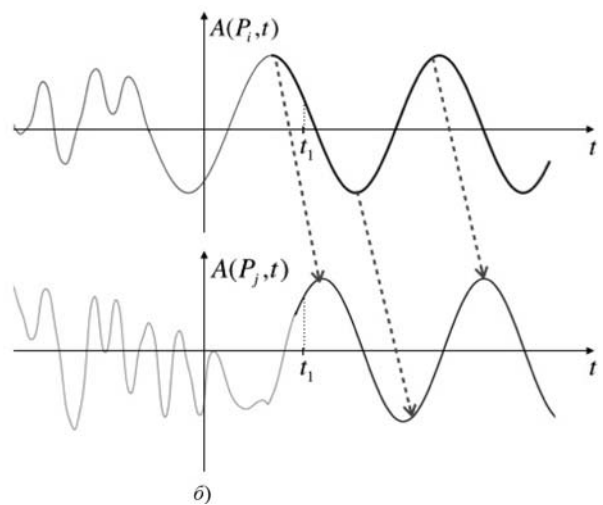
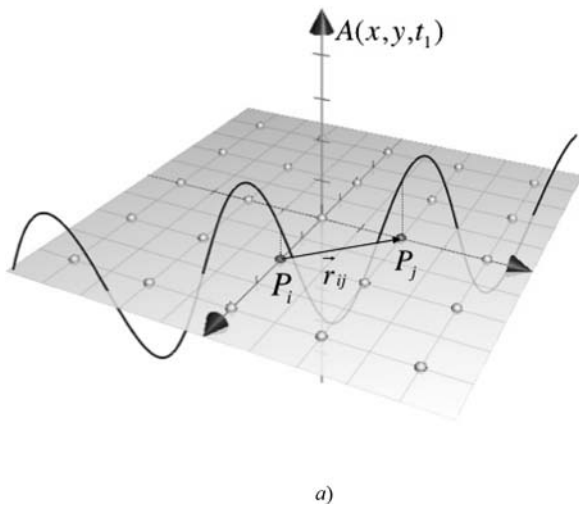


Рис. 1. Иллюстрация понятия бегущей волны

времени t в точке с координатой r , описывается выражением

$$z(r, t) = A(r, t) \sin(kr - \omega t + \varphi_0), \quad (5)$$

где $A(r, t)$ — амплитуда волны в момент времени t в точке с координатой r ; k — волновое число; ω — круговая частота; φ_0 — начальная фаза волны.

Предположим, что от точки P_i в направлении точки P_j в области Ω распространяется монохроматическая бегущая волна с частотой ω (рис. 1).

Выберем точку P_i в качестве начала координат, а ось координат зададим в направлении точки P_j . Тогда, учитывая (5), возмущения среды $z_i(t)$ и $z_j(t)$ в точках P_i и P_j соответственно, создаваемые рассматриваемой бегущей волной в момент времени t , будут описываться выражениями

$$z_i(t) = z(0, t) = A_i(\omega, t) \sin(-\omega t + \varphi_0); \quad (6)$$

$$z_j(t) = z(r_{ij}, t) = A_j(\omega, t) \sin(kr_{ij} - \omega t + \varphi_0), \quad (7)$$

где $r_{ij} = \rho(P_i, P_j)$ — расстояние между точками P_i и P_j ; $A_i(\omega, t)$ и $A_j(\omega, t)$ — амплитуды волны частоты ω в точках P_i и P_j соответственно.

Отметим, что для однородной стационарной среды волновое число k не зависит ни от времени, ни от пространственной координаты. Разность фазы $\Delta\varphi_{ij}$ волны в один и тот же момент времени в точках P_i и P_j постоянна и равна

$$\Delta\varphi_{ij} = kr_{ij}. \quad (8)$$

Условие (8) является необходимым, но не достаточным условием наличия бегущей монохроматической волны между точками P_i и P_j , поскольку постоянство разности фаз между точками P_i и P_j может наблюдаться и при распространении двух

независимых бегущих волн, проходящих через эти точки в различных направлениях.

На практике бегущая волна между точками P_i и P_j может не быть монохроматической. В этом случае для выделения монохроматических компонентов волны используется спектральное разложение (например, с помощью преобразования Фурье). Кроме того, бегущая волна может проявляться лишь на некотором интервале (или интервалах) времени.

Для проверки необходимого условия наличия бегущей волны частоты ω используем статистические характеристики выборки разностей фаз в каждый момент времени $t \in [t_1; t_2]$. В настоящей работе предлагается несколько характеристик, чувствительных к условию (8).

Пусть $\Delta\varphi_{ij}(\omega, t_1), \dots, \Delta\varphi_{ij}(\omega, t_2)$ — выборка разностей фаз волны частоты ω в точках P_i и P_j , $i \in \{1, \dots, L\}$, $j \in \{1, \dots, L\}$, в моменты времени t_1, \dots, t_2 . Введем комплексные числа $z_{ij}\{\omega, t_1\}, \dots, z_{ij}\{\omega, t_2\}$ с единичным модулем и фазами, равными $\Delta\varphi_{ij}(\omega, t_1), \dots, \Delta\varphi_{ij}(\omega, t_2)$ соответственно: $|z_{ij}(\omega, t)| = 1$, $\arg z_{ij}(\omega, t) = \Delta\varphi_{ij}(\omega, t)$, $t = \overline{t_1, t_2}$. Рассчитаем среднее для них:

$$\langle z_{ij}(\omega, t) \rangle_{t=t_1}^{t_2} = \frac{1}{t_2 - t_1} \sum_{t=t_1}^{t_2} z_{ij}(\omega, t). \quad (9)$$

В качестве меры разброса комплексных чисел $z_{ij}(\omega, t_1), \dots, z_{ij}(\omega, t_2)$ относительно среднего значения выберем значение отклонения комплексного среднего $\langle z_{ij}(\omega, t) \rangle_{t=t_1}^{t_2}$ от единичной окружности (рис. 2). Критерием выполнения условия (8) является равенство единице модуля среднего $\langle z_{ij}(\omega, t) \rangle_{t=t_1}^{t_2}$.

Таким образом, определим показатель $\gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2)$ степени выраженности условия (8) как модуль комплексного среднего $\langle z_{ij}(\omega, t) \rangle_{t=t_1}^{t_2}$:

$$\gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2) = |\langle z_{ij}(\omega, t) \rangle_{t=t_1}^{t_2}| = \frac{1}{t_2 - t_1} \times \sqrt{\left(\sum_{t=t_1}^{t_2} \cos \Delta \varphi_{ij}(\omega, t) \right)^2 + \left(\sum_{t=t_1}^{t_2} \sin \Delta \varphi_{ij}(\omega, t) \right)^2}. \quad (10)$$

Возможные значения показателя (10) лежат на отрезке от 0 до 1.

Показатель (10), известный как *phase-locking value*, характеризует только степень разброса разностей фаз $\Delta \varphi_{ij}(\omega, t_1), \dots, \Delta \varphi_{ij}(\omega, t_2)$ волны на частоте, при этом никак не учитывает амплитуды волны $A_i(\omega, t)$ и $A_j(\omega, t)$, $t = \overline{t_1, t_2}$. Синхронность амплитуд $A_i(\omega, t)$ и $A_j(\omega, t)$ не является необходимым условием наличия бегущей волны между точками P_i и P_j , однако может говорить о согласованности изменения энергии волны в этих точках. Для оценки степени выраженности бегущей волны частоты ω между точками P_i и P_j и синхронности изменения ее амплитуд в этих точках на интервале времени $[t_1; t_2]$ может быть использован показатель когерентности [17]

$$\Gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2) = \frac{|\langle X_i(\omega) X_j^*(\omega) \rangle_{t=t_1}^{t_2}|}{\sqrt{\langle X_i(\omega) X_i^*(\omega) \rangle_{t=t_1}^{t_2} \langle X_j(\omega) X_j^*(\omega) \rangle_{t=t_1}^{t_2}}}, \quad (11)$$

где символ * означает комплексное сопряжение.

Отметим, что модуль усредненного кросс-спектра сигналов $\{x_i(t), t = \overline{1, T}\}$ и $\{x_j(t), t = \overline{1, T}\}$

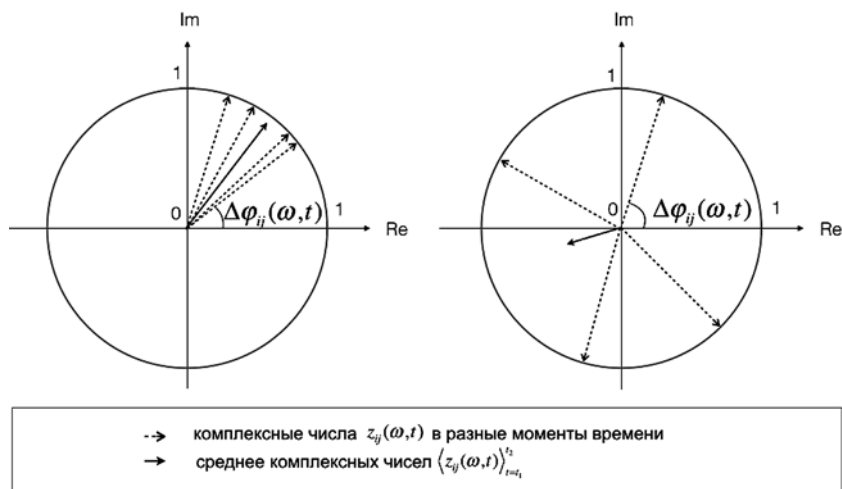


Рис. 2. Иллюстрация к расчету показателя $\gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2)$

(числитель показателя когерентности) является обобщением показателя (10):

$$|\langle X_i(\omega) X_j^*(\omega) \rangle_{t=t_1}^{t_2}| = \frac{1}{t_2 - t_1} \left(\left(\sum_{t=t_1}^{t_2} A_i(\omega, t) A_j(\omega, t) \cos \Delta \varphi_{ij}(\omega, t) \right)^2 + \left(\sum_{t=t_1}^{t_2} A_i(\omega, t) A_j(\omega, t) \sin \Delta \varphi_{ij}(\omega, t) \right)^2 \right)^{1/2}.$$

Возможные значения когерентности лежат на отрезке от 0 до 1, причем равенство когерентности единице является критерием выполнения условия (8) и согласованности изменения амплитуд бегущей волны в точках P_i и P_j на интервале времени $[t_1; t_2]$.

Метод построения пространства признаков, основанных на характеристиках бегущих волн

Введенные показатели (10) и (11) выраженности бегущей волны могут быть рассчитаны для любой пары точек P_i и P_j из области Ω . В настоящей работе предложено рассчитывать эти показатели лишь для соседних точек. Другой способ может быть в расчете этих показателей относительно некоторой референтной точки.

Обозначим через $B = (b_1, \dots, b_R)$ множество пар соседних точек среди P_1, \dots, P_L . Для нахождения соседних точек среди P_1, \dots, P_L используем диаграмму Вороного.

Этот подход в последнее время начинает применяться в нейрокогнитивных исследованиях сознания и памяти [18]. Диаграмма Вороного представляет собой разбиение области Ω на L областей таких, что каждая область представляет собой геометрическое место точек, более близких к одной из точек P_1, \dots, P_L , чем к любой другой точке из этого множества. При использовании евклидовой метрики каждая область будет являться выпуклым многоугольником. Для построения диаграммы Вороного может быть использован, например, алгоритм Форчуна [19]. Пару соседних точек определим как пару точек, для которых ячейки Вороного имеют общее ребро.

Пусть $\gamma_r(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2})$ — значение показателя (10), рассчитанное для r -й пары соседних точек из множества B , $r = \overline{1, R}$, Δt — фиксированная ширина временного окна. При фиксированном значении частоты ω сово-

купность значений показателя (10), рассчитанных для каждой пары соседних точек, можно рассматривать как вектор характерных признаков $y(t|\omega)_\gamma$, описывающих временной ряд X в момент времени t (см. (2)):

$$y(t|\omega)_\gamma = \left(\gamma_1\left(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}\right), \dots, \dots, \gamma_R\left(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}\right) \right), t = \overline{1, T}. \quad (12)$$

Компоненты этого вектора характеризуют степень выраженности бегущей волны частоты ω между всеми парами соседних точек в области Ω .

Аналогично может быть определен вектор $y(t|\omega)_\Gamma$ характерных признаков, составленный из значений показателя (11). Далее в обозначении вектора характерных признаков будем опускать нижний индекс γ или Γ , если вид этого показателя неважен.

Для сокращения размерности вектора $y(t|\omega)_\gamma$ проведем пространственную группировку пар соседних точек. Разобьем область Ω на множество областей $\Omega_1, \dots, \Omega_Q$. Каждую область $\Omega_q, q = \overline{1, Q}$, характеризуем средним значением показателя (10):

$$\bar{\gamma}_q\left(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}\right) = \frac{1}{|\Omega_q|} \sum_{b_r \in \Omega_q} \gamma_r\left(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}\right), t = \overline{1, T}. \quad (13)$$

Вектор характерных признаков $\tilde{y}(t|\omega)_\gamma$, описывающих временной ряд X в момент времени t , составляем из рассчитанных средних значений:

$$\tilde{y}(t|\omega)_\gamma = \left(\bar{\gamma}_1\left(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}\right), \dots, \dots, \bar{\gamma}_Q\left(\omega, t - \frac{\Delta t}{2}, t + \frac{\Delta t}{2}\right) \right), t = \overline{1, T}. \quad (14)$$

Аналогично определяем вектор $\tilde{y}(t|\omega)_\Gamma$.

Микросостояниями S_1, \dots, S_K временного ряда X являются непересекающиеся области в пространстве предложенных характерных признаков. В настоящей работе для их выделения используется кластерный анализ. Пусть $y(1|\omega), \dots, y(T|\omega)$ — множество векторов, характеризующих временной ряд X в каждый момент времени. В результате их кластеризации будут найдены центры кластеров w_1, \dots, w_K (эталонные представители микросостояний). Принадлежность вектора $x(t)$ значений временного ряда X в момент времени t определяется по критерию близости соответствующего вектора характерных признаков $y(t|\omega)$ к эталонному представителю микросостояния (см. (4)). Для кластеризации данных $y(1|\omega), \dots, y(T|\omega)$ используем агломеративные методы [20]. Отметим, что микросостояния S_1, \dots, S_K зависят от анализируемой частоты ω бегущей волны.

Результаты экспериментальных исследований

Описание исходных данных. Экспериментальные исследования предложенных алгоритмов сегментации проводили на данных электроэнцефалографии головного мозга (ЭЭГ), записанных в НБИКС-центре НИЦ "Курчатовский институт". Запись проводили в состоянии покоя испытуемого в течение нескольких минут, число каналов электроэнцефалографа $L = 62$, расположение каналов соответствует стандартной схеме "10—20", частота дискретизации $f_s = 5000$ Гц. Для проведения исследований выбран промежуток записи длиной 10 с ($T = 50000$).

Согласно работе [21], работу головного мозга можно представить как последовательность сменяющих друг друга микросостояний. Выдвигается гипотеза, что микросостояния, связанные с характеристиками бегущих волн ЭЭГ, будут иметь высокую степень выраженности и повторяемости, что позволит говорить об их объективности и использовать в дальнейших нейрокогнитивных исследованиях.

Исследование показателей выраженности бегущих волн ЭЭГ. Для расчета спектров сигналов ЭЭГ использовано дискретное оконное преобразование Фурье. В качестве оконной функции выбрана оконная функция Хемминга, ширина окна равнялась 4096 отсчетов ($\approx 0,82$ с). Расчет спектров для каждого канала ЭЭГ проводился независимо.

На основе результатов спектрального разложения вычислены показатели $\gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2)$ и $\Gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2)$ выраженности бегущей волны в соответствии с формулами (10) и (11) для всех пар соседних электродов и на всех частотах ω от 5 до 30 Гц с шагом 1 Гц. Ширина окна $t_2 - t_1$ изменялась в зависимости от анализируемой частоты ω :

$$t_2 - t_1 = f_s/\omega. \quad (15)$$

Таким образом, на каждой частоте ω расчет показателей проводился по числу временных отсчетов, соответствующих одному периоду гармоника анализируемой частоты ω .

На рис. 3 (см. третью сторону обложки) приведены диаграммы значений показателей $\gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2)$ и $\Gamma_{ij}(\omega, t_1, t_2)$ выраженности бегущей волны на частоте $\omega = 6$ Гц для всех пар соседних электродов. Из диаграмм видно, что выделяются группы пар электродов со схожей динамикой выраженности бегущей волны, при этом показатель синхронности (10) более отчетливо отражает закономерность смены степени выраженности волны. В некоторые моменты времени происходит резкая десинхронизация. Предполагается, что эти моменты соответствуют переходу от одного микросостояния к другому [22].

Исследование качества агломеративной сегментации ЭЭГ. Агломеративная кластеризация — это

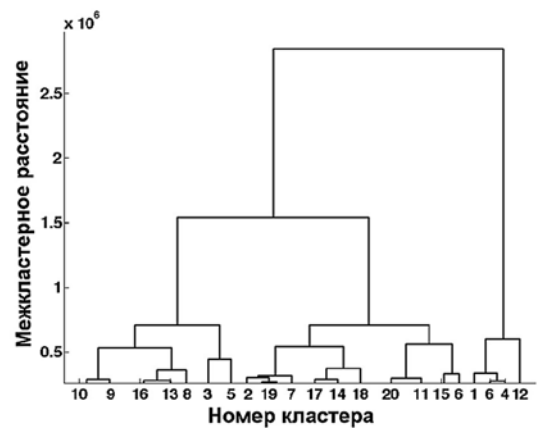
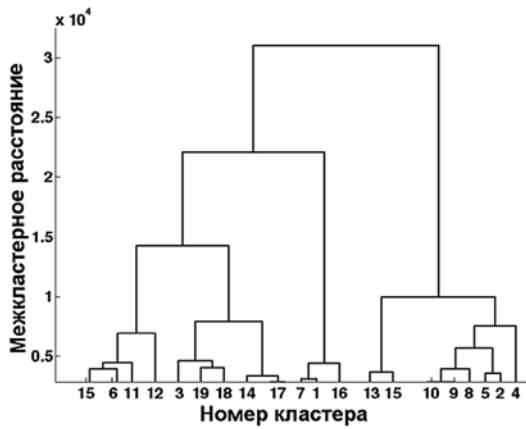


Рис. 4. Дендрограммы, полученные в результате агломерации данных в пространстве, составленном из: а — амплитуд исходного сигнала; б — амплитуд гармоник сигнала на частоте 10 Гц

одна из стратегий иерархической кластеризации [23]. Отличие от прочих алгоритмов таксономии заключается в построении не одного разбиения выборки на непересекающиеся кластеры, а системы вложенных разбиений, в которых объекты объединяются во все более крупные кластеры. Результат агломеративной кластеризации обычно представляется в виде таксономического дерева — дендрограммы. Дендрограмма позволяет хорошо интерпретировать результат иерархической кластеризации в графическом формате [23]. Структура дерева зависит от используемых метрики, метода агломерации и признаков, в пространстве которых кластеризуются данные.

Для оценки качества дендрограммы используем кофенетический коэффициент корреляции (ККК) [24]. ККК определяется как линейный коэффициент корреляции между кофенетическими расстояниями между каждой парой кластеризуемых точек и расстояниями между ними, определяемыми в соответствии с выбранной метрикой (например, евклидовой) [24]:

$$cof = \frac{\sum_{i < j} (r_{ij} - \bar{r})(d_{ij} - \bar{d})}{\sqrt{\sum_{i < j} (r_{ij} - \bar{r})^2 \sum_{i < j} (d_{ij} - \bar{d})^2}}, \quad (16)$$

где r_{ij} — расстояние между точками y_i и y_j в пространстве кластеризуемых признаков; d_{ij} — кофенетическое расстояние между точками y_i и y_j (расстояние между кластерами, содержащими точки y_i и y_j , непосредственно перед их агломерацией). Значение ККК, близкое к 1, означает качественное представление кластерной структуры данных дендрограммой.

Наряду с ККК используется ранговый коэффициент корреляции Спирмена между теми же значениями расстояний r_{ij} и d_{ij} .

Значения ККК для представленных на рис. 4 дендрограмм равны $cof_a = 0,77$ и $cof_b = 0,91$ соответственно. Значения рангового коэффициента корреляции равны 0,61 и 0,83. Полученные значения кофенетических коэффициентов описывают качество кластерной иерархической структуры данных с евклидовой метрикой в пространстве кластеризуемых признаков при агломерации кластеров и использованием метода Уорда [1].

Для выбора оптимального числа кластеров могут быть использованы различные показатели, в частности, индекс Дэвиса—Болдина, индекс Данна, критерий отношения дисперсий (индекс Калински—Харабаз), *gap*-критерий [25—27] и др.

На рис. 5 показаны графики зависимостей индексов Дэвиса—Болдина (ДБ) и Калински—Харабаз (КХ) при кластеризации в пространстве, составленном из уровней исходных временных рядов

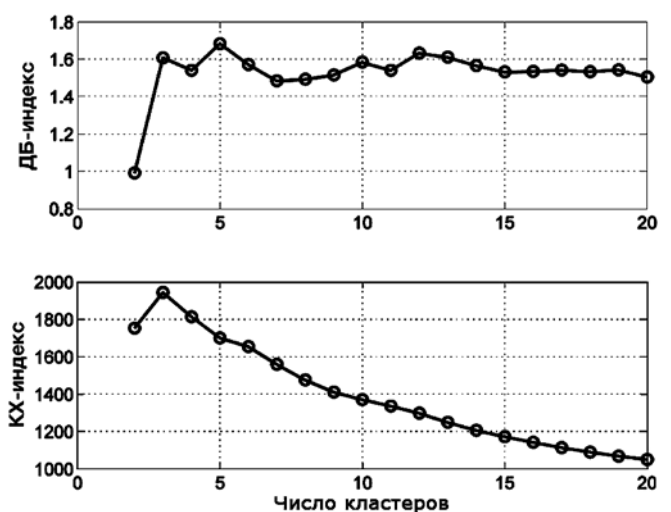


Рис. 5. Значения ДБ-индексов и КХ-индексов при кластеризации в пространстве, составленном из уровней исходных временных рядов

(размерность пространства $L = 62$). Из графиков видно, что оптимальная кластеризация по ДБ-критерию наблюдается при числе кластеров $K = 2$ (минимальное значение ДБ-индекса), по КХ-критерию — при числе кластеров $K = 3$ (максимальное значение КХ-индекса).

На рис. 6 (см. третью сторону обложки) представлены матрицы ДБ-индексов и КХ-индексов при кластеризации в пространстве, составленном из амплитуд гармоник на частотах от 5 до 30 Гц с шагом 1 Гц (размерность пространства $L = 62$). Из графиков видно, что оптимальная кластеризация как по ДБ-критерию, так и по КХ-критерию наблюдается в пространстве амплитуд частот примерно 10–11 Гц (частоты альфа-ритма), число кластеров $K = 2, 3, 4$.

На рис. 7, 8 (см. четвертую сторону обложки) представлены матрицы ДБ-индексов и КХ-индексов при кластеризации в пространствах признаков $\tilde{y}(t|\omega)_\gamma$ и $\tilde{y}(t|\omega)_\Gamma$, связанных с показателями синхронности и когерентности соответственно. Группировку пар соседних электродов проводили на $Q = 4$ групп. Полученная картина принципиально отличается от предыдущей: оптимальная кластеризация по ДБ-критерию наблюдается в пространстве амплитуд на частотах примерно 24–26 Гц (частоты бета-ритма) при числе кластеров $K = 3$ и в пространстве амплитуды частоты 30 Гц при числе кластеров $K = 5, \dots, 10$. По КХ-критерию оптимальная кластеризация происходит на частоте 30 Гц (частота бета-ритма) при $K = 5, 6, 7$ и на частотах 6...7 Гц (частота тета-ритма) при $K = 12, \dots, 15$. Отметим, что картины для показателей синхронности и когерентности качественно схожи.

Графики кофенетических коэффициентов, представленные на рис. 9, позволяют сравнить качество

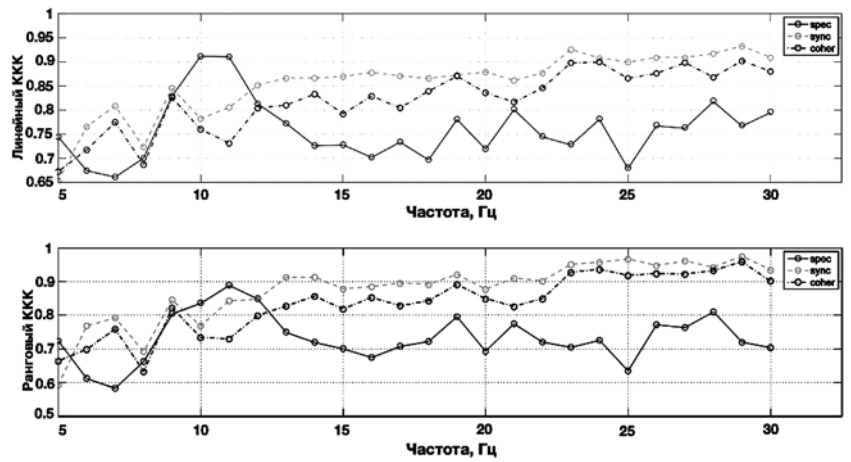


Рис. 9. Значения линейного (вверху) и рангового (внизу) кофенетических коэффициентов, полученные в результате агломерации данных в пространстве, составленном из амплитуд гармоник (spec), показателей синхронности (sync), показателей когерентности (coher)

агломеративной кластеризации в рассматриваемых пространствах признаков.

Из графиков видно, что качество таксономического дерева в пространстве показателей синхронности и когерентности лучше в сравнении с пространством, составленном из амплитуд гармоник, на частотах 5...7 Гц (тета-ритм) и 13...30 Гц (бета-ритм), в то время как на частотах 8...12 Гц наблюдается противоположная картина. Это говорит о том, что на частотах альфа-ритма более выражены микросостояния, связанные с мощностью сигнала ЭЭГ в этом частотном диапазоне, а на частотах тета- и бета-ритмов — микросостояния, связанные с синхронностью и когерентностью. Полученный результат может представлять интерес для специалистов в области нейрофизиологии.

На рис. 10 приведены дендрограммы, полученные в результате агломерации данных в пространствах показателей синхронности и когерентности, оптимальных по критерию максимума кофенетического коэффициента корреляции.

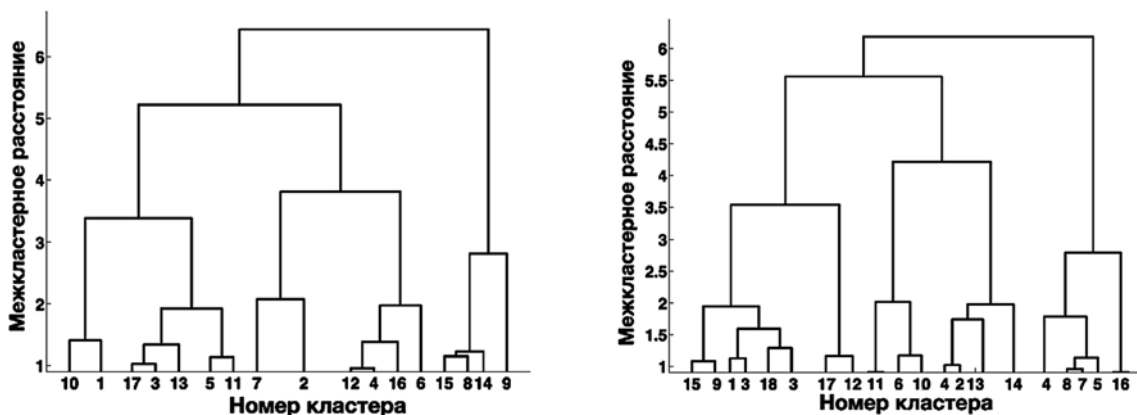


Рис. 10. Дендрограммы, полученные в результате агломерации данных в пространстве, составленном из: а — показателей синхронности на частоте 29 Гц (соответствует рис. 7, б, см. четвертую сторону обложки); б — показателей когерентности на частоте 29 Гц (соответствует рис. 8, см. четвертую сторону обложки)

Из дендрограмм видно, что в построенных пространствах признаков данные действительно образуют выраженные кластерные структуры.

Заключение

В работе предложен новый метод построения пространства признаков для сегментации многомерных временных рядов, имеющих пространственную организацию, основанный на анализе бегущих волн. Для оценки степени выраженности бегущих волн использованы показатели синхронности и когерентности. Расчет этих показателей проводили по результатам расчета кросс-спектров сигналов, соответствующих пространственно близким точкам наблюдения.

Для выделения сегментов временного ряда в предложенных пространствах признаков применен агломеративный метод кластеризации. Для оценки качества таксономического дерева использован кофенетический коэффициент корреляции, для оценки оптимального числа кластеров — критерии Дэвиса—Болдина и Калински—Харабаз.

В результате сегментации реальных электрофизиологических данных установлено, что оптимальная кластеризация в пространстве амплитуд гармоник происходит на частоте 10 Гц (частота альфа-ритма) при числе кластеров (микросостояний) $K = 2, 3, 4$ и в пространствах показателей синхронности и когерентности — на частоте 30 Гц (частота бета-ритма) при числе микросостояний $K = 12, \dots, 15$. Результаты сегментации сигналов ЭЭГ и МЭГ предполагается применить при моделировании активности структур головного мозга в целях выделения его когнитивных микросостояний и построения функциональных коннектов.

Исследование выполнено в рамках работ по гранту № 14-28-00234 Российского научного фонда (грант выделен Отделению нейрокognитивных и социогуманитарных наук НБИКС-Центра НИЦ "Курчатовский институт").

Список литературы

1. **Abonyi J., Feil B.** Cluster analysis for data mining and system identification. Basel: Springer Science & Business Media, 2007. 305 p.
2. **Трофимов А. Г., Скругин В. И.** Метод выделения динамических паттернов в задаче классификации многомерных временных рядов // Информационные технологии. 2011. № 4. С. 65—71.
3. **Trofimov A. G., Skrugin V. I., Herrera Rodriguez A. M.** Extraction and recognition of electroencephalogram dynamic patterns for brain-computer interfaces // Proc. of XXXVIII Latin America Conference on Informatics (CLEI-2012). 2012. P. 1—9.
4. **Zhang P., Huang Y., Shekhar S., Kumar V.** Correlation analysis of spatial time series datasets: A filter-and-refine approach // Advances in Knowledge Discovery and Data Mining. Berlin, Heidelberg: Springer, 2003. P. 532—544.
5. **Bandi F.** Short-term interest rate dynamics: A spatial approach // Journal of Financial Economics. 2002. N. 65. P. 73—110.

6. **Трофимов А. Г., Колодкин И. В., Ушаков В. Л., Величковский Б. М.** Метод сегментации пространственно-распределенных временных рядов на основе бегущих волн // Наука и образование. 2014. № 10. С. 114—136. URL: <http://technomag.bmstu.ru/doc/728495.html>
7. **Kivikunnas S.** Overview of process trend analysis methods and applications // ERUDIT Workshop on Applications in Pulp and Paper Industry. 1998. P. 395—408.
8. **Keogh E., Chu S., Hart D., Pazzani M.** Segmenting time series: A survey and novel approach // Data mining in time series databases. 2004. Vol. 57. P. 1—22.
9. **Lovrić M., Milanović M., Stamenković M.** Algorithmic methods for segmentation of time series: an overview // JCEBI. 2014. Vol. 1, N. 1. P. 31—53.
10. **Bankó Z., Dobos L., Abonyi J.** Dynamic Principal Component Analysis in Multivariate Time-Series Segmentation // Conservation, Information, Evolution-towards a sustainable engineering and economy. 2011. Vol. 1, N. 1. P. 11—24.
11. **Abonyi J., Feil B., Nemeth S., Arva P.** Modified Gath—Geva clustering for fuzzy segmentation of multivariate time-series // Fuzzy Sets and Systems. 2005. Vol. 149, N. 1. P. 39—56.
12. **Xuan X., Murphy K.** Modeling changing dependency structure in multivariate time series // Proc. of the 24th International Conference on Machine Learning, Corvallis, USA. 2007. P. 1055—1062.
13. **Pascual-Marqui R. D., Michel C. M., Lehmann D.** Segmentation of brain electrical activity into microstates: model estimation and validation // Biomedical Engineering, IEEE Transactions on. 1995. Vol. 42, N. 7. P. 658—665.
14. **Hu L., Shen J., Zhang Z.** Topographical segmentation: A new tool to optimally define temporal region-of-interests of significant difference in ERPs // 19th International Conference on Digital Signal Processing (PSP), Hong Kong. — IEEE, 2014. P. 789—792.
15. **Lehmann D., Ozaki H., Pal I.** EEG alpha map series: brain micro-states by space-oriented adaptive segmentation // Electroencephalography and clinical neurophysiology. 1987. Vol. 67, N. 3. P. 271—288.
16. **Sandstede B.** Stability of travelling waves // Handbook of dynamical systems. 2002. Vol. 2. P. 983—1055.
17. **Nunez P. L., Srinivasan R., Westdrop A., Wijesinghe R., Tucker D., Silberstein R., Cadusch P.** EEG coherency: statistics, reference electrode, volume conduction, Laplacians, cortical imaging, and interpretation at multiple scales // Electroencephalography and clinical neurophysiology. 1997. Vol. 103, N. 5. P. 499—515.
18. **Hartwig J., Schnitzpahn K., Kliegel M., Velichkovsky B., Helmert J.** I see you remembering: What eye movements can reveal about process characteristics of prospective memory // International Journal of Psychophysiology. 2013. Vol. 88, N. 2. P. 193—199.
19. **Fortune S. A.** Sweepline algorithm for Voronoi diagrams // Algorithmica. 1987. Vol. 2, N. 1—4. P. 153—174.
20. **Jain A. K., Murty M. N., Flynn P. J.** Data clustering: a review // ACM computing surveys (CSUR). 1999. Vol. 31, N. 3. P. 264—323.
21. **Lehmann D., Strik W., Henggele B., Koenig T., Koukkou M.** Brain electric microstates and momentary conscious mind states as building blocks of spontaneous thinking: I. Visual imagery and abstract thoughts // International Journal of Psychophysiology. 1998. Vol. 29, N. 1. P. 1—11.
22. **Kaplan A., Fingelkurts A., Fingelkurts A., Borisov S., Darkhovsky B.** Nonstationary nature of the brain activity as revealed by EEG/MEG: methodological, practical and conceptual challenges // Signal processing. 2005. Vol. 85, N. 11. P. 2190—2212.
23. **Hastie T., Tibshirani R., Friedman J.** The elements of statistical learning. New York: Springer, 2009. 745 p.
24. **Farris J. S.** On the cophenetic correlation coefficient // Systematic Biology. 1969. Vol. 18, N. 3. P. 279—285.
25. **Petrovic S. A.** Comparison between the silhouette index and the davies-bouldin index in labelling ids clusters // Proc. of the 11th Nordic Workshop of Secure IT Systems. 2006. P. 53—64.
26. **Maulik U., Bandyopadhyay S.** Performance evaluation of some clustering algorithms and validity indices // Pattern Analysis and Machine Intelligence, IEEE Transactions on. 2002. Vol. 24, N. 12. P. 1650—1654.
27. **Tibshirani R., Walther G., Hastie T.** Estimating the number of clusters in a data set via the gap statistic // Journal of the Royal Statistical Society: Series B (Statistical Methodology). 2001. Vol. 63, N. 2. P. 411—423.

A. G. Trofimov^{1, 2}, Associate Professor, e-mail: atrofimov@list.ru, I. V. Kolodkin¹, Student,
V. L. Ushakov², Associate Professor, B. M. Velichkovsky^{1, 2, 3}, Professor
¹Russia, National Research Nuclear University "MEPhI"
²Russia, NRC "Kurchatov Institute"
³Russia, The NBIC-faculty, Moscow Institute of Physics and Technology

Agglomerative Method for Spatial Time Series Segmentation Based on Travelling Waves

We propose an agglomerative segmentation method for spatial time series based on the characteristics of traveling waves. To measure the intensity of the traveling waves we consider phase locking value and coherence. The calculation of these values was based on the analysis of the cross-spectra. Experimental researches on real data of electroencephalography (EEG) show that the proposed method provides better segmentation quality than traditional segmentation algorithms for EEG signals.

Keywords: spatial time series, travelling-wave, hierarchical clustering, segmentation, phase-locking value, coherence, brain microstates, electroencephalogram (EEG)

References

1. Abonyi J., Feil B. *Cluster analysis for data mining and system identification*. Basel: Springer Science & Business Media, 2007. 305 p.
2. Trofimov A. G., Skrugin V. I. Metod vydeleniya dinamicheskikh patternov v zadache klassifikatsii mnogomernykh vremennykh rjadov. Multivariate time-series classification algorithm based on dynamical patterns. *Informacionnye tehnologii*. 2011. N. 4. P. 65–71.
3. Trofimov A. G., Skrugin V. I., Herrera Rodriguez A. M. Extraction and recognition of electroencephalogram dynamic patterns for brain-computer interfaces. *Proc. of XXXVIII Latin America Conference on Informatics (CLEI-2012)*. 2012. P. 1–9.
4. Zhang P., Huang Y., Shekhar S., Kumar V. Correlation analysis of spatial time series datasets: A filter-and-refine approach. *Advances in Knowledge Discovery and Data Mining*. Berlin, Heidelberg: Springer, 2003. P. 532–544.
5. Bandi F. Short-term interest rate dynamics: A spatial approach. *Journal of Financial Economics*. 2002. N. 65. P. 73–110.
6. Trofimov A. G., Kolodkin I. V., Ushakov V. L., Velichkovskij B. M. Metod segmentatsii prostranstvenno-raspredeleennykh vremennykh rjadov na osnove begushchih voln. Spatial time-series segmentation algorithm based on travelling waves. *Nauka i obrazovanie*. 2014. N. 10. P. 114–136. URL: <http://technomag.bmstu.ru/doc/728495.html>
7. Kivikunnas S. Overview of process trend analysis methods and applications. *ERUDIT Workshop on Applications in Pulp and Paper Industry*. 1998. P. 395–408.
8. Keogh E., Chu S., Hart D., Pazzani M. Segmenting time series: A survey and novel approach. *Data mining in time series databases*. 2004. Vol. 57. P. 1–22.
9. Lovrić M., Milanović M., Stamenković M. Algorithmic methods for segmentation of time series: an overview. *JCEBI*. 2014. Vol. 1, N. 1. P. 31–53.
10. Bankó Z., Dobos L., Abonyi J. Dynamic Principal Component Analysis in Multivariate Time-Series Segmentation. *Conservation, Information, Evolution-towards a sustainable engineering and economy*. 2011. Vol. 1, N. 1. P. 11–24.
11. Abonyi J., Feil B., Nemeth S., Arva P. Modified Gath-Geva clustering for fuzzy segmentation of multivariate time-series. *Fuzzy Sets and Systems*. 2005. Vol. 149, N. 1. P. 39–56.
12. Xuan X., Murphy K. Modeling changing dependency structure in multivariate time series. *Proc. of the 24th International Conference on Machine Learning, Corvallis, USA*. 2007. P. 1055–1062.
13. Pascual-Marqui R. D., Michel C. M., Lehmann D. Segmentation of brain electrical activity into microstates: model estimation and validation. *Biomedical Engineering, IEEE Transactions on*. 1995. Vol. 42, N. 7. P. 658–665.
14. Hu L., Shen J., Zhang Z. Topographical segmentation: A new tool to optimally define temporal region-of-interests of significant difference in ERPs. *19th International Conference on Digital Signal Processing (DSP), Hong Kong. — IEEE*, 2014. P. 789–792.
15. Lehmann D., Ozaki H., Pal I. EEG alpha map series: brain micro-states by space-oriented adaptive segmentation. *Electroencephalography and clinical neurophysiology*. 1987. Vol. 67, N. 3. P. 271–288.
16. Sandstede B. Stability of travelling waves. *Handbook of dynamical systems*. 2002. Vol. 2. P. 983–1055.
17. Nunez P. L., Srinivasan R., Westdrop A., Wijesinghe R., Tucker D., Silberstein R., Cadusch P. EEG coherence: statistics, reference electrode, volume conduction, Laplacians, cortical imaging, and interpretation at multiple scales. *Electroencephalography and clinical neurophysiology*. 1997. Vol. 103, N. 5. P. 499–515.
18. Hartwig J., Schnitzpahn K., Kliegel M., Velichkovsky B., Helmert J. I see you remembering: What eye movements can reveal about process characteristics of prospective memory. *International Journal of Psychophysiology*. 2013. Vol. 88, N. 2. P. 193–199.
19. Fortune S. A. Sweepline algorithm for Voronoi diagrams. *Algorithmica*. 1987. Vol. 2, N. 1–4. P. 153–174.
20. Jain A. K., Murty M. N., Flynn P. J. Data clustering: a review. *ACM computing surveys (CSUR)*. 1999. Vol. 31, N. 3. P. 264–323.
21. Lehmann D., Strik W., Henggeler B., Koenig T., Koukkou M. Brain electric microstates and momentary conscious mind states as building blocks of spontaneous thinking: I. Visual imagery and abstract thoughts. *International Journal of Psychophysiology*. 1998. Vol. 29, N. 1. P. 1–11.
22. Kaplan A., Fingelkurts A., Fingelkurts A., Borisov S., Darkhovsky B. Nonstationary nature of the brain activity as revealed by EEG/MEG: methodological, practical and conceptual challenges. *Signal processing*. 2005. Vol. 85, N. 11. P. 2190–2212.
23. Hastie T., Tibshirani R., Friedman J. *The elements of statistical learning*. New York: Springer, 2009. 745 p.
24. Farris J. S. On the cophenetic correlation coefficient. *Systematic Biology*. 1969. Vol. 18, N. 3. P. 279–285.
25. Petrovic S. A. Comparison between the silhouette index and the daves-bouldin index in labelling ids clusters. *Proc. of the 1th Nordic Workshop of Secure IT Systems*. 2006. P. 53–64.
26. Maulik U., Bandyopadhyay S. Performance evaluation of some clustering algorithms and validity indices. *Pattern Analysis and Machine Intelligence, IEEE Transactions on*. 2002. Vol. 24, N. 12. P. 1650–1654.
27. Tibshirani R., Walther G., Hastie T. Estimating the number of clusters in a data set via the gap statistic. *Journal of the Royal Statistical Society: Series B (Statistical Methodology)*. 2001. Vol. 63, N. 2. P. 411–423.

УДК 004.3.06

С. Л. Беляков, д-р техн. наук, проф., e-mail: beliacov@yandex.ru,
М. Л. Белякова, канд. техн. наук, доц., e-mail: mlbelyakova@sfnedu.ru,
А. И. Брехачева, студент, e-mail: annie-94@bk.ru
Южный федеральный университет, г. Таганрог

Геоинформационные модели для принятия решений на основе опыта

Рассматривается проблема повышения достоверности принятия решений на основе опыта, накапливаемого в геоинформационной системе. Указывается недостаток современного подхода к использованию опыта — атомарное представление ситуаций и решений. Предлагается концептуальная модель образного представления опыта, расширяющая атомарное представление набором допустимых преобразований ситуаций и решений. Анализируются особенности процедуры формирования решения на основе сопоставления образов.

Ключевые слова: принятие решений, неопределенность, геоинформационные системы, прецедентный анализ, образное представление

Введение

Геоинформационные системы (ГИС) являются одним из мощных инструментов поддержки принятия решений [1]. Многие трудноформализуемые задачи планирования и управления решаются путем геоинформационного моделирования реального мира. Картографическое представление в ГИС не только специальным образом визуализирует, но и несет обширные знания об отображаемом предмете. Используя ссылки электронной карты, пользователь получает доступ к внешним источникам информации, а с помощью программных инструментов синтезирует специальные картографические представления пространственных данных. ГИС и пользователь образуют систему гибридного интеллекта, в которой искусственный компонент берет на себя функции управления пространственными данными и знаниями о реальности.

Задача принятия решения с помощью ГИС реализуется следующим образом. Пользователь, решая проблему, создает картографическое изображение ситуации S , для которой ГИС строит решение $D = R(S)$, где R — процедура, основанная на знаниях. Процедуру R реализует интеллектуальный компонент ГИС. Если $U(D)$ — критерий качества решения, то формально принятие наилучшего решения описывается как

$$\begin{cases} U(D) \rightarrow \max, \\ D = R(S). \end{cases}$$

Достоверность является одним из наиболее важных критериев качества решений, формируемых с помощью ГИС. Достоверность понимается как соответствие решения действительности, возможность реализовать решение в указанных пространственных и временных рамках. Ценность такого решения максимальна. Трудность получения качественных решений — в объективном расхождении состояния реального мира и его геоинформационной модели. Действительность непрерывно изменяется, что ведет к появлению неоправданных обобщений и игнорирование существенных деталей в результате работы процедуры $R(S)$.

Процедура $R(S)$ носит логический характер. Возможности логических рассуждений, применяемых в интеллектуальных системах, ограничены получением правдоподобных выводов [2]. Достоверные заключения строятся исключительно путем дедукции, которая использует истинные утверждения. Поскольку на практике такое знание интеллектуальной системе недоступно, основой рассуждений становится "картина мира" — понятия, принципы, зависимости предметной области. Часть картины мира составляют знания, полученные из опыта решения конкретных задач. Традиционно для принятия решений на основе опыта используют прецедентный анализ [3]. Его суть заключается в нахождении для заданной проблемной ситуации наиболее близкой из ранее наблюдавшихся. Близость определяется согласно картине мира, принятой в ин-

теллектуальной системе. Решение для проблемной ситуации строится адаптацией известного. Практика использования прецедентного анализа показывает, что добиться высокой достоверности результата подобным образом не удастся. Возможной причиной следует считать несовершенство модели представления опыта, в частности, атомарный характер описания ситуаций и решений. Атомарность понимается как неделимость, которая исключает доступ к внутреннему смысловому наполнению ситуаций и решений.

В данной работе рассматривается концептуальная модель опыта принятия решений, основанная на описании наблюдаемых ситуаций и решений с позиции их преобразований. Интерес к подобной модели вызван возможностью существенного повышения достоверности принятия решений на основе опыта.

Подходы к повышению достоверности решений, принимаемых с помощью ГИС

Достоверность решений, полученных геоинформационным моделированием, зависит от следующих факторов:

- актуальности картографической основы. Отобранные для решения задачи карты, схемы и планы должны соответствовать заданным пространственным, временным и семантическим ограничениям;
- точности и полноты описания проблемной ситуации. Исходная ситуация характеризуется пространственно-временным положением, набором семантических атрибутов, которые носят как количественный, так и качественный характер;
- наполнения базы знаний ГИС прецедентами, относящимися к проблемной области;
- точности и полноты описания альтернативных решений и оценок последствий их использования.

Возможны различные пути повышения достоверности, каждый из которых особым образом компенсирует влияние одного или нескольких факторов. Рассмотрим их.

Оперативное картографирование территории с проблемной ситуацией. Заключается в построении рабочей области карты $W(S)$, отображающей объекты, события и явления на момент конструирования решения. В этом случае достоверность отображения проблемной ситуации S увеличивается, растет достоверность построенного решения $D = R(S)$. Главной проблемой реализации оперативного картографирования является отсутствие методов автоматического построения карт и высокая стоимость автоматизированного способа [4]. По этой причине современные картографические сервисы Интернет Google, Yandex и другие дополняют свои

электронные карты снимками земной поверхности, панорамами, видеосъемкой с web-камер. Стоимость таких информационных материалов невысока и непрерывно снижается. Кроме того, пользователям предоставляются программные инструменты для индивидуального картографирования [5, 6]. Очевидно, что таким путем может быть получена важная достоверная информация и косвенным образом актуализирована картографическая основа. Однако при этом возникает трудность сопоставления проблемной ситуации с ранее картографированными прецедентами из-за рассогласования карт.

Создание развитой **киберинфраструктуры**, способной виртуально объединить в единое целое разнородные источники пространственных данных [7]. При наличии интероперабельности в этом случае создается возможность актуализировать рабочую область карты $W(S)$, более достоверно отображать проблемную ситуацию и оценивать последствия решений. Данный подход, однако, не решает проблему достоверности отображения наблюдавшихся в разное время прецедентов на единой виртуальной карте.

Использование **интеллектуальной визуализации** [8] позволяет повысить достоверность принятия решений за счет рационального отбора геоданных. Стимулируя интеллектуальную деятельность пользователя, данный подход не учитывает опыт ранее принятых решений.

Подход, использующий в составе ГИС **экспертные системы с символьными рассуждениями** [9], изолирует картографическое представление ситуаций и решений от знаний. Данный случай соответствует применению знаний высокого уровня обобщений. Слабая связь с пространственно-временными координатами порождает недостоверные решения, поэтому данный подход применим для решения задач с невысокой степенью неопределенности.

Анализируя перечисленные подходы, можно заключить следующее:

- достоверность не может быть обеспечена исключительно оперативным картографированием не только из-за трудности его автоматизации, но и из-за неправдоподобия сравнения прецедентов. Описание прецедентов носит статичный, атомарный характер и не позволяет оценить влияние изменений на ситуации. Например, оперативное сообщение о ремонте на участке дороги, на первый взгляд, должно привести к решению о перепланировании всех проходящих через этот участок маршрутов. Однако это может быть и не так, если ранее зафиксированные прецеденты покажут, что именно в этом месте ремонт принципиально не влияет на дорожный трафик;

- достоверность предлагаемых решений повышается при оперативном картографировании, однако требуется модель генерации возможных решений, учитывающая возможные изменения реального мира. Например, решение о выборе места парковки недалеко от стадиона должно генерироваться с учетом опыта наблюдения загрузки парковок в разные интервалы времени, принудительного перекрытия полос движения, значимости спортивного мероприятия;
- уровень достоверности может быть существенно повышен, если модифицировать известную процедуру прецедентного анализа, декомпозировав единую картину мира и используя вместо атомарных прецедентов их инварианты в ограниченных областях пространства и времени. Например, если принимается решение о защите от предполагаемых последствий надвигающегося урагана, то оно должно базироваться на аналитическом обобщении того, какие последствия ураганов наблюдались в последнее время в данной местности. Оценки из усредненных и обобщенных данных по большой территории могут привести к совершенно недостоверным заключениям.

В работе [10] был предложен принцип образного описания опыта в ГИС. Отличительной особенностью принципа является описание ситуаций и решений как совокупности их преобразований, при которых не меняется суть прецедентов. Рассмотрим особенности реализации прецедентного анализа в этом случае.

Близость образов ситуаций при прецедентном анализе

Традиционно прецедентный анализ базируется на нахождении близких по смыслу ситуаций. Прецеденты p_1 и p_2 считаются близкими, если в соответствии с принятой метрикой $N(p_1, p_2)$ расстояние между ними

$$N(p_1, p_2) > n,$$

где n — заданное значение. Метрика зависит от признаков, однозначно характеризующих любой прецедент.

Концептуальная модель образа прецедента

$$I_p = \langle I_s, I_d \rangle,$$

имеет две существенные особенности:

- образ прецедента включает в себя набор допустимых преобразований ситуации I_s , не меняющих суть этой ситуации и принятого в ней решения. Образ описывает семейство ситуаций, похожих на наблюдавшуюся единичную ситуацию. Преобразования конкретной ситуации всегда содер-

жат обобщение, хотя и локализуются пространственными, временными и семантическими рамками наблюдаемого. Можно утверждать, что именно по этой причине в образ прецедента закладывается фрагмент "картины мира", которая столь существенна для получения достоверного решения;

- образ прецедента несет в себе набор допустимых преобразований решения I_d , сохраняющих его сущность. Образ решения задает семейство решений, каждое из которых применимо в одинаковых по сути ситуациях I_s . Такой подход генерирует достоверное "разумное" решение, поскольку является результатом дедуктивного заключения.

Чтобы оценивать близость образов, воспользуемся принципами когнитивной семантики [11]. Представим внутреннюю структуру образа ситуации как

$$I_s = \langle c, H(c) \rangle,$$

где c — центр образа; $H(c) = \{h_1(c), h_2(c), \dots, h_M(c)\}$ — набор его преобразований. Под центром понимается та реальная ситуация, которая послужила основой возникновения образа. Рассмотрим модель образа на примере (рис. 1). Пусть требуется перевести груз из точки A в точку B и этот логистический проект был реализован по траектории AB . Данный прецедент порождает следующий образ (рис. 2):

- $h_1(A)$ является преобразованием положения точки A , т. е. областью возможного местонахождения



Рис. 1. Пример реализации решения в логистическом проекте

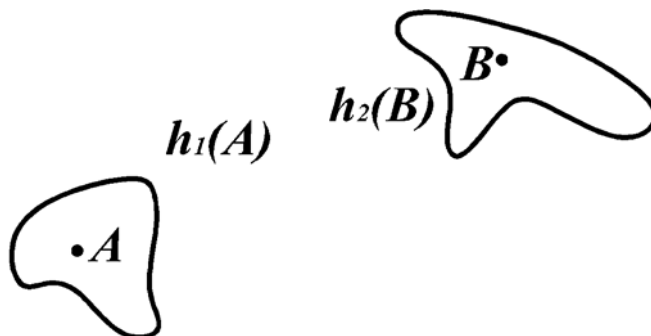


Рис. 2. Образ ситуации прецедента

ния транспортного средства, при котором выбранная траектория AB существенно не меняется;

- $h_2(B)$ есть преобразование точки B . Любое положение целевой точки в данной области не меняет суть ситуации и решения.

Центром образа I_s является пара точек A и B , преобразования отображаются зонами $h_1(A)$ и $h_2(B)$. На рис. 3 показан образ решения. В него включен центр — траектория AB — и возможные преобразования траектории $g_i(AB)$, $i = 0, 3$. Преобразования показаны штриховой линией.

Образное мышление рассматривается как сопоставление образов [11]. Техническая реализация этой операции требует определения метрики. Метрика расстояния между образами $N(I_1, I_2)$ должна строиться так, чтобы учесть субъективизм знаний экспертов. Субъективизм проявляется, с одной стороны, в индивидуальной интерпретации реализовавшейся ситуации (центра образа), с другой — в суждении о прогнозируемых модификациях уже наблюдавшейся ситуации.

На вид метрики $N(I_1, I_2)$, как показал анализ, влияют следующие факторы:

- взаимное положение границ областей преобразований и их центров;
- степень перекрытия областей преобразований.

Учитывать первый фактор предлагается применением процедуры классификации. На рис. 4 приведены диаграммы взаимного расположения пары образов. Овалы обозначают области преобразований, точки внутри овалов — центры образов. Через N_i ($i = \overline{0, 5}$) обозначены классы топологических отношений, возникающих при сравнении. Анализ практических случаев показал, что на субъективное заключение о близости ситуаций существенно влияет расположение центров образов относительно пересечения областей преобразований. Расстояние между центрами роли не играет. Существенно то, в каком регионе пересечения эти центры размещены. Класс N_0 соответствует сравнению образов, не имеющих общих вариантов преобразований, класс N_1 — наличие общих преобразований, которые не подтверждены практикой, т. е. в них не попадает ни один из центров. Класс N_5 включает ситуацию, в которой преобразования одного из образов полностью включаются в преобразования другого, причем это подтверждено опытом: центры образов размещены в зоне пересечения. Следует заключить, что предпочтения при выборе ближайшего образа к заданному будут описываться выражением

$$N_0 < N_1 < N_2 < N_3 < N_4 < N_5.$$

Таким образом, предложенная классификация топологических отношений позволяет реализовать "разумную" процедуру оценки близости.

Наличие областей пересечения при анализе преобразований говорит о том, что имеется некоторая общность возможных изменений ситуаций. Оценить степень общности преобразований h_i двух образов I_1 и I_2 предлагается выражением

$$\alpha = \frac{2S(h_i^{(I_1)} \cap h_i^{(I_2)})}{S(h_i^{(I_1)}) + S(h_i^{(I_2)})},$$

где $S(x)$ есть площадь области x . Значение $\alpha = 1$ имеет место в случае полного совпадения возможных преобразований, $\alpha = 0$ — в противном случае.

Пример сравнения ситуаций для рассматриваемой выше задачи показан на рис. 5. Сравняется

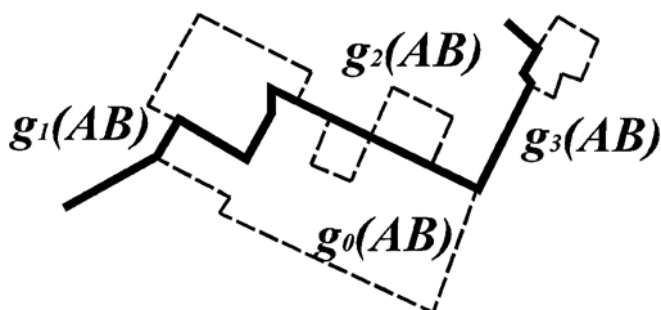


Рис. 3. Образ решения прецедента

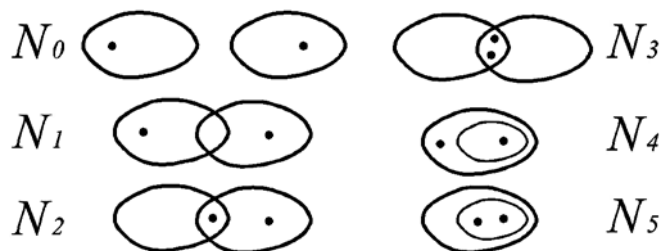


Рис. 4. Классы взаимного положения образов

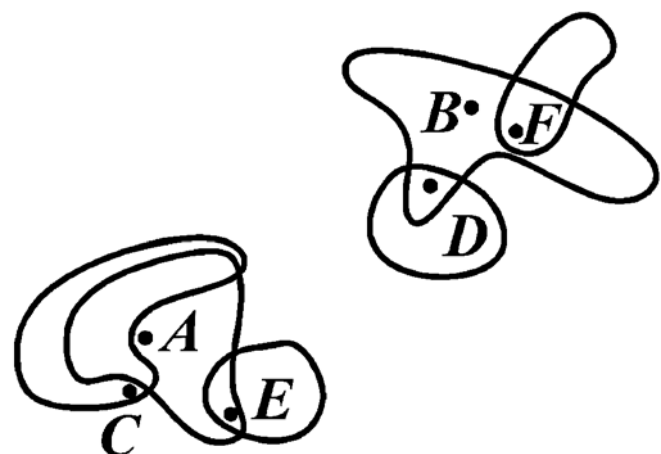


Рис. 5. Пример сравнения ситуаций

близость образа I_1 для пары точек AB с образами I_2 для пары точек CD и I_3 для пары точек EF . Образ I_1 оказывается более близким к образу I_3 несмотря на то, что центры A и C расположены ближе и степень общности $\alpha_{12} > \alpha_{13}$, поскольку I_1 и I_3 имеют более предпочтительное топологическое размещение.

Таким образом, предложенные механизмы оценки близости по отдельно взятым преобразованиям позволяют учитывать специфику субъективного сопоставления образов. Поскольку каждый образ описывается несколькими преобразованиями, возникает задача многокритериального выбора. Ее решение может быть найдено известными способами [12], однако в целях повышения достоверности сравнения целесообразно использовать образное представление.

Образное оценивание близости прецедентов

Определение наиболее близкого образа заданному образу можно рассматривать как принятие решения в условиях неопределенности. Формальные выражения для метрики не отражают существующие на практике зависимости от времени и места событий. Например, решения о мерах по ликвидации последствий урагана могут приниматься с предпочтением того, что "произошло недавно", но не "того, что было в этом месте гораздо раньше". Предпочтение выбора в данном случае обусловлено опытом лица, принимающего решение, и этот опыт, возможно, указывает на более высокую значимость того, что "произошло недавно" ввиду существенных изменений инфраструктуры анализируемого участка местности.

Возможность картографировать образы оценивания близости прецедентов дает несомненный эффект повышения достоверности. Реализацию образа покажем на примере. В таблице приведены данные о сравнении близости образа I_1 к образам I_2 и I_3 . Через S_{mn} обозначены площади областей пересечения преобразований, относящихся к определенному слою карты. В примере таких слоев три. Через \hat{N}_{mn} обозначен номер класса взаимного положения образов. Приведенные данные служат исходным для принятия решения. Заметим, что информация о предпочтениях явно не указана, но содержится в конечном результате.

Слой карты	S_{12}	S_{13}	\hat{N}_{12}	\hat{N}_{13}
Географическая основа (ГО)	0,1	0,15	1	3
Транспортные магистрали (ТМ)	0,6	0,3	2	3
Транспортная инфраструктура (ТИ)	0,5	0,8	5	1

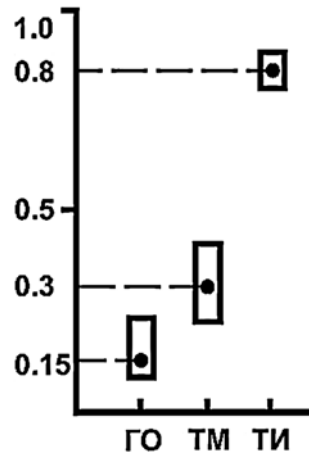


Рис. 6. Визуализация образа степени пересечения преобразований

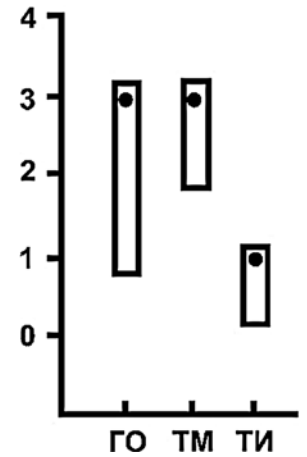


Рис. 7. Визуализация образа принадлежности классам взаимного положения

Образ, как определялось выше, включает центр и его преобразования. Визуализация образа для примера показана на рис. 6 и 7. Центр образа отображается точками, преобразования — столбцами. Высота и положение столбцов отображают знание эксперта о возможных преобразованиях, не влияющих на предпочтение выбора. Визуализация пространственной и временной компоненты образа показаны на рис. 8 и 9. Пространственная граница (рис. 8) задает область применимости образа. В области точками показаны сравнивавшиеся ранее прецеденты. Они образуют центр образа. Центром образа на временной диаграмме (рис. 9) является момент сравнения. Следующие далее интервалы в виде горизонтальных прямоугольников ограничивают применимость образа.

Подчеркнем важность визуализации в описании образа [13]. Возможные преобразования центров образов должны отображаться адекватно профес-



Рис. 8. Визуализация пространственного компонента образа



Рис. 9. Визуализация временного компонента образа

сиональным навыкам эксперта в использовании карт, схем и планов. Способ отображения оказывает влияние на качество получаемых от эксперта знаний и, соответственно, на достоверность принимаемых впоследствии решений.

Заключение

Анализируя эффективность образного представления, необходимо отметить следующее.

Описание опыта образами существенно богаче традиционно используемых картографических описаний. Отображение преобразований возникает как результат субъективного анализа, в котором использовались глубинные знания эксперта. Этот анализ интегрирует гипотезы, обобщения и прогнозы, воспроизвести которые невозможно формально. При этом становится возможным зафиксировать конечный результат анализа инструментами картографической визуализации. Пространственная, временная и семантическая привязка преобразований создают целостную смысловую картину каждой ситуации и принятых в ней решений. Таким образом, картографические образы опыта открывают новую возможность создавать, хранить и обмениваться сложными смысловыми концепциями.

Оценить эффект повышения достоверности формируемых решений можно исходя из следующего. Обозначим через $D(s)$ зависимость решения, принимаемого на заданном наборе параметров внешней среды s . Если имеется опыт принятия решения $D(s_0)$ при значении параметров s_0 , то распространение этого опыта на проблемную ситуацию с параметрами s_p дает решение $D(s_p)$. Условием положительного эффекта применения решения $D(s_p)$ в проблемной ситуации является неравенство

$$W(D(s_p)) \geq W(D(s_0)), \quad (1)$$

где W — критерий качества решения. Очевидно, что применимость на практике решения $D(s_p)$ — всего лишь гипотеза, достоверность которой тем выше, чем ближе s_p и s_0 . При $|s_p - s_0| = 0$ неравенство (1) становится достоверным равенством. Тогда условием достоверности можно считать

$$D'(s_p) = D'(s_0) = 0, \quad (2)$$

так как это гарантирует отсутствие потери качества решения.

Поскольку зависимость $D(s)$ неизвестна, данное равенство можно рассматривать как основу поиска достоверных гипотез принятия решений. Основа в

том, что необходимо изучать отклонения (преобразования) параметров ситуаций и решений. Знание отклонений — это возможность указать значение $D(s)$ в окрестности Δs точки s с вероятностью

$$\sum_{s_k \in \Delta s} P(D(s_k)) > 0, \text{ в то время как при отсутствии та-$$

кого знания $\forall s_k \in \Delta s: P(D(s_k)) = 0$.

Условие (2) включает в себе другую возможность повышения достоверности решений. В ГИС может использоваться процедура корректировки уже известного решения соответственно допустимым отклонениям параметров внешней среды. Возможности сбора данных об окружающем мире через сеть растут [5, 6, 13]. Если в геоинформационной модели заложена информация о возможных преобразованиях решений, это может быть сделано после получения данных о реальной ситуации. Образ решения позволяет достоверно "вписать" его в реальные условия.

Список литературы

1. **Иванников А. Д., Кулагин В. П., Тихонов А. Н., Цветков В. Я.** Геоинформатика. М.: Макс пресс, 2001.
2. **Вагин В. Н., Головина Е. Ю., Загорянская А. А., Фомина М. В.** Достоверный и правдоподобный вывод в интеллектуальных системах. 2-е изд., испр. и доп. / Под ред. В. Н. Вагина и Д. А. Поспелова. М.: ФИЗМАТ-ЛИТ, 2008.
3. **Варшавский П. Р., Еремеев А. П.** Моделирование рассуждений на основе прецедентов в интеллектуальных системах поддержки принятия решений // Искусственный интеллект и принятие решений. 2009. № 1. С. 45—57.
4. **Берлянт А. М.** Картографический метод исследования. Изд-во МГУ. 1988.
5. **Справочный центр — Картограф.** URL: <https://support.google.com/mapmaker/?hl=ru#topic=3180752> (дата обращения 01.09.2014).
6. **Клуб Народной карты.** URL: <http://clubs.ya.ru/narod-karta/> (дата обращения 01.09.2014).
7. **Li W., Linna L., Goodchild M. F., Anselin L.** A geospatial cyberinfrastructure for urban economic analysis and spatial decision-making // ISPRS International Journal of Geo-Information. 2012. N. 2. P. 413—431.
8. **Pettit C., Cartwright W., Bishop I., Lowell K., Puller D., Duncan D.** Landscape Analysis and Visualisation, Spatial Models for Natural Resource Management and Planning. Berlin: Springer-Verlag. 2008.
9. **Интеллектуальные географические информационные системы для мониторинга морской обстановки /** Под. общ. ред. Р. М. Юсупова и В. В. Поповича. Спб.: Наука, 2013.
10. **Беляков С. Л., Белякова М. Л., Савельева М. Н.** Прецедентный анализ образов в интеллектуальных геоинформационных системах // Информационные технологии. 2013. № 7. С. 22—25.
11. **Кузнецов О. П.** О концептуальной семантике // Искусственный интеллект и принятие решений. 2012. № 4. С. 32—42.
12. **Петровский А. Б.** Теория принятия решений. М.: Издательский центр "Академия", 2009.
13. **Belyakov S. L., Bozhenyuk A. V., Belykova M. L., Rozenberg I. N.** Model of Intellectual Visualization of Geoinformation Service // Proc. 28th European Conference on Modelling and Simulation ECMS 2014. 2014. P. 326—333.

S. L. Belyakov, Professor, e-mail: beliacov@yandex.ru,
M. L. Belyakova, Associate Professor, e-mail: mlbelyakova@sfedu.ru, **A. I. Brehacheva**, Student,
Southern Federal University, Taganrog, Russia

Geographic Information Models for Decision-Making Based on the Experience

This paper deals with the problem of improving the assurance of decision-making based on the experience accumulated in the geographic information system. The assurance is understood as an extent of accordance of the decision made to the reality as it is. The decision must be adapted to the real world situation with minimal damage in case of failure. The problem of the modern approach of the usage of the experience that is atomic performance of situations and solutions is pointed out. Atomicity appears as an inability of fractional modification. Situations and solutions presented in the atomic form are impossible to adapt to specific cases. The conceptual model of the experience metaphor that enlarges the atomic presentation by a set of situations' and solutions' allowable transformation is offered. The transformations are described by the visual cartographic objects. It allows you to set the spatial or temporal boundary of changing situations and solutions. The special aspects of decision-making process that are based on image matching are analyzed. The topological patterns for the classification of the extent of nearness are described; the correlation for the nearness' estimation in case of image crossing is presented. The procedure of graphic presentation of experience of images' nearness' estimation is considered. The effectiveness of graphic presentation from the perspective of continuity of processes and situations of the real world is estimated.

Keywords: decision-making, uncertainty, geographic information systems, precedent analysis, graphic presentation of knowledge, logic of figurative reasoning

References

1. **Ivannikov A. D., Kulagin V. P., Tihonov A. N., Cvetkov V. Ja.** *Geoinformatika*. M.: Maks press, 2001.
2. **Vagin V. N., Golovina E. Ju., Zagorjanskaja A. A., Fomina M. V.** *Dostovernyj i pravdopodobnyj vyvod v intellektual'nyh sistemah*. 2e izd., ispr. i dop. Pod red. N. V. Vagina i D. A. Pospelova. M.: FIZMATLIT, 2008.
3. **Varshavskij P. R., Ereemeev A. P.** Modelirovanie rassuzhdenij na osnove precedentov v intellektual'nyh sistemah podderzhki prinjatija reshenij. *Iskusstvennyj intellekt i prinjatie reshenij*. 2009. N. 1. P. 45–57.
4. **Berljant A. M.** *Kartograficheskij metod issledovanija*. Izd-vo MGU. 1988.
5. <https://support.google.com/mapmaker/?hl=ru#topic=3180-752> (Data obrasheniya 01.09.2014).
6. <http://clubs.ya.ru/narod-karta/> (Data obrasheniya 01.09.2014).
7. **Li W., Linna L., Goodchild M. F., Anselin L.** A geospatial cyberinfrastructure for urban economic analysis and spatial decision-making. *ISPRS International Journal of Geo-Information*. 2012. N. 2. P. 413–431.
8. **Pettit C., Cartwright W., Bishop I., Lowell K., Puller D., Duncan D.** *Landscape Analysis and Visualisation, Spatial Models for Natural Resource Management and Planning*. Berlin: Springer-Verlag. 2008.
9. **Intellektual'nye geograficheskie informacionnye sistemy dlja monitoringa morskoy obstanovki**. Pod. obshh. red. R. M. Jusupova i V. V. Popovicha. Spb.: Nauka, 2013.
10. **Beljakov S. L., Beljakova M. L., Savel'eva M. N.** Precedentnyj analiz obrazov v intellektual'nyh geoinformacionnyh sistemah. *Informacionnye tehnologii*. 2013. N. 7. P. 22–25.
11. **Kuznecov O. P.** O konceptual'noj semantike. *Iskusstvennyj intellekt i prinjatie reshenij*. 2012, N. 4. P. 32–42.
12. **Petrovskij A. B.** *Teorija prinjatija reshenij*. M.: Izdatel'skij centr "Akademija", 2009.
13. **Belyakov S. L., Bozhenyuk A. V., Belykova M. L., Rozenberg I. N.** Model of Intellectual Visualization of Geoinformation Service. *Proc. 28th European Conference on Modelling and Simulation ECMS 2014*. 2014. P. 326–333.

В. В. Наумова¹, д-р геол.-мин. наук, зав. лаб., e-mail: naumova@fegi.ru,
И. Н. Горячев², вед. геолог, e-mail: ivan.n.gor@yandex.ru,
С. В. Дьяков¹, мл. науч. сотр., e-mail: sergdkv@gmail.com,
А. В. Белоусов¹, аспирант, e-mail: belousov@fegi.ru,
К. А. Платонов¹, программист, e-mail: platonov@fegi.ru

¹ Дальневосточный геологический институт ДВО РАН, г. Владивосток

² ОАО "Магадангеология", г. Магадан

Современные технологии формирования информационной инфраструктуры для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России

Обсуждаются подходы и программные средства виртуальной интеграции распределенных данных для создания информационной инфраструктуры по геологии Дальнего Востока России, предназначенной для виртуализации доступа к данным из различных технологических систем с использованием единых правил и международных стандартов. Авторами рассматривается разработка новых моделей и технологий обработки существующих информационных массивов в целях построения информационной системы для поддержки научных исследований на основе формирования вторичных информационных ресурсов и новых сервисов их обработки для решения широкого круга геологических задач. На основе этих разработок осуществляется создание единой точки доступа к территориально распределенной информационной научной информации по геологии Дальнего Востока России: пространственным и спутниковым данным, научным публикациям, количественным данным, экспертным знаниям и т. п.

Ключевые слова: распределенные информационные системы, интеграция гетерогенных данных, управление доступом к информационным ресурсам

Введение

В настоящее время разработки информационных систем для поддержки научных исследований проводятся как у нас в стране, так и за рубежом. Модель информационной системы для поддержки научно-педагогической деятельности описана в работе А. М. Федотова с соавторами [1], технологии информационного обеспечения научных исследований в ИАС "Природные ресурсы Карелии" — в работе Вдовицына В. Т. и Лебедева В. А. [2], web-интеграция неоднородных научных данных и сервисов по геологии Дальнего Востока России на основе порталного решения — в работе В. В. Наумовой с соавторами [3].

Многообразие реализаций конкретных систем позволяет сегодня выделить определенные технологические закономерности. В первую очередь следует отметить широко используемую концепцию открытых систем, которая состоит в переходе к переносимым, интероперабельным и масштабируемым системам за счет применения международных и корпоративных стандартов. В многочисленных работах был показан глобальный, стратегический характер данной идеологии, ее экономическая обоснованность.

Обеспечение интероперабельности систем невозможно без строгого выполнения их разработчи-

ками соответствующих международных стандартов и рекомендаций. При этом стандартам должны соответствовать:

- протоколы и интерфейсы доступа к данным;
- поисковые языки и интерфейсы;
- схемы и форматы представления данных;
- интерфейсы визуализации однотипных данных;
- правила кодирования информации;
- правила контроля доступа к данным.

При построении подобного рода систем особую актуальность приобретают проблемы разработки и применения эффективных методов интеграции распределенной разнотипной информации, систематизации ее и организация поиска по пользовательскому запросу.

Основной целью данной работы является разработка подходов и программных средств виртуальной интеграции распределенных данных для создания информационной инфраструктуры по геологии Дальнего Востока России, предназначенной для виртуализации доступа к данным из различных технологических систем с использованием единых правил и международных стандартов. На основе разрабатываемых авторами подходов предполагается создание информационной инфраструктуры, включающей в себя единую точку доступа к разнотипной территориально распределенной геологической информации.

Основные положения проекта для создания инфраструктуры

Проектирование инфраструктуры проведено на основе анализа мирового и отечественного опыта создания и развития территориально распределенных систем и электронных каталогов. На этом этапе нами были разработаны некоторые основные положения:

1. Инфраструктура должна предоставлять пользователям наиболее достоверную геологическую информацию для использования в научных целях. К такой информации мы относим следующую информацию:

- научные публикации, в том числе и диссертации;
- количественную информацию, извлеченную из научных публикаций;

- результаты геологического картирования геологических служб мира, в том числе и Геологической службы РФ;
- результаты Международных проектов, опубликованные в открытых отчетах (например, U.S.G.S. Open-File Report);
- материалы ГИС-порталов;
- спутниковая информация из открытых источников NASA и центров спутникового мониторинга РФ, предоставляющих доступную и достоверную информацию.

2. Источники информации инфраструктуры — территориально распределенные Интернет-ресурсы, информация в которых основана на стандартизованных метаданных, и программные решения которых допускают применение стандартизованных

протоколов для ее автоматической интеграции в создаваемую инфраструктуру, а также научные материалы научных организаций, библиотек, центров данных и личные материалы сотрудников Дальневосточного геологического института ДВО РАН.

3. Территориальные границы инфраструктуры — территория Дальневосточного федерального округа РФ: 42° с. ш., 105° в. д. ... 77° с. ш., 170° з. д.

4. Интерфейс пользователя — тематический, т. е. он должен использовать понятия и сервисы, которые может понять и к которым может быстро адаптироваться пользователь-геолог.

5. В основе предлагаемого подхода лежит слабосвязанная блочная инфраструктура, различающаяся по типам геологических данных: пространственных, количественных, библиографических и базирующихся на экспертных знаниях. В каждом отдельном информационном блоке инфраструктуры для интеграции, хранения и поиска данных применяются различные подходы и технологические решения.

6. В инфраструктуре должна быть реализована единая точка доступа ко всем типам данных через единый поисковый интерфейс.

Концептуальная схема инфраструктуры представлена на рис. 1.

Единая точка доступа к виртуальной информационной инфраструктуре по геологии Дальнего Востока России реализована на основе порталного решения <http://fareastgeology.ru> (рис. 2).



Рис. 1. Концептуальная схема информационной инфраструктуры для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России



Рис. 2. Главная страница портала

Ниже рассмотрены основные компоненты инфраструктуры.

ГИС-портал (<http://gis.fareastgeology.ru>)

Портал представляет собой развитый web-интерфейс для организации единой точки входа к территориально распределенным пространственным данным по геологии Дальнего Востока России и сервисам их обработки [4].

Объекты портала — ГИС-системы, представленные метаданными, которые описаны в одном из стандартных форматов (ISO 19115/19139, FDGC, ГОСТ) и доступны в сети Интернет по стандартным протоколам OGC (WMS, WFS).

Технологическая платформа: GeoNetwork (каталог GeoNetwork 2.6.4 и GeoServer 2.1.3) + собственные модули.

Тезаурусы: географические объекты, геологические объекты, стратиграфический возраст.

Тематические разделы: вулканология; география, рельеф; геодинамика и тектоника; геофизика; геохимия; гидрогеология; литология и седиментология; месторождения полезных ископаемых; минерагения; общая и региональная геология; петрология; сейсмология; стратиграфия и палеонтология.

На рис. 3 представлена функциональная схема ГИС-портала "Геология Дальнего Востока России".

Рассмотрим основные сервисы ГИС-портала.

1. Сервисы администратора:

- сервис управления данными обеспечивает автоматизированную загрузку данных из внешних каталогов и серверов, а также ручное занесение данных в базу метаданных и пространственных данных (БД). БД призвана объединить пространственные данные из различных источников, в том числе данные РАН, Геологических служб США, Японии и др., содержит достаточно полную информацию о пространственной геолого-геофизической информации на территории Дальнего Востока России;
- сервис управления сервисами включает в себя интеграцию с порталом удаленных тематических сервисов, а также стыковку сервисов между собой;
- сервис управления пользователями осуществляет обеспечение подсистемы безопасности ГИС-портала: авторизацию пользователей, контроль доступа и др.

2. Сервисы пользователя:

- поисковые сервисы обеспечивают:
 - навигацию пользователей по доступным информационным ресурсам;
 - сквозной полнотекстовый поиск;

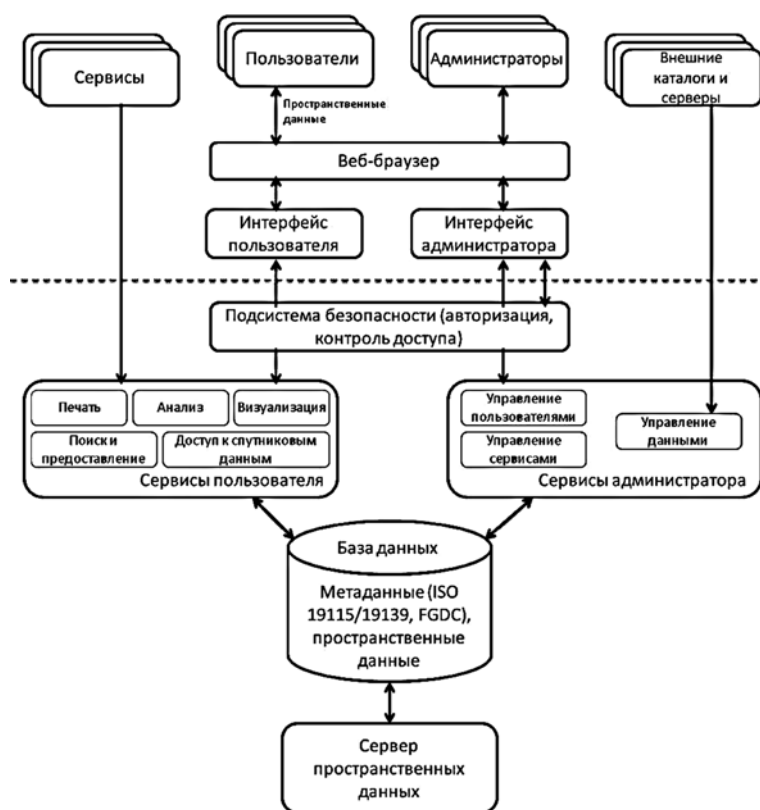


Рис. 3. Функциональная схема ГИС-портала "Геология Дальнего Востока России"

- поиск по географическому положению объектов (по карте, региону РФ, координатам);
- поиск по стратиграфическому возрасту;
- многокритериальный поиск;
- сервис визуализации на глобусе Google Earth предназначен для визуализации пространственных данных на псевдотрехмерном глобусе;
- на портале реализована возможность интеграции на пользовательскую карту слоев пространственных объектов из различных источников (цифровые топографические карты, различные тематические карты, и др.), т. е. реализована возможность конструирования произвольного пользовательского картографического контента.

Сервис доступа к картографической информации (<http://map.fareastgeology.ru>)

В настоящее время на сервисе (рис. 4) организован по пользовательскому запросу доступ к материалам:

- Всероссийского научно-исследовательского геологического института им. А. П. Карпинского (ВСЕГЕИ);
- международного проекта "OneGeology";
- международного проекта "Тектоника, минеральные ресурсы и металлогенезис Северо-Восточной Азии" и другим картографическим материа-

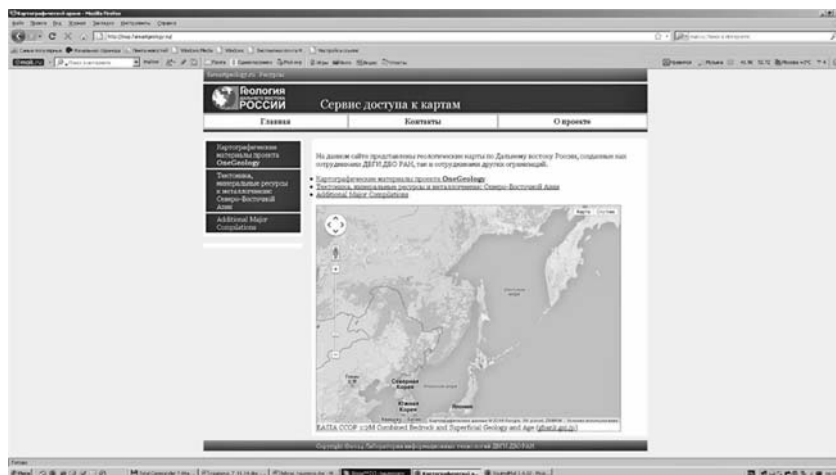


Рис. 4. Сервис доступа к картографической информации

лам Дальневосточного геологического института ДВО РАН;

- институтов Дальневосточного отделения РАН (Северо-Восточного комплексного научно-исследовательского института ДВО РАН (СВКНИИ), Института вулканологии и сейсмологии ДВО РАН (ИВИС), Тихоокеанского института географии ДВО РАН (ТИГ);
- Геологической службы США (USGS).

Геолого-картографический ресурс по региональной геологии ВСЕГЕИ в настоящее время включает в себя:

- базу данных государственных геологических карт, раздел Геопривязанные растровые материалы (2014 г. ГК-200/1 — территория Дальневосточного ФО, ГК-1000/2 — территория РФ и стран СНГ);
- ГИС-пакеты оперативной геологической информации ГИС-атласа "Недра России" (по федеральным округам и субъектам федерации);
- картографические материалы сводного и обзорного картографирования, созданные при проведении работ по государственным контрактам и в рамках выполнения международных проектов;
- цифровой каталог электронных материалов изданных комплектов государственных геологических карт масштаба 1:1 000 000 (третье поколение), государственных геологических карт масштаба 1:200 000 (второе поколение).

Проект "OneGeology" является инициативой организаций геологических служб (ОГС) по всему миру, начатой в Брайтоне, Великобритания, в 2007 г. С тех пор "OneGeology" является лидером в разработке геологических картографических данных онлайн с помощью нового международного стандарта — геологического языка обмена, известного как "GeoSciML" [5]. Через картографический портал "OneGeology" и сеть Интернет в 2012 г. был открыт свободный доступ к геологическим картам мас-

штаба 1:1 000 000 территории России и стран СНГ. С момента открытия этого ресурса зарегистрировано более 25 млн обращений к этим картам пользователей из разных стран. В ближайшие несколько лет планируется разместить на картографическом портале "OneGeology" материалы Атласа геологических карт стран СНГ масштаба 1:2 500 000, геологические карты Циркумполярной Арктики и Евразии масштаба 1:5 000 000, геологические карты масштаба 1:200 000 стран СНГ. Поэтому организация доступа к этой информации представляется нам актуальной задачей.

Картографические материалы международного проекта "Тектоника, минеральные ресурсы и металлогенезис Северо-Восточной Азии", в котором принимали участие сотрудники лаборатории информационных технологий ДВГИ ДВО РАН, как и другие картографические материалы Института, доступны через пользовательский запрос к FTP-серверу.

Сервис доступа к спутниковым данным (<http://sputnik.fareastgeology.ru>)

По пользовательскому запросу сервис осуществляет доступ к данным, находящимся на серверах Центра спутникового мониторинга Института автоматизации и процессов управления ДВО РАН, а также на серверах Геологической службы США:

- к данным спутниковой топографии;
- данным ИК каналов радиометров TIRS, AVHRR, MODIS;
- данным измерений видимых каналов спутников Aqua, Terra, Suomi NPP, спутников серии Landsat.

Система содержит сервисы обработки спутниковых данных: атмосферной коррекции, преобразования систем координат в систему координат ГИС пользователя, объединения спутниковых снимков и т. п.

При предоставлении данных конечному пользователю используется несколько распространенных форматов данных, ориентированных на экспорт в ГИС-форматы, а также формат MATLAB.

Наборы данных, предоставляемые пользователям, упакованы в архив rar. Все данные предоставляются в исходном разрешении, без потерь при сжатии. Каждый файл набора представлен в трех форматах:

- GeoTIFF — для пользователей ГИС и для использования в редакторах для растровых изображений: Adobe Photoshop, Irfan View и др.;
- ERSI ASCII Grid format — для усвоения данных в MATLAB и для обработки программами пользователя;

- Pro — формат для быстрого просмотра данных с помощью небольшой программы Glance.

Сервис доступа к спутниковым данным на территорию Дальнего Востока России [6, 7] создается для решения ряда научных геологических задач:

- получения информации о спектральных характеристиках подстилающей поверхности;
- выделения и классификации объектов поверхности Земли на основе измерений спектральных характеристик;
- наблюдения за восходящим от поверхности Земли тепловым потоком в окнах пропускания атмосферы;
- выделения аномалий поля теплового излучения, связанного с процессами, происходящими под земной поверхностью (рис. 5).

Решение каждой из этих задач требует предварительной подготовки данных, связанной с устранением влияния сторонних факторов, а именно, точности географической привязки, искажений, вызванных рельефом наблюдаемого района, влияния атмосферы.

Таким образом, сервис доступа к спутниковым данным обладает следующими функциями обработки данных:

1. *Коррекция географической привязки.* Выполняется на этапе преобразования системы координат исходного изображения в систему географических координат пользователя с помощью библиотеки GDAL на основе задания контрольных точек (GCP).

2. *Ортотрансформация изображения.* Проводится с помощью приложений комплекса программ OSSIM (Open Source Software Image Map) с применением данных о рельефе STRM или ASTER GDEM.

3. *Атмосферная коррекция.* Выполняется с помощью утилит ГИС GRASS, которые, в свою очередь, используют модель распространения солнечного излучения 6S с привлечением осредненных метеорологических данных NCEP.

4. *Определение спектральных характеристик подстилающей поверхности.* Подразумевает возможность получения данных об отражающей способности поверхности Земли в данной точке по данным нескольких радиометров. Очевидно, что в связи с недостаточным спектральным разрешением радиометров высокого разрешения непосредственный переход от данных спутниковых измерений к спектральным функциям отклика невозможен, но возможность расчета обобщенных индексов (NDVI, карбонатного, кварцевого, мафического индексов)

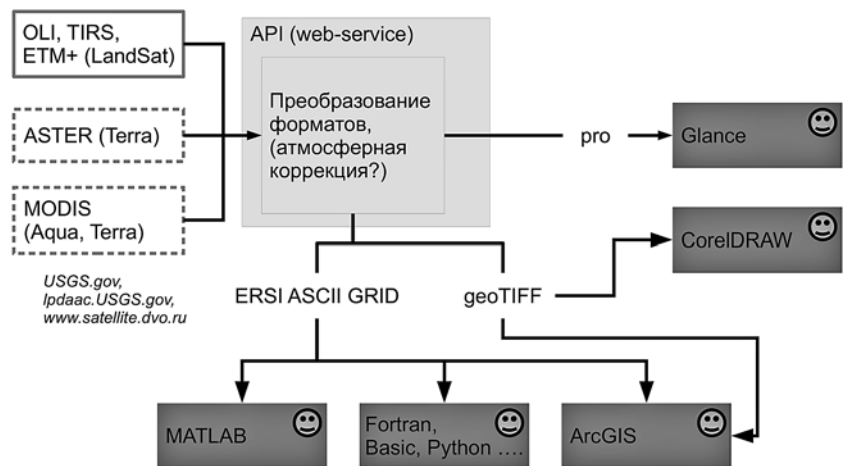


Рис. 5. Обобщенная схема спутникового сервиса инфраструктуры

и сопоставления их с модельными значениями была бы полезна.

5. *Определение параметров теплового излучения Земли.* Это определение само по себе несложно, но вклад собственного излучения Земли в общее количество энергии пренебрежимо мало (около 0,1 %), и определить его с достаточной точностью в настоящее время невозможно, если не говорить о вулканической активности. Вместе с тем, дневной ход температур связан с теплоемкостью верхнего слоя поверхности Земли. С 1978 по 1980 г. в рамках программы исследования космического пространства США проводился эксперимент HCMM (Heat Capacity Mapping Mission) по измерению теплоемкости поверхности Земли. В настоящее время можно повторить данный эксперимент, используя данные спутника Suomi NPP, обладающие высокой точностью 0,1 °С, приемлемым разрешением (350 м) и сканирующим один и тот же район поверхности Земли в 13 ч дня и в 1 ч ночи.

Цифровой репозиторий (<http://repository.fareastgeology.ru>)

Цифровой Интернет-архив (репозиторий) [8] интегрирует из различных территориально распределенных источников научные публикации по геологии Дальнего Востока России. Необходимые для репозитория публикации находятся:

- в цифровых репозиториях научных институтов и университетов;
- электронных библиотеках, в том числе и в научной электронной библиотеке eLibrary.ru;
- в полнотекстовых научных базах данных;
- в каталогах научных библиотек, в том числе и в каталоге Центральной научной библиотеки Дальневосточного отделения РАН и на других ресурсах.

Технологическое решение основано на портале метаданных (рис. 6). В качестве базовой программной среды выбран Dspace, который обладает достаточной для наших целей функциональностью: удобной системой каталогов, наличием сервера сбора метаданных OAI-PMH, полнотекстовым поиском, основанным на поисковом инструменте Apache Lucene или Apache Solr, разграничением прав пользователей и поддержкой протокола доступа LDAP, а также возможностью управления и хранения цифрового материала любого типа.

Портал собирает библиографические описания из других репозитариев (по протоколу OAI-PMH), а также из библиотечных каталогов (по протоколу Z39.50 или используя функцию экспорта системы управления библиотекой). Реализована также технологическая возможность сбора метаданных из полнотекстовых научных баз данных, таких как научная электронная библиотека eLibrary.ru и ScienceDirect.

Релевантность собранных данных обеспечивается фильтрацией на основе морфологического поиска в записях метаданных необходимых значений УДК.

Центр количественных данных (<http://data-center.fareastgeology.ru>)

Большое число научных геологических публикаций содержит таблицы исходных достоверных количественных данных. Автоматическое выделение из текстов таблиц, а также сопутствующей им информации, организация хранения и предоставление данной информации пользователям — актуальная задача.

Центр предоставляет открытый доступ к количественным данным из научных публикаций по геологии Дальнего Востока. В качестве источника научных публикаций для этой Системы мы рассматриваем Репозиторий (см. описание выше), который интегрирует метаданные о научных публикациях из различных источников.

На этапе внесения данных в Систему используются как метаданные, так и полный текст статьи в формате pdf. Из полного текста извлекается следующая информация: таблица с количественными данными, заглавие, примечание, абзац ссылки. Важной информацией, связанной с нахождением новых научных публикаций, содержащих количественные данные, являются подписи к рисункам, содержащие ссылки на эти публикации.

В заглавиях и примечаниях к геологическим таблицам содержится важная тематическая информация, связанная с количественными данными, такая как: название геологических пород и минералов, название и расположение геологических тел и месторождений полезных ископаемых и т. п., методы анализа и лаборатории, в которых они проводились.



Рис. 6. Функциональная схема цифрового репозитария

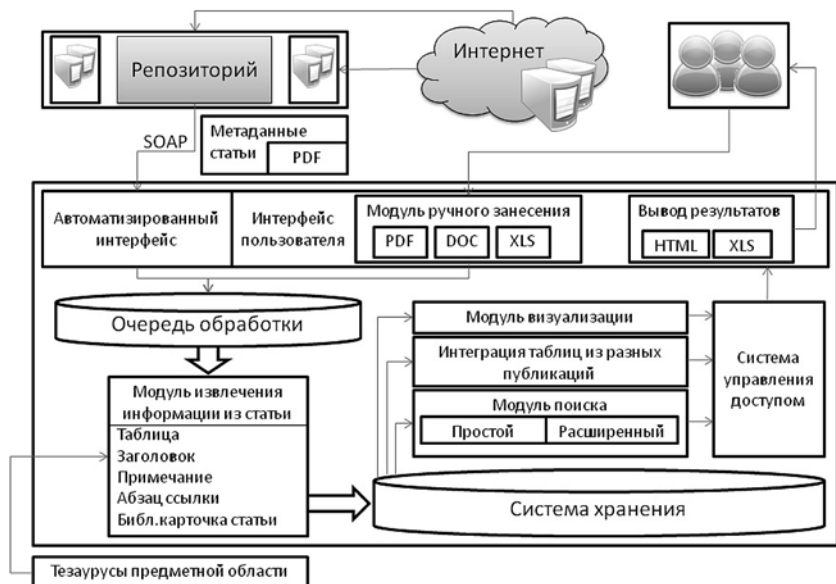


Рис. 7. Функциональная схема центра количественных данных

Система реализуется в программной среде CMS Drupal 7.28 [9]. Функциональная схема представлена на рис. 7.

Портал геологического сообщества "Геология Дальнего Востока" (<http://wiki.fareastgeology.ru>)

Портал реализован по принципу Википедии: структуру и содержимое портала пользователи могут самостоятельно изменять с помощью инструментов, предоставляемых самим сайтом. Форматирование текста и вставка различных объектов в текст осуществляются с использованием вики-разметки.

В основе данного ресурса лежит коллективная (более 100 авторов) монография "Геодинамика, магматизм и металлогения Востока России" [10, 11], которая представляет собой наиболее полную сводку по тектонике, геодинамике, сейсмичности, магматизму и полезным ископаемым Дальневосточной окраины России.

Этот портал может представлять собой источник для получения экспертных знаний о геологии Востока России.

Реализация информационной инфраструктуры для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России

Инфраструктура строится на основе нескольких слабосвязанных подсистем, обеспечивающих интеграцию территориально распределенных данных и информационных систем: картографической информации, спутниковых данных, научных публикаций, количественных данных и экспертных знаний из различных источников, а также доступ к этим данным на основании тематического запроса [12, 13].

Обобщенная технологическая схема информационной инфраструктуры для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России представлена на рис. 8.

Модуль формирования запросов имеет возможность использовать информацию тематического блока инфраструктуры, содержащего геологические тезаурусы, такие как: стратиграфический возраст, географический объект, геологический объект, что позволяет пользователю конкретизировать запрос на уровне привычных геологических понятий. Модуль агрегации результатов поиска осуществляет запрос к различным блокам инфраструктуры и содержит

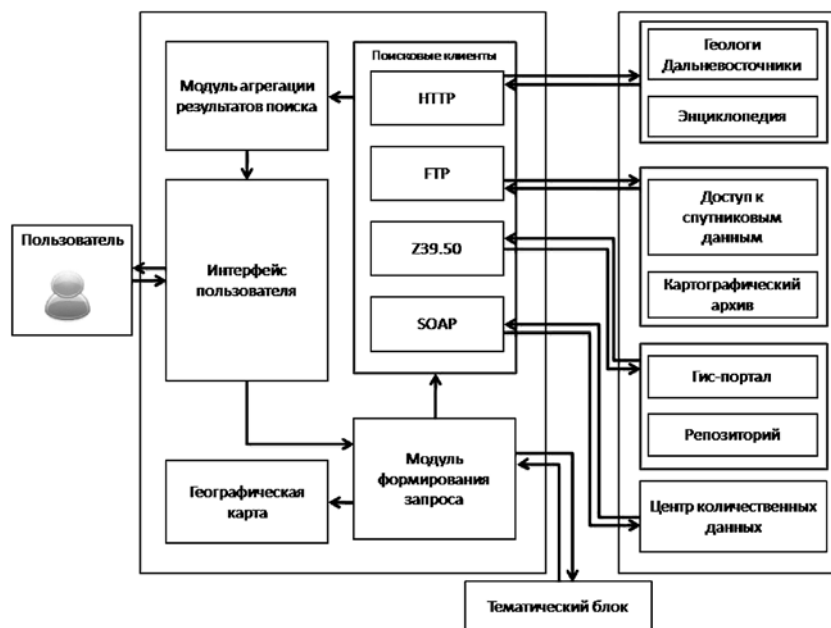


Рис. 8. Обобщенная технологическая схема инфраструктуры

различные поисковые клиенты, необходимые для организации сквозного поиска.

Развиваемый интерфейс пользователя — тематический, основанный на геологических понятиях.

Заключение

Создаваемая информационная инфраструктура для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России представляет собой блочную платформу для интеграции неоднородных источников геологической информации и сервисов их обработки, доступных как мировому научному сообществу, так и сотрудникам институтов Дальневосточного отделения РАН. Инфраструктура имеет единую точку входа (WWW-портал), которая предоставляет пользователям и ученым в области геологии следующие возможности:

- доступ к разнотиповым научным геологическим ресурсам Дальнего Востока России через сеть Интернет;
- легкость нахождения специализированных данных с использованием тематических запросов, а также сервисов их обработки;
- визуализация результатов поиска, в том числе и на картографической основе;
- удобство в распространении геологических данных и сервисов на уровне данных (метаданных), соответствующих международным стандартам и протоколам.

Информационная инфраструктура для поддержки и сопровождения научных геологических исследований на Дальнем Востоке России в настоящее

время находится на стадии дальнейшей разработки и развития, а также наполнения информационным материалом.

Предполагается, что пользователями инфраструктуры будут научные сотрудники, которым необходимо использовать предлагаемые ресурсы и сервисы портала при решении научных задач по геологии и геофизике Дальнего Востока, а также преподаватели университетов для использования в образовательном процессе.

Работа выполняется при финансовой поддержке Программы № 7 Отделения наук о Земле РАН (2012–2014 гг.), гранта РФФИ № 14-07-00068.

Список литературы

1. Федотов А. М., Барахнин В. Б., Жижимов О. Л., Федотова О. А. Модель информационной системы для поддержки научно-педагогической деятельности // Вестник НГУ. Сер. "Информационные технологии". 2014. Т. 12. Вып. 1. С. 89–101.
2. Вдовицын В. Т., Лебедев В. А. Технологии информационного обеспечения научных исследований в ИАС "Природные ресурсы Карелии" // Информационные ресурсы России. 2012. № 1. С. 7–12.
3. Наумова В. В., Горячев И. Н., Платонов К. А. Web-интеграция неоднородных научных данных и сервисов по геологии Дальнего Востока России на основе портального решения // Геоинформатика. 2011. № 1. С. 56–62.
4. Наумова В. В., Горячев И. Н. ГИС-портал "Геология Дальнего Востока России": интеграция пространственных данных и сервисов // Геоинформатика. 2013. № 2. С. 12–19.
5. Комас М., Petrov O., Brekhov G. State and development Prospects of the International Project OneGeology in Eurasia // Modern Information Technologies in Earth Sciences: Proceedings of the International Conference, Petropavlovsk on Kamchatka, September 8–13, 2014. Vladivostok: Dalnauka, 2014. P. 26.
6. Дьяков С. Е., Наумова В. В. Система обеспечения геологических научных исследований на Дальнем Востоке России данными спутниковых измерений // Дистанционное зондирование окружающей среды: Научные и прикладные исследования в Азиатско-Тихоокеанском регионе (RSAP2013): тезисы докладов международной конференции, 24–27 сентября 2013 г., Владивосток. Владивосток: Дальнаука, 2013. С. 60–61.
7. Gordeev E. I., Naumova V. V., Diakov S. E. Remote Sensing for Scientific Research in Earth Sciences in Russian Far East // Proceedings of the International Conference on Telecommunications and Remote Sensing, Luxembourg, 26–27 June, 2014. Bulgaria. SciTePress. 2014. P. 17–20.
8. Naumova V. V., Belousov A. V. Digital repository "Geology of the Russian Far East" — an open access to the spatially distributed online scientific publications // Russian Journal of Earth Sciences. 2014. V. 14, N. 1. P. 1–8.
9. Platonov K. A. Development of Center of Quantitative data on Geology of the Russian Far East // Modern Information Technologies in Earth Sciences: Proceedings of the International Conference, Petropavlovsk on Kamchatka, September 8–13, 2014. Vladivostok: Dalnauka, 2014. 129 p.
10. Геодинамика, магматизм и металлогения Востока России. Кн. 1. Владивосток: Дальнаука, 2006. С. 1–572.
11. Геодинамика, магматизм и металлогения Востока России. Кн. 2. Владивосток: Дальнаука, 2006. С. 573–981.
12. Наумова В. В. Информационная инфраструктура для поддержки и сопровождения научных исследований в области наук о Земле на Дальнем Востоке России: текущее состояние и перспективы развития // Вестник Московского государственного университета им. С. Ю. Витте. Образовательные ресурсы и технологии, 2014–2015. № 8. С. 119–128.
13. Naumova V. V., Goryachev I. N., Dvakov S. V., Belousov A. B., Platonov K. A. Modern technologies for development of the information infrastructure supporting scientific geological investigations in the Russian Far East // Modern Information Technologies in Earth Sciences: Proceedings of the International Conference, Petropavlovsk on Kamchatka, September 8–13, 2014. Vladivostok: Dalnauka, 2014. 129 p.

V. V. Naumova¹, Head of Lab., e-mail: naumova@fegi.ru,
I. N. Goryachev², Lead Geologist, e-mail: ivan.n.gor@yandex.ru,
S. V. Dyakov¹, Junior Researcher, e-mail: sergdkv@gmail.com,
A. B. Belousov¹, Graduate Student, e-mail: belousov@fegi.ru,
K. A. Platonov¹, Programmer, e-mail: platonov@fegi.ru

¹ Far East Geological Institute Far East Branch of Russian Academy of Sciences, Vladivostok

² Kompany "MagadanGeology", Magadan

Modern Technologies for Development of the Information Infrastructure Supporting Scientific Geological Investigations in the Russian Far East

In article approaches and software of virtual integration of distributed data to create an information infrastructure for Geology of the Far East of Russia, designed for virtualization to access data from different technological systems using common rules and international standards are discussed. The authors set themselves the task to design an information infrastructure that would support researches and make possible solution of a wide circle of geological problems using secondary sources of information and new services of their processing as the basis. To achieve the task, development of new models and techniques of the already existing array of data processing is considered with the aim of further development of a unified access point to geographically-distributed scientific data on geology of the Russian Far East, such as: satellite images, GPS databases, scientific publications, quantitative data, expertise and so on.

Keywords: distributed information systems, the integration of heterogeneous data access control to information resources

References

1. **Fedotov A. M., Barahnin V. B., Zhizhimov O. L., Fedotova O. A.** Model' informacionnoj sistemy dlja podderzhki nauchno-pedagogicheskoj dejatel'nosti. *Vestnik NGU. Ser. "Informacionnye tehnologii"*. 2014. V. 12. Vyp. 1. P. 89–101.
2. **Vdovycn V. T., Lebedev V. A.** Tehnologii informacionnogo obespechenija nauchnyh issledovanij v IAS "Prirodnye resursy Karelii". *Informacionnye resursy Rossii*. 2012. N. 1. P. 7–12.
3. **Naumova V. V., Gorjachev I. N., Platonov K. A.** Web-integracija neodnorodnyh nauchnyh dannyh i servisov po geologii Dal'nego Vostoka Rossii na osnove portal'nogo reshenija. *Geoinformatika*. 2011. N. 1. P. 56–62.
4. **Naumova V. V., Gorjachev I. N.** GIS-portal "Geologija Dal'nego Vostoka Rossii": integracija prostranstvennyh dannyh i servisov. *Geoinformatika*. 2013. N. 2. P. 12–19.
5. **Komac M., Petrov O., Brekhov G.** State and development Prospects of the International Project OneGeology in Eurasia. *Modern Information Technologies in Earth Sciencgs: Proceedings of the International Conference, Petropavlovsk on Kamchatka, September 8–13, 2014*, Vladivostok: Dalnauka, 2014. P. 26.
6. **D'jakov S. E., Naumova V. V.** Sistema obespechenija geologicheskikh nauchnyh issledovanij na Dal'nem Vostoke Rossii dannymi sputnikovyh izmerenij. *Distancionnoe zondirovanie okruzhajushhej sredy: Nauchnye i prikladnye issledovanija v Aziatsko-Tihookeanskom regione (RSAP 2013): tezisy dokladov mezhdunarodnoj konferencii*, 24–27 sentjabrja 2013. Vladivostok. Vladivostok: Dal'nauka, 2013. P. 60–61.
7. **Gordeev E. I., Naumova V. V., Diakov S. E.** Remote Sensing for Scientific Research in Earth Sciences in Russian Far East. *Proceedings of the International Conference on Telecommunications and Remote Sensing, Luxembourg, 26–27 June, 2014*. Bulgaria: SciTePress. 2014. P. 17–20.
8. **Naumova V. V., Belousov A. V.** Digital repository "Geology of the Russian Far East" — an open access to the spatially distributed online scientific publications. *Russian Journal of Earth Sciences*. 2014. V. 14, N. 1. P. 1–8.
9. **Platonov K. A.** Development of Center of Quantitative data on Geology of the Russian Far East. *Modern Information Technologies in Earth Sciences: Proceedings of the International Conference, Petropavlovsk on Kamchatka, September 8–13, 2014 — Vladivostok*. Dalnauka, 2014. 129 p.
10. **Geodinamika, magmatizm i metallogenija Vostoka Rossii**. Kn. 1. Vladivostok: Dal'nauka, 2006. P. 1–572.
11. **Geodinamika, magmatizm i metallogenija Vostoka Rossii**. Kn. 2. Vladivostok: Dal'nauka, 2006. P. 573–981.
12. **Naumova V. V.** Informacionnaja infrastruktura dlja podderzhki i soprovozhdenija nauchnyh issledovanij v oblasti nauk o Zemle na Dal'nem Vostoke Rossii: tekushhee sostojanie i perspektivy razvitija. *Vestnik Moskovskogo gosudarstvennogo universiteta im. S. Ju. Vitte. Obrazovatel'nye resursy i tehnologii*. 2014–2015. N. 8. P. 119–128.
13. **Naumova V. V., Goryachev I. N., Dyakov S. V., Belousov A. B., Platonov K. A.** Modern technologies for development of the information infrastructure supporting scientific geological investigations in the Russian Far East. *Modern Information Technologies in Earth Sciences: Proceedings of the International Conference. Petropavlovsk on Kamchatka, September 8–13, 2014*. Vladivostok. Dalnauka, 2014. 129 p.

Адрес редакции:

107076, Москва, Стромьинский пер., 4

Телефон редакции журнала (499) 269-5510

E-mail: it@novtex.ru

Технический редактор *Е. В. Конова*.

Корректор *Е. В. Комиссарова*.

Сдано в набор 07.05.2015. Подписано в печать 23.06.2015. Формат 60×88 1/8. Бумага офсетная.

Усл. печ. л. 8,86. Заказ ИТ715. Цена договорная.

Журнал зарегистрирован в Министерстве Российской Федерации по делам печати, телерадиовещания и средств массовых коммуникаций.

Свидетельство о регистрации ПИ № 77-15565 от 02 июня 2003 г.

Оригинал-макет ООО "Авансед солюшнз". Отпечатано в ООО "Авансед солюшнз".

119071, г. Москва, Ленинский пр-т, д. 19, стр. 1.

9-я IEEE Международная конференция по использованию информационно-коммуникационных технологий AICT2015

Ростов-на-Дону, Россия, 14-16 октября 2015

www.aict.info

Работы, утвержденные AICT2015 для публикации включают инженерный индекс (Engineering Index - EI), EI Compendex и IEEE Explore TM. Номер IEEE каталога: CFP1556H-ART, ISBN 978-1-4673-6856-8



APPLICATION
OF INFORMATION
AND COMMUNICATION
TECHNOLOGIES - AICT2015

[Конференция посвящена 100-летию Южного федерального университета]

Южный федеральный университет и Университет Кавказ в партнерстве и при технической поддержке Института инженеров электротехники и электроники - IEEE (США) проводят 14-16 октября 2015 в г. Ростов-на-Дону, Россия 9-ю IEEE Международную конференцию по использованию информационно-коммуникационных технологий (AICT2015), посвященную 100-летию Южного федерального университета.

ТЕМАТИКА КОНФЕРЕНЦИИ:

Тематика конференции AICT2015 включает до 80 тем, которые разделены на следующие секции (более подробная информация на сайте <http://aict.info/2015/?page=4880>):

- Использование и управление Больших Данных (Big Data)
- Добыча данных (Data Mining) и информационная инженерия
- Проблемы кибербезопасности
- Новейшие тенденции в приложении ИКТ
- Коммуникации, сети и оборудование
- ИКТ в бизнесе, управлении и экономике
- ИКТ в государственном управлении
- ИКТ в исследованиях, образовании, гуманитарных и социальных науках
- ИКТ в медицине и здравоохранении

МЕСТО ПРОВЕДЕНИЯ:

Все мероприятия в рамках конференции, включая церемонию открытия, пленарные доклады и технические секции, будут организованы в Южном федеральном университете.

Более подробная информация о Международной конференции AICT2015 доступна на официальном сайте: <http://www.aict.info>

КОНТАКТЫ:

Секретариат оргкомитета AICT2015

Тел: +7 (863) 4371651, +7 (950) 8576422 (Ростов-на-Дону), +994(12) 4482862 (Баку)

Факс: +7 (863) 4371651

E-mail: aict@qu.edu.az, daria.zaruba@gmail.com, vkur@tgn.sfedu.ru

Сайт: <http://www.aict.info/2015>,

Южный федеральный университет,

344006, г.Ростов-на-Дону, ул.Большая Садовая, 105/42

100-летие ЮФУ:



100 ЛЕТ
ЮЖНОМУ
ФЕДЕРАЛЬНОМУ
УНИВЕРСИТЕТУ

ПРИСОЕДИНЯЙТЕСЬ:



ИСТОРИЯ AICT2015:

[AICT2009](#) [Photos] [Xplore]
[AICT2010](#) [Photos] [Xplore]
[AICT2011](#) [Photos] [Xplore]
[AICT2012](#) [Photos] [Xplore]
[AICT2013](#) [Photos] [Xplore]
[AICT2014](#) [Photos] [Xplore]
[AICT2015](#) [Photos] [Xplore]

ОДОБРЕНА:



ОРГАНИЗАТОРЫ:

