

ISSN 1816-0301 (Print)
ISSN 2617-6963 (Online)

ИНФОРМАТИКА

INFORMATICS

TOM VOL. **19**

3 | **2022**

ОТ РЕДАКЦИИ

В журнале «Информатика» публикуются оригинальные и обзорные статьи, описывающие результаты фундаментальных и прикладных исследований специалистов академического и вузовского профиля в области информатики и информационных технологий.

Основной целью журнала является публикация наиболее значимых новых результатов в указанной области. Приветствуются статьи, описывающие заключительные результаты научных проектов и диссертационных исследований, открывающие новые направления исследований, которые находятся на стыке информатики и других наук.

Журнал рассчитан на широкий круг специалистов в области информатики и информационных технологий.

Основные разделы журнала:

- биоинформатика;
- математическое моделирование;
- защита информации и надежность систем;
- информационные технологии;
- логическое проектирование;
- обработка сигналов, изображений, речи, текста и распознавание образов;
- автоматизация проектирования;
- интеллектуальные системы.

Префикс DOI: 10.37661

Условия распространения материалов:

контент доступен под лицензией Creative Commons Attribution 4.0 License

Индексирование:

Высшей аттестационной комиссией Республики Беларусь журнал «Информатика» был включен в список научных изданий для опубликования результатов диссертационных исследований.

В декабре 2017 г. включен в базу данных Российского индекса научного цитирования (РИНЦ). С помощью инструментов и сервисов, доступных на платформе eLIBRARY (раздел «Личный кабинет»), можно самостоятельно корректировать список своих публикаций и цитирований в РИНЦ.

В июле 2017 г. включен в базу журналов открытого доступа Directory of Open Access Journals (DOAJ).

С помощью поисковых систем Google Scholar, WorldCat, Соционет можно получить свободный доступ к полному тексту научных публикаций журнала.

Адрес редакции:

ул. Сурганова, 6, к. 305, г. Минск, 220012, Беларусь
Тел. +375 (017) 351 26 22

Editorial address:

Surganova str., 6, of. 305, Minsk, 220012, Belarus
Phone +375 (017) 351 26 22

E-mail: rio@newman.bas-net.by

<https://inf.grid.by/jour>

THE EDITOR'S NOTE

The journal «Informatics» is a scientific publication in computer sciences and information technologies which reviews the results in basic and applied research of scientists from the universities and scientific centers.

The journal focuses on the most significant and modern papers of research projects results and PhD/DSc thesis in computer sciences.

The journal is edited for the specialists in IT and computer sciences research and application.

The main sections of the journal:

- bioinformatics;
- mathematical modeling;
- information protection and system reliability;
- information technology;
- logical design;
- signal, image, speech, text processing and pattern recognition;
- computer-aided design;
- artificial intelligence methods.

DOI Prefix: 10.37661

Distribution:

content is distributed under Creative Commons Attribution 4.0 License

Indexation:

the journal «Informatics» is in the list of scientific publications recommended by the Higher Attestation Commission of the Republic of Belarus for scientists to publish the results of PhD/DSc research.

In December 2017 the journal was included in the database of the Russian Science Citation Index (RISC) and provides free access to reviewed electronic scientific paper, improving scientific information traffic and also raising quotation of works of the authors (please use <https://elibrary.ru> or section https://elibrary.ru_author_tools).

In July 2017 included in the database of open access journals Directory of Open Access Journals (DOAJ).

Using the Google Scholar, WorldCat, Соционет search engine, you can get free access to full text of scientific publications of magazine.

ОБЪЕДИНЕННЫЙ ИНСТИТУТ ПРОБЛЕМ ИНФОРМАТИКИ
НАЦИОНАЛЬНОЙ АКАДЕМИИ НАУК БЕЛАРУСИ

ИНФОРМАТИКА

Informatika

Том 19, № 3, июль-сентябрь 2022

Ежеквартальный научный журнал

Издается с января 2004 г.

Учредитель и издатель – Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси (ОИПИ НАН Беларуси)

Г л а в н ы й р е д а к т о р

Тузиков Александр Васильевич, д-р физ.-мат. наук, проф., чл.-корр. НАН Беларуси,
ОИПИ НАН Беларуси (Минск, Беларусь)

З а м е с т и т е л ь г л а в н о г о р е д а к т о р а

Ковалев Михаил Яковлевич, д-р физ.-мат. наук, проф., чл.-корр. НАН Беларуси,
ОИПИ НАН Беларуси (Минск, Беларусь)

Р е д а к ц и о н н а я к о л л е г и я

Абламейко Сергей Владимирович, д-р техн. наук, проф., академик НАН Беларуси, БГУ (Минск, Беларусь)

Анищенко Владимир Викторович, канд. техн. наук, доцент, ООО «СофтКлуб» (Минск, Беларусь)

Бибило Петр Николаевич, д-р техн. наук, проф., ОИПИ НАН Беларуси (Минск, Беларусь)

Бобов Михаил Никитич, д-р техн. наук, проф., БГУИР (Минск, Беларусь)

Долгий Александр Борисович, д-р техн. наук, проф., Высшая инженерная школа Бретани (Нант, Франция)

Дудин Александр Николаевич, д-р физ.-мат. наук, проф., БГУ (Минск, Беларусь)

Карпов Алексей Анатольевич, д-р техн. наук, доцент, СПИИРАН (Санкт-Петербург, Россия)

Килин Сергей Яковлевич, д-р физ.-мат. наук, проф., академик НАН Беларуси, Президиум НАН
Беларуси (Минск, Беларусь)

Краснопрошин Виктор Владимирович, д-р техн. наук, проф., БГУ (Минск, Беларусь)

Крот Александр Михайлович, д-р техн. наук, проф., ОИПИ НАН Беларуси (Минск, Беларусь)

Кругликов Сергей Владимирович, д-р воен. наук, канд. техн. наук, доцент, ОИПИ НАН Беларуси
(Минск, Беларусь)

Лиходед Николай Александрович, д-р физ.-мат. наук, проф., БГУ (Минск, Беларусь)

Матус Петр Павлович, д-р физ.-мат. наук, проф., Институт математики НАН Беларуси (Минск, Беларусь)

Скляров Валерий Анатольевич, д-р техн. наук, проф., Университет Авейру (Авейру, Португалия)

Сотсков Юрий Назарович, д-р физ.-мат. наук, проф., ОИПИ НАН Беларуси (Минск, Беларусь)

Стемпковский Александр Леонидович, д-р техн. наук, проф., академик РАН, ИПИМ РАН (Москва, Россия)

Харин Юрий Семенович, д-р физ.-мат. наук, проф., академик НАН Беларуси, НИИ ППМИ БГУ
(Минск, Беларусь)

Чернявский Александр Федорович, д-р техн. наук, проф., академик НАН Беларуси, НИИ ПФП
им. А. Н. Севченко БГУ (Минск, Беларусь)

Ярмолик Вячеслав Николаевич, д-р техн. наук, проф., БГУИР (Минск, Беларусь)

Редакционный совет

Ефанов Дмитрий Викторович, Российский университет транспорта (Московский институт инженеров транспорта) (Москва, Россия)

Кумари Мадху, Университетский центр исследований и разработок, Университет Чандигарха (Мохали, Пенджаб, Индия)

Лазарев Александр Алексеевич, Институт проблем управления им. В. А. Трапезникова РАН (Москва, Россия)

Лай Цунг-Чьян, Азиатский университет в Тайчжуне (Китайская Народная Республика, Тайвань)

Марина Нинослав, Университет информационных наук и технологий им. Св. апостола Павла (Охрид, Македония)

Меликян Вазген Шаваршович, Национальный политехнический университет Армении (Ереван, Армения)

Пеш Эрвин, Зигенский университет (Зиген, Германия)

Сингх Таджиндер, Институт инженерии и технологий Сант Лонговал (Лонговал, Пенджаб, Индия)

Ходаченко Максим Леонидович, Институт космических исследований Австрийской академии наук (Грац, Австрия)

Чиулла Карло, Университет Эпока (Тирана, Албания)

Штейнберг Борис Яковлевич, Институт математики, механики и компьютерных наук Южного федерального университета (Ростов-на-Дону, Россия)

ИНФОРМАТИКА

Том 19, № 3, июль-сентябрь 2022

Ответственный за выпуск *Мойсейчик Светлана Сергеевна*

Редактор *Гончаренко Галина Борисовна*

Корректор *Михайлова Анна Антоновна*

Компьютерная верстка *Бутевич Ольга Борисовна*

Сдано в набор 15.08.2022. Подписано в печать 21.09.2022. Формат 60×84 1/8. Бумага офсетная. Гарнитура Таймс. Ризография. Усл. печ. л. 12,5. Уч.-изд. л. 12,3. Тираж 40 экз. Заказ 4.

Государственное научное учреждение «Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси».

Свидетельство о государственной регистрации издателя, изготовителя, распространителя печатных изданий № 1/274 от 04.04.2014. ЛП № 02330/444 от 18.12.13. Ул. Сурганова, 6, 220012, Минск, Беларусь.

ISSN 1816-0301 (Print)
ISSN 2617-6963 (Online)

THE UNITED INSTITUTE OF INFORMATICS PROBLEMS
OF THE NATIONAL ACADEMY OF SCIENCES OF BELARUS

INFORMATICS

Vol. 19, no. 3, Jule-September 2022

Published quarterly

Issued since January 2004

Founder and publisher – the United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus (UIIP NASB)

Editor-in-Chief

Alexander V. Tuzikov, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., Corr. Member of NASB,
UIIP NASB (Minsk, Belarus)

Deputy Editor-in-Chief

Mikhail Y. Kovalyov, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., Corr. Member of NASB,
UIIP NASB (Minsk, Belarus)

Editorial Board

Sergey V. Ablameyko, D. Sc. (Eng.), Prof., Academician of NASB, BSU (Minsk, Belarus)

Uladimir V. Anishchanka, Ph. D. (Eng.), Assoc. Prof., SoftClub Ltd. (Minsk, Belarus)

Petr N. Bibilo, D. Sc. (Eng.), Prof., UIIP NASB (Minsk, Belarus)

Mikhail N. Bobov, D. Sc. (Eng.), Prof., BSUIR (Minsk, Belarus)

Alexandre B. Dolgui, D. Sc. (Eng.), Prof., IMT Atlantique (Nantes, France)

Alexander N. Dudin, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., BSU (Minsk, Belarus)

Alexey A. Karpov, D. Sc. (Eng.), Assoc. Prof., SPII RAS (Saint Petersburg, Russia)

Sergey Ya. Kilin, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., Academician of NASB, Presidium of NASB (Minsk, Belarus)

Viktor V. Krasnoproshin, D. Sc. (Eng.), Prof., BSU (Minsk, Belarus)

Alexander M. Krot, D. Sc. (Eng.), Prof., UIIP NASB (Minsk, Belarus)

Sergey V. Kruglikov, D. Sc. (Milit.), Ph. D. (Eng.), Assoc. Prof., UIIP NASB (Minsk, Belarus)

Nikolai A. Likhoded, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., BSU (Minsk, Belarus)

Petr P. Matus, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., Institute of Mathematics of NASB (Minsk, Belarus)

Valery A. Sklyarov, D. Sc. (Eng.), Prof., University of Aveiro (Aveiro, Portugal)

Yuri N. Sotskov, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., UIIP NASB (Minsk, Belarus)

Alexander L. Stempkovsky, D. Sc. (Eng.), Prof., Academician of RAS, IPPM RAS (Moscow, Russia)

Yuriy S. Kharin, D. Sc. (Phys.-Math.), Prof., Academician of NASB, RI APMI BSU (Minsk, Belarus)

Alexander F. Cherniavsky, D. Sc. (Eng.), Prof., Academician of NASB, A. N. Sevchenko IAPP BSU (Minsk, Belarus)

Vyacheslav N. Yarmolik, D. Sc. (Eng.), Prof., BSUIR (Minsk, Belarus)

Editorial Council

Dmitry V. Efanov, Russian University of Transport (Moscow Institute of Transport Engineers) (Moscow, Russia)

Madhu Kumari, University Center for Research & Development, Chandigarh University (Mohali, Punjab, India)

Alexander A. Lazarev, V. A. Trapeznikov Institute of Control Sciences of the RAS (Moscow, Russia)

Tsung-Chyan Lai, Asia University at Taichung (The People's Republic of China, Taiwan)

Ninoslav Marina, St. Paul the Apostle University of Information Sciences and Technology (Ohrid, Macedonia)

Vazgen Sh. Melikyan, National Polytechnic University of Armenia (Yerevan, Armenia)

Erwin Pesch, University of Siegen (Siegen, Germany)

Tajinder Singh, Sant Longowal Institute of Engineering & Technology (Longowal, Punjab, India)

Maxim L. Khodachenko, Space Research Institute, Austrian Academy of Sciences (Graz, Austria)

Carlo Ciulla, Epoka University (Tirana, Albania)

Boris Steinberg, Institute of Mathematics, Mechanics and Computer Science Southern Federal University (Rostov-on-Don, Russia)

INFORMATICS

Vol. 19, no. 3, July-September 2022

Issue Head *Sviatlana S. Maiseichyk*

Editor *Halina B. Hancharenka*

Corrector *Hanna A. Mikhailava*

Computer Imposition *Volha B. Butsevich*

Sent for press 15.08.2022. Output 21.09.2022. Format 60×84 1/8. Offset paper. Headset Times. Riesography. Printed sheets 12,5. Publisher's signatures 12,3. Circulation 40 copies. Order 4.

State Scientific Institution "The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus".

Certificate on the state registration of the publisher, manufacturer, distributor of printing editions no. 1/274 dated 04.04.2014. License for the press no. 02330/444 dated 18.12.13.

6, Surganov Str., 220012, Minsk, Belarus.

ISSN 1816-0301 (Print)
ISSN 2617-6963 (Online)

СОДЕРЖАНИЕ

ЛОГИЧЕСКОЕ ПРОЕКТИРОВАНИЕ

- Ярмолик В. Н., Шевченко Н. А., Леванцевич В. А., Деменковец Д. В.**
Генерирование адресных последовательностей с заданной переключательной активностью и повторяемостью адресов 7
- Черемисинов Д. И., Черемисинова Л. Д.** Канонизация графов при декомпиляции транзисторных схем 25

ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ

- Липницкий С. Ф.** Модель представления знаний в системе информационной поддержки принятия решений 40
- Шпак И. И., Касанин С. Н.** Модель профессиональной области как основа адаптивного образовательного процесса 50

ОБРАБОТКА СИГНАЛОВ, ИЗОБРАЖЕНИЙ, РЕЧИ, ТЕКСТА И РАСПОЗНАВАНИЕ ОБРАЗОВ

- Старовойтов В. В., Ахунджанов У. Ю.** Новый признак для описания изображений рукописной подписи на базе локальных бинарных шаблонов 62
- Сорокина В. В., Абламейко С. В.** Распознавание изображений товаров электронной коммерции с использованием модели внимания и нейронной сети YOLACT 74

МАТЕМАТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ

- Ким Т. Ю., Прокопович Г. А., Лобатый А. А.** Форсированное управление движением мобильного робота 86

ЮБИЛЕИ И ПАМЯТНЫЕ ДАТЫ

- Абламейко С. В.** Распознавание образов и обработка изображений в Беларуси: краткая история ассоциации и проведения конференций PRIP 101

ISSN 1816-0301 (Print)
ISSN 2617-6963 (Online)

CONTENTS

LOGICAL DESIGN

- Yarmolik V. N., Shevchenko N. A., Levantsevich V. A., Demenkovets D. V.**
Generation of address sequences with specified switching activity and address
repeatability 7
- Cheremisinov D. I., Cheremisinova L. D.** Canonization of graphs during transistor
circuits decompilation 25

INFORMATION TECHNOLOGIES

- Lipnitsky S. F.** Model of knowledge representation in the system of information support
for decision making 40
- Shpak I. I., Kasanin S. N.** A model of the professional field as the basis for an adaptive
educational process 50

SIGNAL, IMAGE, SPEECH, TEXT PROCESSING AND PATTERN RECOGNITION

- Starovoitov V. V., Akhundjanov U. Yu.** A new feature for handwritten signature image
description based on local binary patterns 62
- Sorokina V. V., Ablameyko S. V.** E-commerce image recognition using attention model
and YOLACT neural network 74

MATHEMATICAL MODELING

- Kim T. Yu., Prakapovich R. A., Lobatiy A. A.** Forced motion control of a mobile robot ... 86

ANNIVERSARIES AND MEMORABLE DATES

- Sergey V. Ablameyko** Pattern recognition and image processing in Belarus: a brief
history of the association and holding PRIP conferences 101

ЛОГИЧЕСКОЕ ПРОЕКТИРОВАНИЕ

LOGICAL DESIGN



УДК 004.33.054
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-7-24>

Оригинальная статья
Original Paper

Генерирование адресных последовательностей с заданной переключательной активностью и повторяемостью адресов

В. Н. Ярмолик^{1✉}, Н. А. Шевченко², В. А. Леванцевич¹, Д. В. Деменковец¹

¹Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, ул. П. Бровки, 6, Минск, 220013, Беларусь
✉E-mail: yarmolik10ru@yahoo.com

²Дармштадтский технический университет, Каролиненплац, 5, Дармштадт, 64289, Германия

Аннотация

Цели. Решается задача разработки методологии генерирования адресных последовательностей с заданной переключательной активностью и повторяемостью адресов, широко используемых при тестировании современных вычислительных систем. Актуальность данной задачи заключается в том, что основной характеристикой различия для адресных последовательностей является переключательная активность как отдельных битов адресов, так и их последовательностей.

Методы. Представленные результаты основаны на универсальном методе генерирования квазислучайных последовательностей Соболя, эффективно используемых для формирования адресных тестовых последовательностей. В качестве исходной математической модели используется модификация указанного метода генерирования, предложенная Антоновым и Салеевым. Главная идея подхода, предлагаемого в настоящей работе, основана на применении для генерирования адресных последовательностей прямоугольных $(m+k) \times m$ порождающих матриц V произвольного ранга r .

Результаты. Определены основные свойства последовательностей, генерируемых в соответствии с новой математической моделью. Приведен ряд утверждений, обосновывающих требования к порождающим матрицам для обеспечения максимального периода формируемых последовательностей и кратности повторяемости используемых в них адресов. Решена задача синтеза последовательностей с заданными величинами переключательной активности $F(A)$ и $F(a_i)$. Показано, что для нахождения порождающей матрицы для генерирования таких последовательностей необходимо решить задачу разложения целого числа на слагаемые. Такое разложение представляет собой величину переключательной активности в $(m+k)$ -ичной смешанной системе счисления, в которой веса разрядов представлены в виде степеней двойки от 2^0 до 2^{m+k-1} , а значения цифр $w(v_i)$ лежат в диапазоне от 0 до $m+k-1$. На основе предлагаемых ограничений введено понятие диаграммы разложения целого числа, аналогичное диаграмме Юнга, и определена операция ее модификации.

Заключение. Предложенная математическая модель расширяет возможности генерирования тестовых адресных последовательностей с требуемыми значениями переключательной активности как тестовых наборов, так и их отдельных разрядов. Применение порождающих матриц не максимального ранга дает возможность формализации метода генерирования адресных последовательностей с четным повторением адресов.

Ключевые слова: тестирование вычислительных систем, адресные последовательности, переключаемая активность, симметричные последовательности, последовательности с четным повторением адресов

Для цитирования. Генерирование адресных последовательностей с заданной переключаемой активностью и повторяемостью адресов / В. Н. Ярмолик [и др.] // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 7–24. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-7-24>

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 26.12.2021
Подписана в печать | Accepted 28.03.2022
Опубликована | Published 29.09.2022

Generation of address sequences with specified switching activity and address repeatability

Vyacheslav N. Yarmolik¹✉, Nikolai A. Shevchenko², Vladimer A. Levantsevich¹,
Denis V. Demenkovets¹

¹Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics,
st. P. Brovki, 6, Minsk, 220013, Belarus

✉E-mail: yarmolik10ru@yahoo.com

²Darmstadt Technical University,
Karolinenplatz, 5, Darmstadt, 64289, Germany

Abstract

Objectives. The problem of developing a methodology for generating address sequences with a given switching activity and repeatability of addresses widely used in testing modern computing systems is being solved. The relevance of this problem lies in the fact that the main characteristic of the difference and their effectiveness for address sequences is the switching activity of both individual address bits and their sequences.

Methods. Presented results are based on a universal method for generating quasi-random Sobol sequences, which are effectively used to generate targeted test sequences. As an initial mathematical model, a modification of the indicated generation method proposed by Antonov and Saleev is used. The main idea of proposed approach is based on the use of rectangular $(m + k) \times m$ generating matrices V of arbitrary rank r to generate address sequences.

Results. The main properties of sequences generated in accordance with the new mathematical model are determined. A number of statements are given that substantiate the requirements for generator matrices to ensure the maximum period of generated sequences and the multiplicity of repetition of used addresses. The problem of synthesizing the sequences with given values of switching activity $F(A)$ and $F(a_i)$ is solved. It is shown that in order to find a generating matrix for generating such sequences, it is necessary to solve the problem of decomposing an integer into terms. This decomposition represents the value of switching activity in the $(m + k)$ -ary mixed number system, in which the weights of the digits are represented as powers of two from 2^0 to 2^{m+k-1} , and the values of the digits $w(v_i)$ lie in the range from 0 to $m+k-1$. On the basis of proposed restrictions, the notion of an integer decomposition diagram similar to the Young diagram is introduced, and the operation of its modification is defined.

Conclusion. The proposed mathematical model expands the possibilities of generating test address sequences with the required values of switching activity of both test sets and their individual bits. The use of generating matrices of non-maximal rank makes it possible to formalize the method of generating address sequences with even repetition of addresses.

Keywords: computer systems testing, address sequences, switching activity, symmetric sequences, sequences with even repeating addresses

For citation. Yarmolik V. N., Shevchenko N. A., Levantsevich V. A., Demenkovets D. V. *Generation of address sequences with specified switching activity and address repeatability*. Informatika [Informatics], 2022, vol. 19, no. 3, pp. 7–24 (In Russ.). <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-7-24>

Conflict of interest. The authors declare of no conflict of interest.

Введение. Тестирование современных вычислительных систем, таких как встроенные системы, системы на кристалле и сети на кристалле, очень востребовано в настоящее время [1]. Существует множество подходов и новых решений, направленных на повышение эффективности тестирования современных компьютерных систем. Среди них решающую роль играют детерминированные тесты, такие как пересчетные (счетчиковые) последовательности, последовательности Грея, последовательности анти-Грея, последовательности с максимальной переключающей активностью, последовательности с заданным расстоянием Хэмминга, ЛП_τ-последовательности, М-последовательности и ряд других [2–4]. Такие последовательности обычно являются периодическими и часто называются последовательностями перечисления, последовательностями де Брейна или, по аналогии с М-последовательностями, последовательностями максимальной длины. Существует множество различных разновидностей последовательностей максимальной длины, среди которых выделяются следующие подмножества: детерминированные, псевдослучайные и квазислучайные последовательности [3]. Каждая из таких тестовых последовательностей описывается своим уникальным алгоритмом, предполагающим конкретную реализацию, и имеет общие характеристики с другими последовательностями.

В качестве обобщающей характеристики тестовых последовательностей наиболее часто используется так называемая переключающая активность, которая влияет на переключающую активность тестируемых компьютерных систем [4–8].

Последовательности адресов как подмножество периодических тестов были исследованы в рамках встроенного самотестирования памяти вычислительных систем [9–12] и многократного тестирования запоминающих устройств [13, 14]. Особенность таких последовательностей заключается в том, что они состоят из полного набора двоичных векторов, включающего все возможные 2^m двоичные комбинации, где m – размер адреса в битах [15]. Очевидно, что число подобных последовательностей с разнообразными свойствами и характеристиками велико, так же, как и многообразие алгоритмов для их формирования. Однако основной характеристикой различия для приведенных видов адресных последовательностей является переключающая активность как отдельных битов адресов, так и их последовательностей [4–9, 16]. Данная характеристика показывает разнообразие тестовых последовательностей и их обнаруживающих способностей при тестировании современных вычислительных систем [2, 3].

В то же время ограничение на количество тестовых векторов, всегда равное 2^m , в адресных последовательностях снижает эффективность процедуры тестирования. Для преодоления этого недостатка в настоящей статье предлагается и анализируется новый подход как расширение идеи генерирования адресных последовательностей для общего случая тестовых последовательностей с заданными значениями переключающей активности и повторяющимися адресами заданной кратности.

Математическая модель. В работе [17] была рассмотрена и исследована математическая модель универсального генератора адресных последовательностей, характеризующаяся высокими функциональными возможностями и простотой технической реализации. Под последовательностью адресов (counting sequence [15]) в дальнейшем будем понимать упорядоченную последовательность из 2^m m -битовых двоичных векторов $A(n) = a_{m-1}(n) a_{m-2}(n) a_{m-3}(n) \dots a_1(n) a_0(n)$, $a_i(n) \in \{0, 1\}$, $i \in \{0, 1, 2, \dots, m-1\}$ и $n \in \{0, 1, 2, \dots, 2^m-1\}$, каждый из которых принимает одно из 2^m возможных значений. В основе этой модели лежит модифицированный метод Антонова и Салеева для генерирования последовательностей Соболя [6, 18]. Согласно этой модели формирование n -го элемента $A(n) = a_{m-1}(n) a_{m-2}(n) a_{m-3}(n) \dots a_1(n) a_0(n)$ последовательности Соболя, где n является его порядковым номером (индексом), осуществляется в соответствии со следующим рекуррентным соотношением:

$$A(n) = A(n-1) \oplus v_{i(n)}, \quad A(0) = 0, 2^m - 1, \quad n = 0, 2^m - 1, \quad i(n) = 0, m-1. \quad (1)$$

В соответствии с соотношением (1) значение $A(n)$ определяется как поразрядная сумма по модулю два предыдущего двоичного вектора $A(n-1)$ последовательности Соболя только с одним из m направляющих чисел $v_i = \beta_{m-1}(i) \beta_{m-2}(i) \beta_{m-3}(i) \dots \beta_1(i) \beta_0(i)$, $i \in \{0, 1, 2, \dots, m-1\}$ [18]. Значение индекса $i = i(n)$ направляющего числа $v_{i(n)}$, используемого в качестве слагаемого в вы-

ражении (1), определяется так называемой последовательностью переключений $T_{m-1}(n)$, $n \in \{0, 1, 2, \dots, 2^m - 1\}$, отраженного кода Грея [18, 19]. Например, при $m = 4$ последовательность переключений $T_{m-1}(n)$ обозначается как $T_3(n) = 0, 1, 0, 2, 0, 1, 0, 3, 0, 1, 0, 2, 0, 1, 0$. Видно, что $T_3(n)$ является последовательностью чередования индексов $i \in \{0, 1, 2, 3\}$, которые используются для выбора направляющих чисел при генерировании последовательности $A(n) = a_3(n) a_2(n) a_1(n) a_0(n)$ согласно соотношению (1). В дальнейшем будем использовать i как обозначение индекса $i(n)$ направляющего числа $v_{i(n)}$, в выражении (1) представляющего собой значение элемента последовательности переключений для кода Грея $T_{m-1}(n)$. Применяя произвольное начальное значение $A(0) \in \{0, 1, 2, \dots, 2^m - 1\}$ и рекуррентное соотношение (1), можно получить остальные $2^m - 1$ значения последовательности $A(n)$ [17, 18].

Рассмотренная математическая модель (1) была обобщена на случай последовательностей, относящихся не только к множеству квазислучайных тестовых наборов [17]. Как было показано ранее, в общем случае любую двоичную матрицу размерности $m \times m$, имеющую максимальный ранг, можно использовать как порождающую матрицу V . Матрица V состоит из направляющих чисел v_i , $i \in \{0, 1, 2, \dots, m-1\}$, представляющих собой m линейно независимых двоичных векторов $v_i = \beta_{m-1}(i) \beta_{m-2}(i) \beta_{m-3}(i) \dots \beta_1(i) \beta_0(i)$:

$$V = \begin{pmatrix} \beta_{m-1}(0) & \beta_{m-2}(0) & \beta_{m-3}(0) & \dots & \beta_0(0) \\ \beta_{m-1}(1) & \beta_{m-2}(1) & \beta_{m-3}(1) & \dots & \beta_0(1) \\ \beta_{m-1}(2) & \beta_{m-2}(2) & \beta_{m-3}(2) & \dots & \beta_0(2) \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ \beta_{m-1}(m-1) & \beta_{m-2}(m-1) & \beta_{m-3}(m-1) & \dots & \beta_0(m-1) \end{pmatrix}. \quad (2)$$

Требование линейной независимости является необходимым и достаточным условием для генерирования всех 2^m адресов последовательности $A(n)$ согласно соотношению (1) [20]. В этом случае матрица (2) имеет максимальный ранг.

Для оценки свойств модифицированных последовательностей Соболя $A(n) = a_3(n) a_2(n) a_1(n) a_0(n)$, используемых в качестве тестовой последовательности, в работе [14] была предложена метрика $F(a_j)$, $j \in \{0, 1, 2, \dots, m-1\}$, которая определяет количество переключений (изменений) j -го разряда a_j последовательности $A(n)$ (1):

$$F(a_j) = \sum_{i=0}^{m-1} \beta_j(i) 2^{m-1-i}. \quad (3)$$

На базе характеристики $F(a_j)$ переключательной активности разрядов последовательности $A(n)$ была введена и исследована интегральная мера переключательной активности $F(A)$ для последовательности $A(n)$, рассчитанная в соответствии с выражением [6, 17]

$$F(A) = \sum_{j=0}^{m-1} \left(\sum_{i=0}^{m-1} \beta_j(i) 2^{m-1-i} \right) = \sum_{i=0}^{m-1} 2^{m-1-i} \sum_{j=0}^{m-1} \beta_j(i), \quad (4)$$

в котором вторая сумма, определяющая количество единиц в i -й строке матрицы (2), представляет собой вес Хэмминга $w(v_i)$ вектора $v_i = \beta_{m-1}(i) \beta_{m-2}(i) \beta_{m-3}(i) \dots \beta_1(i) \beta_0(i)$.

На практике наиболее часто используются средние значения $F_{av}(A)$ и $F_{av}(a_j)$ метрик (4) и (3), которые показывают среднее значение переключений при генерации одного тестового набора. Средние значения переключательной активности $F_{av}(A)$ и $F_{av}(a_j)$ определяются путем деления $F(A)$ и $F(a_j)$ на максимальное количество переходов в последовательности $A(n)$, равное $2^m - 1$ [17].

Предлагаемый метод. В работах [6, 15–16, 18] показано, что использование порождающих матриц V (2) максимального ранга, равного m , дает возможность генерировать широкий спектр последовательностей $A(n)$ с периодом 2^m . Такие последовательности часто называют адресны-

ми из-за того, что они состоят из всего набора неповторяющихся двоичных m -битовых векторов. Требование максимизации ранга порождающей матрицы V позволяет получить все 2^m двоичные комбинации в последовательности $A(n)$ (1), однако это требование накладывает ряд ограничений на свойства данной последовательности. Большинство подобных особенностей и ограничений для последовательностей $A(n)$ были обозначены и проанализированы в работах [6, 15]. Одно из таких ограничений иллюстрируется примером невозможности генерирования так называемой двойной последовательности Грея $A(n)$ на основании уравнения (1) либо последовательности с произвольным четным числом переключений [15]. Очевидно, что такие ситуации встречаются достаточно часто [6, 18, 20], например в случае последовательности анти-Грея, которую можно построить только для четных значений m [15].

Предлагаемые авторами решения основаны на расширении математической модели (1) в терминах порождающей матрицы V . Первое расширение касается ранга квадратной $m \times m$ матрицы V , который необязательно должен быть максимальным, что влечет за собой уменьшение количества формируемых двоичных m -битовых векторов. Данная модификация позволит генерировать широкий спектр тестовых последовательностей с желаемой переключающей активностью, который существенно шире по сравнению с известными решениями для случая порождающих матриц V максимального ранга [15, 18]. В качестве примеров такого подхода в табл. 1 приведен ряд последовательностей $A(n)$, полученных согласно соотношению (1), для ряда случаев, когда квадратные порождающие матрицы V при $m = 4$ имеют ранг, меньший четырех.

Первый пример, описываемый матрицей V_1 , является тривиальным решением для генерирования последовательности $A(n)$ с максимальной переключающей активностью как для самой последовательности, так и для произвольных разрядов a_j ее двоичных наборов. Для этой последовательности величины $F_{av}(A)$ и $F_{av}(a_j)$ принимают максимально возможные значения, равные четырем и единице, которые в общем случае соответственно равняются m и единице [6, 14]. Следует отметить, что последовательность $A(n)$, формируемая на основании соотношения (1), состоит из двух двоичных наборов, а именно произвольного начального двоичного вектора $A(0)$ и его отрицания. Это видно из табл. 1, где $A(0) = 0\ 1\ 0\ 0$ и $\overline{A(0)} = 1\ 0\ 1\ 1$.

Таблица 1
Адресные последовательности $A(n)$, генерируемые на основании различных порождающих матриц V

Table 1
Address sequence $A(n)$ are generated based on different matrix V

V	V_1	V_2	V_3	V_4	V_5
$v_0 = \beta_3(0)\beta_2(0)\beta_1(0)\beta_0(0)$	1 1 1 1	0 0 0 0	0 0 1 0	1 1 1 1	0 1 1 0
$v_1 = \beta_3(1)\beta_2(1)\beta_1(1)\beta_0(1)$	1 1 1 1	0 0 0 0	1 0 0 0	0 0 1 0	1 1 0 0
$v_2 = \beta_3(2)\beta_2(2)\beta_1(2)\beta_0(2)$	1 1 1 1	1 1 1 1	0 1 0 1	1 0 0 0	0 1 1 0
$v_3 = \beta_3(3)\beta_2(3)\beta_1(3)\beta_0(3)$	1 1 1 1	0 0 0 0	1 1 1 1	0 1 0 1	1 1 0 0
$A(0)$	0 1 0 0	0 0 0 0	0 0 0 0	0 0 0 0	0 0 0 0
$A(1) = A(0) \oplus v_0$	1 0 1 1	0 0 0 0	0 0 1 0	1 1 1 1	0 1 1 0
$A(2) = A(1) \oplus v_1$	0 1 0 0	0 0 0 0	1 0 1 0	1 1 0 1	1 0 1 0
$A(3) = A(2) \oplus v_0$	1 0 1 1	0 0 0 0	1 0 0 0	0 0 1 0	1 1 0 0
$A(4) = A(3) \oplus v_2$	0 1 0 0	1 1 1 1	1 1 0 1	1 0 1 0	1 0 1 0
$A(5) = A(4) \oplus v_0$	1 0 1 1	1 1 1 1	1 1 1 1	0 1 0 1	1 1 0 0
$A(6) = A(5) \oplus v_1$	0 1 0 0	1 1 1 1	0 1 1 1	0 1 1 1	0 0 0 0
$A(7) = A(6) \oplus v_0$	1 0 1 1	1 1 1 1	0 1 0 1	1 0 0 0	0 1 1 0
$A(8) = A(7) \oplus v_3$	0 1 0 0	1 1 1 1	1 0 1 0	1 1 0 1	1 0 1 0
$A(9) = A(8) \oplus v_0$	1 0 1 1	1 1 1 1	1 0 0 0	0 0 1 0	1 1 0 0
$A(10) = A(9) \oplus v_1$	0 1 0 0	1 1 1 1	0 0 0 0	0 0 0 0	0 0 0 0
$A(11) = A(10) \oplus v_0$	1 0 1 1	1 1 1 1	0 0 1 0	1 1 1 1	0 1 1 0
$A(12) = A(11) \oplus v_2$	0 1 0 0	0 0 0 0	0 1 1 1	0 1 1 1	0 0 0 0
$A(13) = A(12) \oplus v_0$	1 0 1 1	0 0 0 0	0 1 0 1	1 0 0 0	0 1 1 0
$A(14) = A(13) \oplus v_1$	0 1 0 0	0 0 0 0	1 1 0 1	1 0 1 0	1 0 1 0
$A(15) = A(14) \oplus v_0$	1 0 1 1	0 0 0 0	1 1 1 1	0 1 0 1	1 1 0 0

Ранг следующей матрицы V_2 так же, как и матрицы V_1 , равняется единице, что и определяет количество формируемых двоичных векторов, которое в обоих случаях равняется двум. Однако значения переключательной активности $F_{av}(A)$ и $F_{av}(a_j)$ во втором случае принимают минимальные значения, равные $4/(2^m-1) = 4/15$ и $1/(2^m-1) = 1/15$ соответственно [14]. Приведенные два примера формирования $A(n)$ на базе матриц V_1 и V_2 свидетельствуют о возможности формирования последовательностей (1) на базе порождающих матриц, ранг которых не максимален, при этом вид самой матрицы оказывает значительное влияние на величины переключательной активности.

Два других примера описываются матрицами V_3 и V_4 , ранг которых равен трем. В этих примерах значения переключательных активностей $F(A)$ и $F(a_j)$ для указанных матриц существенно разнятся. Например, в случае матрицы V_3 переключательная активность $F(A) = 20$, а для V_4 она принимает значение, в два раза большее, т. е. $F(A) = 40$. Последний пример адресной последовательности, формируемой на основании матрицы V_5 , показывает возможность обеспечения нулевой переключательной активности по выбранным разрядам последовательности $A(n)$. Из табл. 1 видно, что $F_{av}(a_0) = 0$.

При генерировании адресных последовательностей согласно соотношению (1) с применением порождающих матриц, ранг которых меньше максимального ранга, важной характеристикой является количество адресов в таких последовательностях и их период, который может быть меньше чем 2^m . Иллюстрацией этого служат два примера порождающих матриц V_1 и V_2 (см. табл. 1) и соответствующих им последовательностей, каждая из которых состоит из двух повторяющихся адресов. Первая из указанных последовательностей имеет период, равный двум, что меньше максимального 2^4 , а вторая имеет максимальный для $m = 4$ период 2^4 , хотя в обоих случаях последовательности состоят только из двух повторяющихся адресов. Для общего случая справедливо следующее очевидное утверждение [20].

Утверждение 1. Количество повторяющихся адресов, представляющих собой t -разрядные двоичные коды, однозначно зависит от ранга r матрицы V , т. е. от количества линейно независимых двоичных векторов $v_i = \beta_{m-1}(i) \beta_{m-2}(i) \beta_{m-3}(i) \dots \beta_1(i) \beta_0(i)$, используемых в выражении (1) для формирования $A(n)$, и равняется 2^r .

Для формирования адресных последовательностей согласно (1) с максимальным периодом на базе порождающих матриц V не максимального ранга необходимо выполнение условия следующего утверждения [21], вытекающего из основ линейной алгебры [20].

Утверждение 2. Адресная последовательность $A(n)$, формируемая на базе порождающей матрицы V произвольного ранга $r \leq t$ в соответствии с выражением (1), имеет максимальный период 2^m в случае выполнения неравенства $v_{m-2} \neq v_{m-1}$.

Для примеров, приведенных в табл. 1, все последовательности $A(n)$, кроме первой, формируемой на базе матрицы V_1 , имеют максимальный период, равный 2^4 , так как только для V_1 не выполняется неравенство $v_2 \neq v_3$, а во всех остальных случаях оно выполняется.

Обобщив приведенные рассуждения, сформулируем следующее утверждение, которое позволяет определять период адресной последовательности $A(n)$, генерируемой в соответствии с выражением (1).

Утверждение 3. Адресная последовательность $A(n)$, формируемая на базе порождающей матрицы V произвольного ранга $r \leq t$ в соответствии с выражением (1), имеет период 2^{i+1} , где $i \in \{0, 1, 2, \dots, t-1\}$ является максимальным значением, при котором выполняется неравенство $v_{i-1} \neq v_i$ для направляющих чисел v_i матрицы V .

Второе расширение математической модели (1) заключается в применении прямоугольной матрицы V , состоящей из t столбцов и $t+k$ строк ($k > 0$). Отметим, что значение индекса $i = i(n)$ направляющего числа $v_{i(n)}$, используемого в качестве слагаемого в выражении (1), будет определяться последовательностью переключений $T_{m+k-1}(n)$, $n \in \{0, 1, 2, \dots, 2^{m+k}-1\}$, отраженного кода Грея. В этом случае так же, как и для квадратных матриц V , возможно использование матриц максимального ранга t и матриц с произвольным рангом. Если ранг матрицы V , состоящей из $t+k$ строк и t столбцов, принимает максимальное значение, то обеспечивается повторяемость t -разрядных адресов. В данном случае все 2^m адреса последовательности $A(n)$ повто-

ряются многократно. В качестве примеров формирования последовательностей с повторяющимися адресами в табл. 2 приведены некоторые из таких последовательностей и их порождающие матрицы V .

Таблица 2
Адресные последовательности $A(n)$ с повторяющимися адресами

Table 2
Address sequences $A(n)$ with duplicate addresses

V	V_1	V_2	V_3	V	V_4	V_5
$v_0 = \beta_2(0)\beta_1(0)\beta_0(0)$				$v_0 = \beta_1(0)\beta_0(0)$		
$v_1 = \beta_2(1)\beta_1(1)\beta_0(1)$	1 0 0	0 0 0	1 0 0	$v_1 = \beta_1(1)\beta_0(1)$	1 1	0 0
$v_2 = \beta_2(2)\beta_1(2)\beta_0(2)$	0 1 0	1 0 0	0 0 0	$v_2 = \beta_1(2)\beta_0(2)$	0 0	1 0
$v_3 = \beta_2(3)\beta_1(3)\beta_0(3)$	0 0 1	0 1 0	0 1 0	$v_3 = \beta_1(3)\beta_0(3)$	0 0	0 1
	0 0 0	0 0 1	0 0 1			
$A(0)$	0 0 0	0 0 0	0 0 0	$A(0)$	0 0	0 0
$A(1) = A(0) \oplus v_0$	1 0 0	0 0 0	1 0 0	$A(1) = A(0) \oplus v_0$	1 0	0 0
$A(2) = A(1) \oplus v_1$	1 1 0	1 0 0	1 0 0	$A(2) = A(1) \oplus v_1$	0 1	0 0
$A(3) = A(2) \oplus v_0$	0 1 0	1 0 0	0 0 0	$A(3) = A(2) \oplus v_0$	1 1	0 0
$A(4) = A(3) \oplus v_2$	0 1 1	1 1 0	0 1 0	$A(4) = A(3) \oplus v_2$	1 1	1 0
$A(5) = A(4) \oplus v_0$	1 1 1	1 1 0	1 1 0	$A(5) = A(4) \oplus v_0$	0 1	1 0
$A(6) = A(5) \oplus v_1$	1 0 1	0 1 0	1 1 0	$A(6) = A(5) \oplus v_1$	1 0	1 0
$A(7) = A(6) \oplus v_0$	0 0 1	0 1 0	0 1 0	$A(7) = A(6) \oplus v_0$	0 0	1 0
$A(8) = A(7) \oplus v_3$	0 0 1	0 1 1	0 1 1	$A(8) = A(7) \oplus v_3$	0 0	1 1
$A(9) = A(8) \oplus v_0$	1 0 1	0 1 1	1 1 1	$A(9) = A(8) \oplus v_0$	1 0	1 1
$A(10) = A(9) \oplus v_1$	1 1 1	1 1 1	1 1 1	$A(10) = A(9) \oplus v_1$	0 1	1 1
$A(11) = A(10) \oplus v_0$	0 1 1	1 1 1	0 1 1	$A(11) = A(10) \oplus v_0$	1 1	1 1
$A(12) = A(11) \oplus v_2$	0 1 0	1 0 1	0 0 1	$A(12) = A(11) \oplus v_2$	1 1	0 1
$A(13) = A(12) \oplus v_0$	1 1 0	1 0 1	1 0 1	$A(13) = A(12) \oplus v_0$	0 1	0 1
$A(14) = A(13) \oplus v_1$	1 0 0	0 0 1	1 0 1	$A(14) = A(13) \oplus v_1$	1 0	0 1
$A(15) = A(14) \oplus v_0$	0 0 0	0 0 1	0 0 1	$A(15) = A(14) \oplus v_0$	0 0	0 1

Первые три примера, представленные в табл. 2, описываются прямоугольными $(m+k) \times m = 4 \times 3$ матрицами V_1 , V_2 и V_3 максимального ранга $r = m = 3$. Во всех трех примерах каждый из $m = 3$ разрядных адресов повторяется дважды. Отличие порождающих матриц V_1 , V_2 и V_3 обеспечивает разный порядок генерирования адресов. Для двух других примеров, описываемых матрицами V_4 и V_5 , размерность которых равняется $(m+k) \times m = 4 \times 2$, достигается четырехкратное повторение $m = 2$ разрядных адресов.

Основываясь на приведенных примерах, сформулируем следующее утверждение [20].

Утверждение 4. Адресная последовательность $A(n)$, формируемая на базе порождающей $(m+k) \times m$ матрицы V ранга m согласно выражению (1), имеет период 2^{m+k} , где $k \geq 0$, и включает каждый из 2^m m -разрядных адресов 2^k раз при выполнении неравенства $v_{m+k-2} \neq v_{m+k-1}$ для направляющих чисел матрицы V .

Справедливость данного утверждения подтверждается примерами, приведенными в табл. 2. Период последовательности $A(n)$ может не быть максимальным, как это видно для матрицы V_4 , имеющей ранг 2, так как для данной матрицы $v_2 = v_3$ (табл. 2) и, соответственно, не выполняется условие утверждений 2 и 3. В то же время при выполнении условия $v_2 \neq v_3$ для матрицы V_5 получаем последовательность с максимальным периодом $2^{m+k} = 2^{2+2} = 8$.

Приведенный выше анализ модификаций метода (1) позволяет констатировать обобщение и расширение данного метода на случай тестовых адресных последовательностей, формируемых на базе прямоугольных порождающих матриц размерности $(m+k) \times m$, где $k \geq 0$. Для $k = 0$ имеет место представленный ранее метод (1) [6], который позволяет генерировать тестовые последовательности $A(n)$ с ограничениями на значения их переключательной активности, состоящие из однократно формируемых m -разрядных адресов. Необходимость формирования адрес-

ных последовательностей с многократным повторением адресов, и в первую очередь с двукратным их повторением ($k = 1$), обоснована в работе [22].

Синтез адресных последовательностей с заданной переключательной активностью. Краткий анализ примеров, представленных в табл. 1 и 2, позволяет сделать вывод, что в случае прямоугольной $(m+k) \times m$ матрицы V с произвольным рангом существует возможность генерирования различных видов тестовых последовательностей $A(n)$, сформированных на основе уравнения (1). Поэтому дальнейший анализ будет сосредоточен на общем случае последовательностей $A(n)$, полученных с помощью (1) и любой порождающей матрицы V независимо от ее ранга.

Прежде всего оценим свойства последовательностей $A(n)$, генерируемых согласно соотношению (1) на базе случайной порождающей матрицы V . По аналогии с соотношениями (3) и (4) переключательная активность для общего случая произвольной порождающей матрицы V будет вычисляться согласно равенствам

$$F_{av}(a_j) = \frac{1}{2^{m+k} - 1} \sum_{i=0}^{m-1} \beta_j(i) 2^{m+k-1-i}, \quad F_{av}(A) = \frac{1}{2^{m+k} - 1} \sum_{i=0}^{m+k-1} 2^{m+k-1-i} \sum_{j=0}^{m-1} \beta_j(i). \quad (5)$$

Переключательная активность $F(a_j)$ для j -го, $j \in \{0, 1, 2, \dots, m-1\}$, разряда a_j последовательности $A(n) = a_{m-1}(n) a_{m-2}(n) a_{m-3}(n) \dots a_1(n) a_0(n)$, генерируемой согласно (1), принимает значения в диапазоне от 0 до $2^{m+k} - 1$. Значение активности $F(a_j) = 0$ для j -го разряда $A(n)$ (1) обеспечивается j -м столбцом, состоящим из нулевых значений в порождающей матрице V (см. a_0 для V_5 в табл. 1). Максимальная активность $F(a_j) = 2^{m+k} - 1$ для j -го бита $A(n)$ соответствует единичному j -му столбцу матрицы V . Переключательная активность $F(A)$ последовательности $A(n)$ принимает минимальное значение $F(A) = 0$ в случае нулевой порождающей матрицы V . Максимальное значение активности $F(A) = m \cdot (2^{m+k} - 1)$ обеспечивает матрица V , все элементы которой принимают единичное значение (см. V_1 в табл. 1). Для $k = 0$ приведенные выше соотношения для переключательной активности (5) соответствуют случаю, рассмотренному в работе [6].

При произвольном m синтез генератора последовательности $A(n)$ (1) с заданной средней переключательной активностью $F_{av}(A)$ заключается в нахождении порождающей прямоугольной $(m+k) \times m$ матрицы V . Для этого формируется двоичная $(m+k) \times m$ матрица в соответствии с величиной $F(A) = F_{av}(A) \cdot (2^{m+k} - 1)$. При формировании указанной матрицы учитываются два весьма важных ограничения. Во-первых, полученная матрица V должна иметь максимально возможный ранг для обеспечения максимального количества тестовых наборов последовательности $A(n)$ (1), а во-вторых, для обеспечения максимального периода для $A(n)$ должно выполняться условие $v_{m+k-2} \neq v_{m+k-1}$, что следует из утверждения 4.

В работе [6] было показано, что первоначально заданная величина переключательной активности $F(A)$ записывается в виде разложения

$$F(A) = w(v_0) \cdot 2^{m+k-1} + w(v_1) \cdot 2^{m+k-2} + w(v_2) \cdot 2^{m+k-3} + \dots + w(v_{m+k-1}) \cdot 2^0. \quad (6)$$

Данное разложение представляет величину $F(A)$ в $(m+k)$ -ичной смешанной системе счисления, в которой веса разрядов имеют значения в виде степеней двойки от 2^0 до 2^{m+k-1} , а значения цифр $w(v_i)$ лежат в диапазоне от 0 до $m+k-1$. Отметим, что $w(v_i)$ является весом Хэмминга двоичного вектора v_i искомой порождающей матрицы V максимального ранга.

В качестве примера рассмотрим последовательность $A(n)$ (1) для матрицы размерностью $(m+k) \times m = (3+1) \times 3$ и переключательной активности $F(A) = 33$. Величина $F(A) = 33$ принадлежит диапазону от 0 до $3 \cdot (2^{3+1} - 1) = 45$, определенному ранее для величины $F(A)$. В табл. 3 приведены разложения (6) величины 33 для случая $m = 3, k = 1$.

Отметим, что каждому разложению (6) можно поставить в соответствие множество матриц V , веса строк которых соответствуют значениям цифр $w(v_i)$ указанного разложения.

Например, для разложения $33 = 3 \cdot 8 + 2 \cdot 4 + 0 \cdot 2 + 1 \cdot 1$ вес $w(v_0)$ первой строки матрицы равен трем, вес $w(v_1)$ второй строки – двум, вес $w(v_2)$ третьей строки – нулю, а вес $w(v_3)$ четвертой строки равняется единице.

Таблица 3
Примеры разложения (6) для числа 33

Table 3
Examples of decomposition (6) for the number 33

$w(v_0)$	$w(v_1)$	$w(v_2)$	$w(v_3)$	$F(A) = w(v_0) \cdot 2^3 + w(v_1) \cdot 2^2 + w(v_2) \cdot 2^1 + w(v_3) \cdot 2^0$	$F(A) = 33$
3	2	0	1	$33 = 3 \cdot 8 + 2 \cdot 4 + 0 \cdot 2 + 1 \cdot 1$	{8,8,8,4,4,1}
3	1	1	3	$33 = 3 \cdot 8 + 1 \cdot 4 + 1 \cdot 2 + 3 \cdot 1$	{8,8,8,4,2,1,1,1}
2	3	1	3	$33 = 2 \cdot 8 + 3 \cdot 4 + 1 \cdot 2 + 3 \cdot 1$	{8,8,4,4,4,2,1,1,1}
2	3	3	1	$33 = 2 \cdot 8 + 2 \cdot 4 + 2 \cdot 2 + 3 \cdot 1$	{8,8,4,4,4,2,2,1}

Численные значения весов разложения (6) определяют количество единичных значений порождающей матрицы V , которая обеспечивает заданное значение переключательной активности $F(A)$. Основываясь на приведенном примере $F(A) = 33$, для разложения вида $33 = 3 \cdot 8 + 2 \cdot 4 + 0 \cdot 2 + 1 \cdot 1$ можно привести матрицы, обеспечивающие переключательную активность, равную 33. Например, все из приведенных в табл. 4 матриц позволяют формировать согласно (1) последовательности $A(n)$ с переключательной активностью $F(A) = 33$.

Таблица 4
Адресные последовательности $A(n)$ с переключательной активностью $F(A) = 33$

Table 4
Address sequences $A(n)$ with switching activity $F(A) = 33$

V	V_1	V_2	V_3	V_4
$v_0 = \beta_2(0)\beta_1(0)\beta_0(0)$	1 1 1	1 1 1	1 1 1	1 1 1
$v_1 = \beta_2(1)\beta_1(1)\beta_0(1)$	1 1 0	1 0 1	0 1 1	1 0 1
$v_2 = \beta_2(2)\beta_1(2)\beta_0(2)$	0 0 0	0 0 0	0 0 0	0 0 0
$v_3 = \beta_2(3)\beta_1(3)\beta_0(3)$	0 1 0	0 0 1	1 0 0	0 1 0
$A(0)$	000	000	000	000
$A(1) = A(0) \oplus v_0$	111	111	111	111
$A(2) = A(1) \oplus v_1$	001	101	100	101
$A(3) = A(2) \oplus v_0$	110	010	011	010
$A(4) = A(3) \oplus v_2$	110	010	011	010
$A(5) = A(4) \oplus v_0$	001	101	100	101
$A(6) = A(5) \oplus v_1$	111	000	111	000
$A(7) = A(6) \oplus v_0$	000	111	000	111
$A(8) = A(7) \oplus v_3$	010	110	100	101
$A(9) = A(8) \oplus v_0$	101	001	011	010
$A(10) = A(9) \oplus v_1$	011	100	000	111
$A(11) = A(10) \oplus v_0$	100	011	111	000
$A(12) = A(11) \oplus v_2$	100	011	111	000
$A(13) = A(12) \oplus v_0$	011	100	000	111
$A(14) = A(13) \oplus v_1$	101	001	011	010
$A(15) = A(14) \oplus v_0$	010	110	100	101

В силу того что ранг матриц V_1 и V_2 максимален и равняется трем, обе последовательности, генерируемые на базе этих матриц, включают всевозможные двоичные комбинации из $m = 3$ бит (табл. 4). В то же время матрицы V_3 и V_4 обеспечивают формирование последовательностей, состоящих из четырех трехразрядных кодов, так как ранг этих матриц равен двум. Выполнение неравенства $v_2 \neq v_3$ для всех четырех матриц обеспечивает максимальное значение периода повторения формируемых значений, что полностью соответствует утверждению 4.

Конкретный вид разложения (6) определяет разнообразие возможных матриц с заданными весами их строк. Например, для $F(A) = 24$ и при тех же параметрах 4×3 порождающей матрицы V возможны следующие разложения (6) числа 24: $\{8,8,8\}$ ($8 + 8 + 8 = 24$) и $\{8,8,4,2,1,1\}$ ($8 + 8 + 4 + 2 + 1 + 1$). При этом для разложения $\{8,8,8\}$ можно построить только одну матрицу, а для разложения $\{8,8,4,2,1,1\}$ – семейство таких матриц:

$$V_1 = \begin{vmatrix} 1 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 \end{vmatrix}, V_2 = \begin{vmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 1 \end{vmatrix}, V_3 = \begin{vmatrix} 1 & 0 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \end{vmatrix}, V_4 = \begin{vmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \end{vmatrix}. \quad (7)$$

Все матрицы (7) обеспечивают формирование последовательностей $A(n)$ (1) с требуемой переключающей активностью $F(A) = 24$. Однако для матрицы V_1 данная последовательность будет состоять только из двух двоичных трехбитовых наборов, а сама последовательность будет иметь период, равный двум.

Матрицы V_2 , V_3 и V_4 , представленные в (7), обеспечивают генерирование последовательностей максимального периода, состоящих из всех трехбитовых наборов, так как они удовлетворяют условиям утверждения 4. Примеры матриц (7) свидетельствуют о необходимости нахождения оптимальных разложений целых чисел (6) с точки зрения максимального количества возможных порождающих матриц, обеспечивающих требуемую переключающую активность. Среди многообразия порождающих матриц возможен выбор такой из них, которая обеспечивает все требования к последовательности $A(n)$. Рассмотренный пример разложения $\{8,8,8\}$ числа 24 показывает его ограниченность по сравнению с разложением $\{8,8,4,2,1,1\}$ этого же числа в контексте количества возможных порождающих матриц V .

Максимально возможное количество Q двоичных порождающих матриц V размерности $(m+k) \times m$ в зависимости от значений цифр $w(v_0)$, $w(v_1)$, $w(v_2)$, ..., $w(v_{m+k-1})$ разложения (6) оценивается соотношением

$$Q = \prod_{i=0}^{m+k-1} \binom{m}{w(v_i)}. \quad (8)$$

Для разложения $\{8,8,8\}$ числа 24 при $m = 3$ цифры принимают значения $w(v_0) = 3$, $w(v_1) = 0$, $w(v_2) = 0$ и $w(v_3) = 0$ соответственно, количество Q порождающих матриц V равняется единице. Для разложения $\{8,8,4,2,1,1\}$ эта величина Q (8) принимает значение $3 \cdot 3 \cdot 3 \cdot 3 = 81$, так как цифры разложения (6) принимают значения $w(v_0) = 2$, $w(v_1) = 1$, $w(v_2) = 1$ и $w(v_3) = 2$.

Приведенные в табл. 4 примеры показывают необходимость решения задачи разложения целого числа на слагаемые для построения порождающей матрицы V .

Простейшим способом генерирования всех разложений целого числа на слагаемые независимо от их порядка является разложение в обратном лексикографическом порядке, начиная с разлагаемого целого числа n , когда само число представляется одним слагаемым n , и заканчивая представлением $\{1,1,1,\dots,1\}$ этого числа в виде n слагаемых, равных единице [23]. Более эффективные алгоритмы получения разложений целого числа на слагаемые представлены в работах [24, 25].

Для целого значения $F(A) = 33$ и матрицы размерностью $(m+k) \times m = 4 \times 3$ с учетом ограничений на слагаемые, которыми в данном случае могут быть только 8, 4, 2 и 1, и их количества (не более трех одинаковых слагаемых) все возможные разложения имеют следующий вид: $\{8,8,8,4,4,1\}$, $\{8,8,8,4,2,2,1\}$, $\{8,8,8,4,2,1,1,1\}$, $\{8,8,8,2,2,2,1,1,1\}$, $\{8,8,4,4,4,2,2,1\}$, $\{8,8,4,4,4,2,1,1,1\}$.

Специфика разложения значения переключающей активности накладывает ограничение как на значения слагаемых, которые равняются 2^{m+k-1} , 2^{m+k-2} , 2^{m+k-3} , ..., 2^0 , так и на их количество, не превышающее величину m .

Рассмотрим алгоритм разложения целого числа, определяющего переключающую активность $F(A)$ последовательности $A(n) = a_{m-1}a_{m-2}a_{m-3} \dots a_0$ (1) для заданного значения m . Слагае-

мыми разложения могут быть только целые числа вида 2^i , где $i \in \{0, 1, 2, \dots, m+k-1\}$, а их сумма должна принадлежать диапазону от 0 до $m \cdot (2^{m+k} - 1)$.

Алгоритм разложения целого числа на слагаемые:

1. Первоначально определяется сумма всех слагаемых 2^i , которая равняется максимальному $m+k$ -разрядному двоичному числу $2^{m+k}-1$.

2. Выполняется операция деления $F(A)$ на $2^{m+k}-1$. Полученное частное d определяет количество вхождений каждого из слагаемых 2^i в разложение целого $F(A)$. При равенстве нулю остатка q от операции деления частное d является числом использования каждого из слагаемых 2^i , $i \in \{0, 1, 2, \dots, m+k-1\}$, в разложении $F(A)$, и на этом шаге алгоритм разложения завершается. В противном случае выполняется следующий шаг.

3. Остаток $0 < q < 2^{m+k}-1$ от операции деления представляется в двоичном коде $q = b_{m+k-1} \cdot 2^{m+k-1} + b_{m+k-2} \cdot 2^{m+k-2} + b_{m+k-3} \cdot 2^{m+k-3} + \dots + b_0 \cdot 2^0$, $b_i \in \{0, 1\}$.

4. Строится разложение целого числа $F(A)$ на слагаемые 2^i , где $i \in \{0, 1, 2, \dots, m+k-1\}$, каждое из которых входит в разбиение $0 < d + b_i \leq m$ раз, где величина $d + b_i$ определяет значение цифры $w(v_{m+k-1-i})$ разложения (6).

Применив данный алгоритм для случая, когда $m = 3$ и $F(A) = 33$, получим, что частное d от деления 33 на $2^{m+k}-1 = 15$ равняется двум, а остаток $q = 3$. В двоичном коде q представляется как $3 = 0 \cdot 2^3 + 0 \cdot 2^2 + 1 \cdot 2^1 + 1 \cdot 2^0$. Соответственно, разложение числа 33 имеет вид $\{8, 8, 4, 4, 2, 2, 2, 1, 1, 1\}$. Компоненты разложения (6) принимают значения $w(v_0) = w(v_1) = 2$ и $w(v_2) = w(v_3) = 3$, которые и определяют веса строк матрицы V :

$$V = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \\ 1 & 1 & 1 \end{pmatrix}. \quad (9)$$

Приведенный пример показывает, что получение одного разложения целого числа на слагаемые не представляется сложной задачей. В свою очередь, генерирование порождающей матрицы V может потребовать наличия большего числа разложений целого числа, полученных путем модификации исходного. В общем случае важным фактом является существование порождающей матрицы V максимального ранга, веса строк которой соответствуют цифрам разложения (6) [6]. При невозможности нахождения матрицы максимального ранга для исходного разложения необходимо получить другие разложения, например, путем модификации исходного.

По аналогии с диаграммами Юнга [23] для формализации процедуры модификации разбиения числа на слагаемые определим диаграмму разложения (6), которая учитывает все сформулированные ранее ограничения.

Определение. Диаграмма разложения (6) целого числа, принадлежащего диапазону от 0 до $2^{m+k}-1$, представляет собой прямоугольную матрицу, состоящую из $(m+k) \times m$ клеток, причем каждая заполненная клетка i -й строки, $i \in \{0, 1, 2, \dots, m+k-1\}$, соответствует целому числу $2^{m+k-1-i}$. Заполненные строки выравниваются по левой границе, а их заполнение соответствует разбиению целого числа.

На рис. 1 изображены диаграммы разложения для целого числа 24.

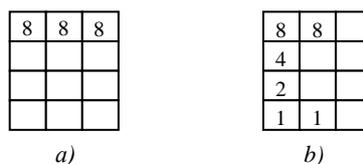


Рис. 1. Диаграммы для $w(v_0) = 3$ и $w(v_1) = w(v_2) = w(v_3) = 0$ (a); $w(v_0) = 2$, $w(v_1) = 1$, $w(v_2) = 1$ и $w(v_3) = 2$ (b)

Fig. 1. Diagrams for $w(v_0) = 3$ and $w(v_1) = w(v_2) = w(v_3) = 0$ (a); $w(v_0) = 2$, $w(v_1) = 1$, $w(v_2) = 1$ and $w(v_3) = 2$ (b)

Приведенные диаграммы свидетельствуют о том, что сумма значений заполненных клеток в обоих случаях равняется числу 24, а их заполнение соответствует его разложениям $\{8,8,8\}$ и $\{8,8,4,2,1,1\}$ на слагаемые 8, 4, 2 и 1. Анализ рис. 1 показывает, что диаграмма $b)$ может быть получена из диаграммы $a)$ путем последовательной пошаговой ее модификации (рис. 2).

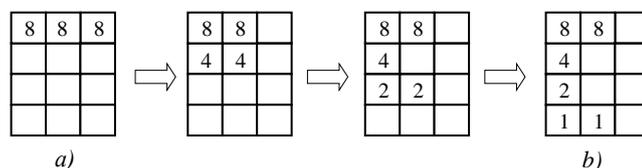


Рис. 2. Пошаговая модификация исходной диаграммы $a)$ для получения ее модификации $b)$

Fig. 2. Step-by-step modification of the original diagram $a)$ to get a modification $b)$

Основная операция, используемая для модификации, заключается в замене заполненной клетки с целым числом 2^i на две клетки с заполнением двумя числами 2^{i-1} . Этот пример позволяет определить операцию модификации разложения (6), соответствующего определению.

Операция модификации. Для i -й, $i = 0, m+k-2$, строки диаграммы разложения (6), содержащей заполненные клетки, удаление одной клетки сопряжено с заполнением 2^j свободных клеток в $(i+j)$ -й строке для строки $(i+j) = \overline{1, m+k-1}$ диаграммы, где $j \leq \lfloor \log_2(m+k-1) \rfloor$.

Данная операция симметрична относительно операций удаления и заполнения. Это значит, что удаление 2^j заполненных клеток в i -й, $i = \overline{1, m+k-1}$, строке диаграммы, содержащей не менее чем 2^j заполненных клеток, сопряжено с заполнением одной клетки в $(i-j)$ -й строке $(i-j = \overline{0, m+k-2})$, где $j \leq \lfloor \log_2(m+k-1) \rfloor$.

Рассмотренная операция модификации позволит получить множество различных разложений (6), каждому из которых соответствует свое подмножество порождающих матриц V . Следует отметить, что указанные подмножества являются непересекающимися множествами матриц V , максимальная мощность которых зависит от разложения (6) и оценивается величиной Q (8).

Синтез адресных последовательностей с заданными свойствами и повторяемостью адресов. Как отмечалось в ряде литературных источников [3, 6, 4, 11], широкое использование на практике находят адресные тестовые последовательности различных видов. К наиболее часто применяемым относятся пересчетные адресные последовательности [3, 4, 15], квазислучайные последовательности (например, последовательности Соболя) [17, 18], последовательности с минимальной переключающей активностью (последовательности кода Грея) [4, 15, 19], последовательности с максимальной переключающей активностью [4, 15] и множество других их разновидностей и модификаций [3, 4, 15, 18, 19]. Свойства разнообразных видов адресных тестовых последовательностей достаточно хорошо изучены в классической их интерпретации [15], когда каждый из адресов (m -битовых двоичных наборов) принимает одно из 2^m значений. Необходимость повторного формирования одинаковых значений адресов доказана в ряде работ [1, 3, 4]. Наиболее полно эффективность многократного повторения как адресных последовательностей, так и составляющих их адресов для случая тестирования запоминающих устройств обоснована в работе [22]. Показано, что использование последовательностей с двукратным применением адресов позволяет существенно повысить эффективность тестирования.

Количество повторяющихся адресов (отличных друг от друга m -разрядных двоичных кодов) в последовательности $A(n)$ (1) однозначно зависит от ранга r матрицы V (2), т. е. от количества линейно независимых двоичных векторов v_i , и равняется 2^r [20]. Соответственно, каждый из 2^r m -разрядных двоичных кодов будет повторяться в $A(n)$ 2^{m-r} раз, что определяется математической моделью (1) для квадратной $m \times m$ порождающей матрицы V [18, 20]. Свойства формируемых последовательностей $A(n)$ характеризуются набором из 2^r адресов и последовательностью их чередования, однозначно определяемыми матрицей V (см. табл. 1).

Представленная новая математическая модель (1), использующая прямоугольную $(m + k) \times m$ порождающую матрицу V ранга r , позволяет формировать последовательности с 2^{m+k-r} -кратным повторением адресов (см. утверждение 1). В случае максимального $r = m$ ранга матрицы V обеспечивается 2^k -кратное повторение адресов. При $k = 0$ получим хорошо изученный ранее случай однократного повторения адресов [3, 4, 6, 15].

Среди многообразия сочетаний адресных последовательностей независимо от их вида [4] наиболее востребованными являются прямая адресная последовательность и обратная по отношению к ней, в которой адреса формируются в обратной последовательности по сравнению с прямой последовательностью. Часто их называют возрастающей и убывающей либо прямой и инверсной последовательностями и обозначают символами (\Uparrow) и (\Downarrow) . В случае новой математической модели, описываемой соотношением (1) и использующей произвольную матрицу V размерностью $(m + k) \times m$, также справедливо следующее утверждение.

Утверждение 5. Последовательность адресов $\Downarrow A(n)$, $n \in \{0, 1, 2, \dots, 2^{m+k} - 1\}$, обратная по отношению к прямой последовательности $\Uparrow A(n)$, формируется с использованием соотношения (1) и той же порождающей матрицы V , что и для генерирования последовательности $\Uparrow A(n)$ с начальным адресом $\Downarrow A(0)$, равным адресу $\Uparrow A(2^m - 1)$.

Весьма интересным и практически востребованным является случай двукратного повторения всех m -разрядных адресов [22]. Для формирования подобных адресов необходимо применение матрицы V размерностью $(m + 1) \times m$, имеющей максимальный ранг $r = m$. Конкретные значения направляющих векторов матрицы будут определять один из видов таких последовательностей и конкретную его реализацию. По аналогии с ранее использованным в работе [22] обозначением будем представлять такие последовательности как $2A(n)$, где $n \in \{0, 1, 2, \dots, 2^{m+1} - 1\}$. Эти последовательности построены из двух последовательностей $A(n)$ для $n \in \{0, 1, 2, \dots, 2^m - 1\}$, причем элементами обеих последовательностей являются m -разрядные двоичные коды, т. е. элементы последовательностей $2A(n)$ и $A(n)$ принадлежат одному и тому же множеству значений $\{0, 1, 2, \dots, 2^m - 1\}$. Примеры подобных последовательностей, описываемые матрицами V_1, V_2 и V_3 размерностью $(m + 1) \times m = (3 + 1) \times 3$, приведены в табл. 2. Во всех трех случаях реализован один и тот же вид адресных последовательностей, а именно последовательности кода Грея, однако все они имеют различную структуру чередования адресов.

В общем случае для формирования последовательностей $2A(n)$ порождающая матрица V , состоящая из $m + 1$ строки и m столбцов, должна иметь максимальный ранг $r = m$. Это означает, что в матрице будет m из $m + 1$ линейно независимых направляющих чисел v_i , $i \in \{0, 1, 2, \dots, m\}$, и одно число v_j , $j \in \{0, 1, 2, \dots, m\}$, из направляющих чисел v_i будет линейной комбинацией из нескольких остальных. В этом числе оно может принимать нулевые $v_j = 0 \ 0 \ 0 \ \dots \ 0 \ 0$ либо единичные $v_j = 1 \ 1 \ 1 \ \dots \ 1 \ 1$ значения всех компонент (см. табл. 2).

Анализ рассмотренных примеров показывает возможность генерирования согласно уравнению (1) в рамках новой модели последовательностей $2A(n)$ с заданной структурой повторения адресов.

Одной из часто используемых разновидностей структур повторения тестовых наборов являются симметричные структуры данных, впервые предложенные М. Николаидисом в рамках неразрушающего симметричного тестирования [26, 27]. Различают четыре разновидности симметрии тестовых данных, а именно *Type 1*, *Type 2*, *Type 3* и *Type 4* (рис. 3).

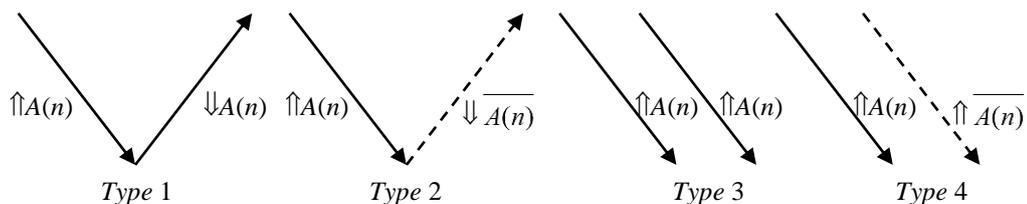


Рис. 3. Виды симметрии тестовых данных
Fig. 3. Types of test data symmetry

Тип 1 характеризуется последовательным формированием тестовых данных в прямом $\uparrow A(n)$ и обратном $\downarrow A(n)$ порядке. Результирующая последовательность $2A(n)$ будет содержать последовательность адресов $A(n)$, формируемых в прямом порядке с последующим формированием этих же адресов в обратной последовательности. Для последовательности $A(n)$ кода Грея пример $2A(n)$ с дублированием адресов по типу Тип 1 описывается матрицей V_1 для частного случая, представленного в табл. 2. Для общего случая справедливо следующее утверждение.

Утверждение 6. Последовательность $2A(n)$ с двукратным повторением адресов, имеющая симметрию Тип 1, формируется согласно соотношению (1) при использовании прямоугольной $(m + 1) \times m$ матрицы V максимального ранга m и нулевыми значениями всех компонент направляющего числа v_m .

Отметим, что m направляющих чисел v_0, v_1, \dots, v_{m-1} матрицы V , указанной в утверждении 6, образуют порождающую матрицу произвольной исходной последовательности $A(n)$. В табл. 5 приведен пример последовательности Соболя с двукратным повторением адресов $2A(n)$, которая описывается матрицей V_1 .

Таблица 5
Последовательности $2A(n)$ с двукратным повторением адресов

Table 5
Sequences $2A(n)$ with duplicate addresses

V	V_1	V_2	V_3	V_4	V_5	V_6	V_7
$v_0 = \beta_2(0)\beta_1(0)\beta_0(0)$	1 0 0	1 1 1	0 0 1	0 0 1	1 1 1	0 0 0	0 0 0
$v_1 = \beta_2(1)\beta_1(1)\beta_0(1)$	1 1 0	1 1 0	0 1 1	0 1 0	0 1 0	1 0 0	1 0 0
$v_2 = \beta_2(2)\beta_1(2)\beta_0(2)$	1 1 1	0 1 1	1 1 1	1 0 0	1 0 0	1 1 0	1 1 0
$v_3 = \beta_2(3)\beta_1(3)\beta_0(3)$	0 0 0	1 1 1	1 1 1	0 1 1	0 0 1	1 0 1	1 0 1
$A(0)$	000	000	000	000	000	000	101
$A(1) = A(0) \oplus v_0$	100	111	001	001	111	000	101
$A(2) = A(1) \oplus v_1$	010	001	010	011	101	100	001
$A(3) = A(2) \oplus v_0$	110	110	011	010	010	100	001
$A(4) = A(3) \oplus v_2$	001	101	100	110	110	010	111
$A(5) = A(4) \oplus v_0$	101	010	101	111	001	010	111
$A(6) = A(5) \oplus v_1$	011	100	110	101	011	110	011
$A(7) = A(6) \oplus v_0$	111	011	111	100	100	110	011
$A(8) = A(7) \oplus v_3$	111	100	000	111	101	011	110
$A(9) = A(8) \oplus v_0$	011	011	001	110	010	011	110
$A(10) = A(9) \oplus v_1$	101	101	010	100	000	111	010
$A(11) = A(10) \oplus v_0$	001	010	011	101	111	111	010
$A(12) = A(11) \oplus v_2$	110	001	100	001	011	001	100
$A(13) = A(12) \oplus v_0$	010	110	101	000	100	001	100
$A(14) = A(13) \oplus v_1$	100	000	110	010	110	101	000
$A(15) = A(14) \oplus v_0$	000	111	111	011	001	101	000

Для формирования последовательностей $2A(n)$ с другими видами симметрии необходимо выполнение условий соответствующих утверждений, приведенных ниже.

Утверждение 7. Последовательность $2A(n)$ с двукратным повторением адресов, имеющая симметрию Тип 2, формируется согласно соотношению (1) при использовании прямоугольной $(m + 1) \times m$ матрицы V максимального ранга m и единичными значениями всех компонент направляющего числа v_m .

Симметрия данных Тип 2 обеспечивается формированием двоичных данных $A(n)$ в прямом порядке \uparrow с последующим формированием их инверсных значений $\bar{A}(n)$ в обратном порядке \downarrow . Пример последовательности $2A(n)$ с симметрией Тип 2 для случая последовательностей с максимальной переключающей активностью, описываемой порождающей матрицей V_2 , представлен в табл. 5.

Утверждение 8. *Последовательность $2A(n)$ с двукратным повторением адресов, имеющая симметрию Туре 3, формируется согласно соотношению (1) при использовании прямоугольной $(m + 1) \times m$ матрицы V максимального ранга m , для которой $v_m = v_{m-1}$.*

В данном случае симметрии обеспечивается повторение той же исходной последовательности $A(n)$ для получения результирующей последовательности $2A(n)$, как это показано для счетчиковой последовательности (матрица V_3), приведенной в табл. 5. В утверждении 8 равенство $v_m = v_{m-1}$ эквивалентно равенству поразрядной суммы $v_m \oplus v_{m-1}$ двух m -разрядных направляющих чисел v_m и v_{m-1} нулевому m -разрядному коду. Это утверждение является следствием утверждения 2.

Утверждение 9. *Последовательность $2A(n)$ с двукратным повторением адресов, имеющая симметрию Туре 4, формируется согласно соотношению (1) при использовании прямоугольной $(m + 1) \times m$ матрицы V максимального ранга m , для которой сумма $v_m \oplus v_{m-1}$ направляющих чисел v_m и v_{m-1} равняется m -разрядному единичному коду.*

Пример последовательности $2A(n)$, имеющей симметрию Туре 4 для случая кода Грея, приведен в табл. 5 и описывается матрицей V_4 .

Два последующих примера, описываемых матрицами V_5 и V_6 последовательностей с двукратным повторением адресов $2A(n)$, также иллюстрируют классические тесты, широко применяемые на практике [2, 4]. В первом случае (матрица V_5) приведена реализация последовательности комплементарных адресов (*Address Complement*), характеризующаяся последовательным формированием текущего адреса, за которым следует его инверсное значение [4]. Подобный вид тестовых последовательностей обеспечивается порождающей $(m + 1) \times m$ матрицей V максимального ранга с направляющим числом v_0 , все компоненты которого принимают единичные значения (см. табл. 5). Если при тех же ограничениях на порождающую матрицу V используется направляющее число v_0 , состоящее из всех нулевых компонент (см. табл. 5, случай V_6), то формируется так называемая двухтестовая последовательность (*Two-patterns*), в которой каждый адрес генерируется попарно во времени [2]. Подобные последовательности востребованы для тестирования комбинационных КМОП-схем [1, 2]. Последний пример, приведенный в табл. 5 и описываемый матрицей V_7 , согласно утверждению 5 иллюстрирует возможность генерирования последовательности адресов $2A(n)$ в обратном порядке. В данном случае с помощью начального значения $2A(0) = 101$ генерируется убывающая последовательность $\Downarrow 2A(n)$ по отношению к последовательности $\Uparrow 2A(n)$, описываемой матрицей V_6 .

Заключение. Представленные авторами результаты являются продолжением их исследований в области генерирования квазислучайных последовательностей Соболя, применяемых для формирования тестовых последовательностей. В качестве новой математической модели используется модификация указанного метода, основанная на применении для генерирования адресных последовательностей прямоугольных $(m + k) \times m$ порождающих матриц V произвольного ранга r . Предложенная модель расширяет возможности генерирования тестовых адресных последовательностей с требуемыми значениями переключательной активности как тестовых наборов, так и их отдельных разрядов. Применение порождающих матриц не максимального ранга дает возможность формализовать метод генерирования адресных последовательностей с четным повторением адресов. Для ранга r матрицы V , равного $m-1$, предложенный метод позволяет генерировать последовательности с двойным повторением адресов и с различными видами симметрии. Интересным представляется дальнейшее исследование предложенного подхода для генерирования тестовых последовательностей с локально исчерпывающим генерированием наборов для их фиксированных разрядов. Направления исследований в части генерирования адресных последовательностей с повторяющимися адресами и способы получения формальных методик оценки их свойств, влияющих на обнаруживающую способность неисправностей запоминающих устройств, остаются малоизученными.

Вклад авторов. В. Н. Ярмолик предложил идею модификации метода генерирования адресных последовательностей, Н. А. Шевченко исследовал применение данной модели для генерирования симметричных тестовых последовательностей с двойным повторением адресов, В. А. Леванцевич и Д. В. Деменковец приняли участие в обобщении и анализе полученных результатов.

Список использованных источников

1. Marwedel, P. Embedded System Design. Embedded Systems Foundations of Cyber-Physical Systems, and the Internet of Things / P. Marwedel. – 4th ed. – Dortmund, Germany : Springer Nature, 2021. – 433 p.
2. Challenges in embedded memory design and test / E. J. Marinissen [et al.] // Proc. of Design, Automation and Test in Europe Conf. and Exhibition. DATE'05, Munich, Germany, 7–11 Mar. 2005. – Munich, 2005. – P. 722–727.
3. Ярмолик, В. Н. Контроль и диагностика вычислительных систем / В. Н. Ярмолик. – Минск : Бест-принт, 2019. – 387 с.
4. Goor, A. J. Optimizing memory BIST Address Generator implementations / A. J. Goor, H. Kukner, S. Hamdioui // Proc. of the 2011 6th Intern. Conf. on Design & Technology of Integrated Systems in Nanoscale Era (DTIS), Athens, Greece, 6–8 Apr. 2011. – Athens, 2011. – P. 572–576.
5. Pomeranz, I. An adjacent switching activity metric under functional broadside tests / I. Pomeranz // IEEE Transaction on Computers. – 2013. – Vol. 62, no. 4. – P. 404–410.
6. Ярмолик, В. Н. Формирование адресных последовательностей с заданной переключательной активностью / В. Н. Ярмолик, Н. А. Шевченко // Информатика. – 2020. – № 1(17). – С. 47–62.
7. A test vector ordering technique for switching activity reduction during test operation / P. Girard [et al.] // Proc. Ninth Great Lakes Symp. on VLSI, Ypsilanti, MI, USA, 4–6 Mar. 1999. – Ypsilanti, 1999. – P. 24–27.
8. Wang, S. An automatic test pattern generator for minimizing switching activity during scan testing activity / S. Wang, S. K. Gupta // IEEE Transaction Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems. – 2002. – Vol. 21, no. 8. – P. 954–968.
9. Design and analysis of low-transition address generator / S. Saravanan [et al.] // Proc. of 6th EAI Intern. Conf. ICAST 2018, Bahir Dar, Ethiopia, 5–7 Oct. 2018. – Bahir Dar, 2018. – P. 239–247.
10. Novel architecture design of address generators for BIST algorithms / P. A. Pavani [et al.] // Intern. J. of Science & Engineering Research. – 2016. – Vol. 7, no. 2. – P. 1484–1488.
11. Yarmolik, V. N. Address sequences / V. N. Yarmolik, S. V. Yarmolik // Automatic Control and Computer Sciences. – 2014. – Vol. 48, no. 4. – P. 207–213.
12. Singh, B. Address counter/generators for low power memory BIST / B. Singh, S. Narang, A. Khosla // Intern. J. of Computer Science (IJCSI). – 2011. – Vol. 8, iss. 4, no. 1. – P. 561–567.
13. Mrozek, I. Iterative antirandom testing / I. Mrozek, V. N. Yarmolik // J. of Electronic Testing: Theory and Applications. – 2012. – Vol. 9, no. 3. – P. 251–266.
14. Yarmolik, V. N. Generating modified Sobol sequences for multiple run march memory test / V. N. Yarmolik, S. V. Yarmolik // Automatic Control and Computer Sciences. – 2013. – Vol. 47, no. 5. – P. 242–247.
15. Robinson, J. Counting sequence / J. Robinson, M. Cohn // IEEE Transaction on Computers. – 1981. – Vol. C-30, no. 1. – P. 17–23.
16. Hayes, J. P. Generation of optimal transition count tests / J. P. Hayes // IEEE Transaction on Computers. – 1978. – Vol. C-27, no. 1. – P. 36–41.
17. Ярмолик, С. В. Квазислучайное тестирование вычислительных систем / С. В. Ярмолик, В. Н. Ярмолик // Информатика. – 2013. – № 3(39). – С. 92–103.
18. Антонов, И. А. Экономичный способ вычисления ЛПТ последовательностей / И. А. Антонов, В. М. Салеев // Журнал вычислительной математики и математической физики. – 1979. – Т. 19, № 1. – С. 243–245.
19. Savage, C. A survey of combinatorial Gray code / C. Savage // SIAM Review. – 1997. – Vol. 39, no. 4. – P. 605–629.
20. Boyd, S. Introduction to Applied Linear Algebra: Vectors, Matrices, and Least Squares / S. Boyd. – Cambridge, United Kingdom : University Printing House, 2018. – 463 p.
21. Shevchenko, M. Generation of test sequences with a given switching activity / M. Shevchenko // Proc. of XIV Conf. for Young Researchers: Technical Science, Industrial Management, Borovets, Bulgaria, 10–13 Mar. 2021. – Borovets, 2021. – P. 14–17.
22. Ярмолик, В. Н. Неразрушающие тесты с четным повторением адресов для тестирования запоминающих устройств / В. Н. Ярмолик, И. Мрозек, В. А. Леванцевич, Д. В. Деменковец // Информатика. – 2021. – № 3(18). – С. 18–35.
23. Кнут, Д. Искусство программирования. Т. 4А. Комбинаторные алгоритмы. Ч. 1 / Д. Кнут. – М. : Диалектика-Вильямс, 2013. – 960 с.
24. McKay, J. K. S. Algorithm 371: Partitions in natural order [A1] / J. K. S. McKay // Communications of the ACM. – 1970. – Vol. 13, no. 1. – P. 52.

25. Stojmenović, I. Fast algorithms for generating integer partitions / I. Stojmenović, A. Zoghbi // Intern. J. of Computer Mathematics. – 1998. – Vol. 70, no. 2. – P. 319–332.
26. Nicolaidis, M. Theory of transparent BIST for RAMs / M. Nicolaidis // IEEE Transactions on Computers. – 1996. – Vol. 45, no. 10. – P. 1141–1156.
27. Hellebrand, S. Symmetric Transparent BIST for RAMs / S. Hellebrand, H.-J. Wunderlich, V. N. Yarmolik // Proc. of IEEE Design, Automation and Test in Europe Conf. (DATA'99), Munich, Germany, 9–12 Mar. 1999. – Munich, 1999. – P. 702–707.

References

1. Marwedel, P. *Embedded System Design. Embedded Systems Foundations of Cyber-Physical Systems, and the Internet of Things. 4th edition.* Dortmund, Springer Nature, 2021, 433 p.
2. Marinissen E. J., Prince B., Keitel-Schulz D., Zorian Y. Challenges in embedded memory design and test. *Proceedings of Design, Automation and Test in Europe Conference and Exhibition. DATE'05, Munich, Germany, 7–11 March 2005.* Munich, 2005, pp. 722–727.
3. Yarmolik V. N. Control' i diagnostika vuchislitel'nuch system. *Computer Systems Testing and Diagnoses.* Minsk, Bestprint, 2019, 387 p. (In Russ.).
4. Goor A. J., Kukner H., Hamdioui S. Optimizing memory BIST Address Generator implementations. *Proceedings of the 2011 6th International Conference on Design & Technology of Integrated Systems in Nanoscale Era (DTIS), Athens, Greece, 6–8 April 2011.* Athens, 2011, pp. 572–576.
5. Pomeranz I. An adjacent switching activity metric under functional broadside tests. *IEEE Transaction on Computers*, 2013, vol. 62, no. 4, pp. 404–410.
6. Yarmolik V. N., Shevchenko N. A. *Generation of address sequences with a given switching activity.* Informatika [Informatics], 2020, no. 1(17), pp. 47–62 (In Russ.).
7. Girard P., Guiller L., Landrault C., Pravossoudovitch S. A test vector ordering technique for switching activity reduction during test operation. *Proceedings Ninth Great Lakes Symposium on VLSI, Ypsilanti, MI, USA, 4–6 March 1999.* Ypsilanti, 1999, pp. 24–27.
8. Wang S., Gupta S. K. An automatic test pattern generator for minimizing switching activity during scan testing activity. *IEEE Transaction Computer-Aided Design of Integrated Circuits and Systems*, 2002, vol. 21, no. 8, pp. 954–968.
9. Saravanan S., Hailu M., Gouse G. M., Lavanya M., Vijaysai R. Design and analysis of low-transition address generator. *Proceedings of 6th EAI International Conference ICAST 2018, Bahir Dar, Ethiopia, 5–7 October 2018.* Bahir Dar, 2018, pp. 239–247.
10. Pavani P. A., Anitha G., Bhavana J., Raj J. P. Novel architecture design of address generators for BIST algorithms. *International Journal of Science & Engineering Research*, 2016, vol. 7, no. 2, pp. 1484–1488.
11. Yarmolik V. N., Yarmolik S. V. Address sequences. *Automatic Control and Computer Sciences*, 2014, vol. 48, no. 4, pp. 207–213.
12. Singh B., Narang S., Khosla A. Address counter/generators for low power memory BIST. *International Journal of Computer Science (IJCSI)*, 2011, vol. 8, iss. 4, no. 1, pp. 561–567.
13. Mrozek I., Yarmolik V. N. Iterative antirandom testing. *Journal of Electronic Testing: Theory and Applications*, 2012, vol. 9, no. 3, pp. 251–266.
14. Yarmolik V. N., Yarmolik S. V. Generating modified Sobol sequences for multiple run march memory test. *Automatic Control and Computer Sciences*, 2013, vol. 47, no. 5, pp. 242–247.
15. Robinson J., Cohn M. Counting sequence. *IEEE Transaction on Computers*, 1981, vol. C-30, no. 1, pp. 17–23.
16. Hayes J. P. Generation of optimal transition count tests. *IEEE Transaction on Computers*, 1978, vol. C-27, no. 1, pp. 36–41.
17. Yarmolik V. N., Yarmolik S. V. *Quasi-random testing of computer systems.* Informatika [Informatics], 2013, no. 3(39), pp. 92–103 (In Russ.).
18. Antonov I. A., Saleev V. M. An economical way to compute LP τ sequences. *Journal of Mathematics and Mathematical Physics*, 1979, vol. 19, no. 1, pp. 243–245.
19. Savage C. A survey of combinatorial Gray code. *SIAM Review*, 1997, vol. 39, no 4, pp. 605–629.
20. Boyd S. *Introduction to Applied Linear Algebra: Vectors, Matrices, and Least Squares.* Cambridge, United Kingdom, University Printing House, 2018, 463 p.
21. Shevchenko M. Generation of test sequences with a given switching activity. *Proceedings of XIV Conference for Yong Researchers: Technical Science, Industrial Management, Borovets, Bulgaria, 10–13 March 2021.* Borovets, 2021, pp. 14–17.

22. Yarmolik V. N., Mrozek I., Levantsevich V. A., Demenkovets D. V. *Transparent memory tests with even repeating addresses for storage devices*. Informatika [Informatics], 2021, no. 3(18), pp. 18–35 (In Russ.).
23. Knuth D. *Art of Computer Programming, Volume 4A, The: Combinatorial Algorithms, Part 1*. 1st edition. Addison-Wesley Professional, 2011, 912 p.
24. McKay J. K. S. Algorithm 371: Partitions in natural order [A1]. *Communications of the ACM*, 1970, vol. 13, no. 1, pp. 52.
25. Stojmenović I., Zoghbi A. Fast algorithms for generating integer partitions. *International Journal of Computer Mathematics*, 1998, vol. 70, no. 2, pp. 319–332.
26. Nicolaidis M. Theory of transparent BIST for RAMs. *IEEE Transactions on Computers*, 1996, vol. 45, no. 10, pp. 1141–1156.
27. Hellebrand S., Wunderlich H.-J., Yarmolik V. N. Symmetric Transparent BIST for RAMs. *Proceedings of IEEE Design, Automation and Test in Europe Conference (DATE'99), Munich, Germany, 9–12 March 1999*. Munich, 1999, pp. 702–707.

Информация об авторах

Ярмолик Вячеслав Николаевич, доктор технических наук, профессор, Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники.
E-mail: yarmolik10ru@yahoo.com

Шевченко Николай Алексеевич, студент, Дармштадтский технический университет.
E-mail: nik.sh.de@gmail.com

Леванцевич Владимир Александрович, магистр технических наук, старший преподаватель, Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники.
E-mail: lvn@bsuir.by

Демениковец Денис Викторович, магистр технических наук, старший преподаватель, Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники.
E-mail: demenkovets@bsuir.by

Information about the authors

Vyacheslav N. Yarmolik, D. Sc. (Eng.), Professor, Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics.
E-mail: yarmolik10ru@yahoo.com

Nikolai A. Shevchenko, Student, Darmstadt Technical University.
E-mail: nik.sh.de@gmail.com

Vladimer A. Levantsevich, M. Sc. (Eng.), Senior Lecture, Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics.
E-mail: lvn@bsuir.by

Denis V. Demenkovets, M. Sc. (Eng.), Senior Lecture, Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics.
E-mail: demenkovets@bsuir.by



УДК 681.32
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-25-39>

Оригинальная статья
Original Paper

Канонизация графов при декомпиляции транзисторных схем

Д. И. Черемисинов, Л. Д. Черемисинова[✉]

*Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси,
ул. Сурганова, 6, Минск, 220012, Беларусь
✉E-mail: cld@newman.bas-net.by*

Аннотация

Цели. Разрабатываются средства распознавания (экстракции) высокоуровневой структуры в транзисторной схеме, которые позволяют получить представление на уровне логических элементов, эквивалентное исходному плоскому описанию на транзисторном уровне. Получение такого представления существенно снижает время выполнения проверки топологии и служит основой для перепроектирования интегральных схем и обратного инжиниринга для обнаружения несанкционированных вложений.

Методы. Предлагаются графовые методы и программные средства распознавания топологически эквивалентных транзисторных схем, позволяющие разбить множество подсхем на классы. Задача сводится к проверке изоморфизма помеченных графов, задающих схемы на транзисторном уровне, путем их канонизации и сравнения канонических маркировок. Исходная плоская и полученная двухуровневая транзисторные схемы представляются в формате SPICE.

Результаты. Предложенные методы реализованы на языке C++ как часть программы декомпиляции транзисторных схем для случая, когда искомая библиотека логических элементов заранее неизвестна. Предложенный метод канонизации помеченных графов используется при распознавании топологически эквивалентных подсхем среди функционально эквивалентных подсхем, реализующих логические элементы; разбиении множества подсхем, не распознанных как логические элементы, на классы топологически эквивалентных; верификации результатов экстракции иерархической схемы на транзисторно-логическом уровне относительно плоской схемы на транзисторном уровне.

Заключение. Программа декомпиляции была протестирована на практических схемах транзисторного уровня. Показано, что она имеет достаточное быстродействие, чтобы обрабатывать схемы более чем со 100 тыс. транзисторов за несколько минут на ПЭВМ.

Ключевые слова: экстракция транзисторных подсхем, КМОП-схемы, верификация, распознавание логических вентилях, изоморфизм графов, формат SPICE

Для цитирования. Черемисинов, Д. И. Канонизация графов при декомпиляции транзисторных схем / Д. И. Черемисинов, Л. Д. Черемисинова // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 25–39.
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-25-39>

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 07.06.2022
Подписана в печать | Accepted 15.08.2022
Опубликована | Published 29.09.2022

Canonization of graphs during transistor circuits decompilation

Dmitry I. Cheremisinov, Ljudmila D. Cheremisinova[✉]

*The United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus,
st. Surganova, 6, Minsk, 220012, Belarus
✉E-mail: cld@newman.bas-net.by*

Abstract

Objectives. The objective of the work is to develop the means for recognition (extraction) of high-level structures in circuits on transistor level. This allows to obtain a representation on logical level, equivalent to original flat description on transistor level. Obtaining such a representation significantly reduces the time to perform VLSI topology check, but also provides the basis for reengineering of integrated circuits and reverse engineering for detecting unauthorized attachments.

Methods. Graph based methods and software tools are proposed for recognizing topologically equivalent transistor circuits, which makes it possible to divide the set of subcircuits into topologically equivalent classes. The problem is reduced to checking the isomorphism of labeled graphs defining circuits on transistor level by canonizing them and comparing canonical labeling. The original flat and resulting two-level transistor circuits are presented in SPICE format.

Results. The proposed methods are implemented in C++ as a part of a transistor circuit decompilation program for the case without predetermined cell library. The proposed method of canonization of labeled graphs is used: to recognize topologically equivalent subcircuits among functionally equivalent subcircuits that implement logical elements; to split the set of subcircuits not recognized as logical elements into classes of topologically equivalent ones; to verify the results of extraction of the hierarchical circuit at the transistor-logic level relative to the flat circuit at the transistor level.

Conclusion. The decompilation program has been tested on practical transistor-level circuits. Experiments indicate that this tool is fast enough to process the circuits with more than one hundred thousand transistors in a few minutes on a personal computer.

Keywords: transistor subcircuit extraction, CMOS circuits, VLSI layout verification, logical gates recognition, graph isomorphism, SPICE format

For citation. Cheremisinov D. I., Cheremisinova L. D. *Canonization of graphs during transistor circuits decompilation*. Informatika [Informatics], 2022, vol. 19, no. 3, pp. 25–39 (In Russ.).
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-25-39>

Conflict of interest. The authors declare of no conflict of interest.

Введение. Все более ответственным этапом проектирования современных СБИС, которые содержат до миллиарда транзисторов, становится их тестирование, позволяющее установить, соответствует ли описание проекта на уровне транзисторов спецификации на проектирование [1]. Важным инструментом, позволяющим снизить трудоемкость тестирования электрических схем, служат средства распознавания (экстракции) высокоуровневых структур в схемах на транзисторном уровне. Целью данного преобразования является замена представления схемы на транзисторном (низком) уровне функционально эквивалентным представлением на уровне логических элементов (более высокоуровневым) [2, 3]. Для построения такого описания нужно выделить в схеме наборы взаимосвязанных транзисторов в качестве отдельных компонентов, т. е. найти подсхемы, представляющие собой логические элементы. После замены подсхем из транзисторов логическими элементами описание схемы на уровне транзисторов становится двухуровневым. По нему можно построить логическую схему, функционально эквивалентную исходной транзисторной схеме, и тем самым облегчить возможность менее затратного логического моделирования всего описания СБИС или части его, оставляя трудоемкое схемотехническое моделирование только для критически важных участков СБИС.

Операция, в результате которой из плоской транзисторной схемы строится иерархическая транзисторная, инверсна задаче проектирования в смысле направления процесса преобразова-

ния от спецификации до реализации интегральной схемой. Ее цель заключается в восстановлении спецификации устройства на логическом уровне путем анализа плоского описания реализующей его транзисторной схемы. По аналогии с программированием этот процесс можно назвать *декомпиляцией плоской транзисторной схемы* [4].

Декомпиляция транзисторной схемы является мощным инструментом верификации топологии (позволяет существенно снизить время ее выполнения) [5–7], а также основой логического перепроектирования (англ. reengineering) интегральных схем [8]. Перепроектирование, в отличие от оригинального проектирования, предполагает проектирование схемы на новой элементной основе для замены схемы существующего устройства. В последнее время растет количество публикаций, посвященных применению средств декомпиляции транзисторных схем для обратного инжиниринга СБИС (англ. hardware reverse engineering) с целью обнаружения несанкционированных вложений (закладок, троянов) при проектировании и производстве СБИС [9–11].

Структурный анализ цифровых схем путем их декомпиляции широко исследовался в прошлом, обзор результатов решения этой задачи можно найти в работах [2, 3]. При декомпиляции топологии СБИС может быть известна библиотека логических элементов, использованная при компиляции топологии СБИС, т. е. набор подсхем логических элементов на уровне транзисторов. В данном случае задача декомпиляции сводится к поиску в транзисторной схеме этих подсхем и покрытию ими. В более общем (и более сложном в теоретическом плане) случае библиотека логических элементов неизвестна. Тогда задача сводится к распознаванию транзисторных подсхем, реализующих логические элементы, и формированию библиотеки логических элементов, встречающихся в схеме. В обоих случаях в результате декомпиляции плоское описание транзисторной схемы преобразуется в двухуровневое описание путем выделения уровня подсхем, представляющих логические элементы.

Одной из проблем при формировании двухуровневого описания анализируемой схемы является задача выделения и распознавания не только функционально, но и топологически эквивалентных транзисторных подсхем. Это позволяет обеспечить эквивалентность исходной и декомпилированной схем, которую можно верифицировать известными средствами LVS (Logic Versus Schematic check) проверки топологии СБИС. Для произвольных схем задача установления их топологической эквивалентности является NP-трудной, однако для транзисторных схем удается найти существенно более простое решение за счет учета особенностей графа, соответствующего структуре транзисторной схемы.

В настоящей работе рассматриваются задачи и графовые методы их решения, возникающие при необходимости:

- распознавания топологически эквивалентных подсхем среди функционально эквивалентных подсхем, реализующих логические элементы;
- разбиения множества подсхем, не распознанных как логические элементы, на классы топологически эквивалентных;
- верификации результатов экстракции иерархической схемы на транзисторно-логическом уровне относительно плоской схемы на транзисторном уровне.

Постановка задачи и метод ее решения. Исходным объектом при декомпиляции является плоское (одноуровневое) описание схемы исследуемой СБИС. Для этой схемы может иметься заданная априори библиотека логических элементов, использованная при ее проектировании. В таком случае обратный инжиниринг (с уровня плоского описания схемы транзисторов) состоит в решении двух ключевых проблем. Первая заключается в выделении правильных транзисторных подсхем, которые выглядят как логические элементы, и иерархии их соединений, вторая – в распознавании реализующих логические элементы подсхем путем сравнения их со схемами библиотечных элементов. Распознавание логических элементов осуществляется либо на функциональном уровне через сравнение реализуемых подсхемами функций, либо на структурном уровне через анализ изоморфизма графов соединений транзисторов.

Библиотека логических элементов может быть и неизвестной, тогда задача заключается прежде всего в построении библиотеки встречающихся в анализируемой схеме транзисторных подсхем, реализующих логические элементы или псевдоэлементы, для которых не распознаны

реализуемые ими логические функции. Формирование библиотеки вентилях происходит во время работы программы декомпиляции. Результатом является иерархическое SPICE-описание, в которое включены модели всех идентифицированных КМОП-вентилей. Эти модели составляют и извлеченную библиотеку вентилях, и второй уровень формируемого иерархического описания.

Очевидно, что оба встречающихся при декомпиляции случая требуют решения одних и тех же задач, вместе с тем сначала нужно выделить правильные подсхемы из транзисторов и попытаться определить реализуемые ими функции. Разница заключается только в выполнении заключительного этапа построения иерархического описания. В первом случае эталоны логических элементов заданы и есть с чем сравнивать анализируемые подсхемы транзисторов для их классификации, во втором – эталоны формируются на основе сравнения и классификации выделяемых подсхем.

Целью декомпиляции транзисторной схемы является распознавание в ней правильных подсхем, реализующих логические элементы. Если же это не получилось, то следует разбить схемы на достаточно большие подсхемы, которые выглядят как логические элементы. В схеме из МОП-транзисторов правильные подсхемы находятся среди групп транзисторов, связанных по постоянному току. Для их нахождения используется структурный подход к распознаванию подсхем логических вентилях, имеющий линейную сложность.

Структурный подход к декомпиляции транзисторных схем позволяет разбить транзисторную схему на непересекающиеся подсхемы, представляющие группы транзисторов, связанных по постоянному току. Такой группой является произвольная схема из МОП-транзисторов с тремя типами внешних соединений, согласно которой входы группы подаются только на затворы транзисторов группы, выходы – только на затворы транзисторов других групп, а также имеются связи транзисторов группы с шинами питания Vdd и земли Gnd. Например, на схеме, приведенной на рис. 1, а, показаны две подобные группы, выделенные пунктирной линией. Среди найденных групп транзисторов так выделяют правильные подсхемы, представляющие собой статические КМОП-вентили, и определяют реализуемые ими функции. Каждая из подсхем, не распознанных как КМОП-вентиль, объявляется *нераспознанным псевдоэлементом*, функциональное описание которого неизвестно.

В работе [12] рассматриваются задачи и графовые методы их решения, которые возникают при структурном поиске в транзисторной схеме групп связанных по постоянному току транзисторов и при распознавании подсхем, представляющих КМОП-вентили, и передаточных элементов – пар транзисторов *n*-МОП- и *p*-МОП-типов, соединенных параллельно выводами стока и истока. Предлагается также метод построения канонического представления функций, реализуемых распознанными вентилями, который позволяет разбить множество найденных КМОП-вентилей на подмножества функционально эквивалентных. Множество псевдоэлементов тоже разбивается на подмножества (для дальнейшего анализа), каждое из которых содержит элементы с одинаковыми числами транзисторов и их связей. В дальнейшем каждое такое подмножество необходимо разбить на группы топологически эквивалентных псевдоэлементов.

Таким образом, в результате применения структурного метода декомпиляции транзисторной схемы формируется множество связанных подсхем, встречающихся в транзисторной схеме. Затем это множество разбивается на подмножества функционально эквивалентных вентилях и псевдоэлементов с одинаковыми характеристиками. Каноническое описание представителя каждого класса эквивалентных подсхем вентилях порождает библиотечный элемент, который заменяет все подсхемы своего класса в плоском описании декомпилируемой схемы, продуцируя двухуровневое описание. Все шаги предлагаемого в работе [12] алгоритма декомпиляции схемы из транзисторов выполняются за линейное время исходя из размерности исходных данных.

Некоторые особенности топологической реализации схем на транзисторном уровне объясняются существованием подсхем, реализующих одну и ту же логическую функцию, но различающихся в топологическом плане. В простейшем случае существование топологически разных подсхем может быть обусловлено взаимозаменяемостью выводов стока и истока МОП-транзисторов. К примеру, есть четыре варианта топологически разных подсхем для КМОП-инвертора. Для более сложных вентилях причина может заключаться и в разной струк-

турной организации функционально эквивалентных схем, которая задает порядок на множестве переменных для логической функции схемы с симметричными входами. Эта задача частично решается также на этапе структурного распознавания. Если в декомпилированной схеме топологически различающиеся варианты подсхемы одного и того же логического элемента заменить одной из таких подсхем, то декомпилированная и исходная схемы будут функционально эквивалентными, но топологически не эквивалентными. Топологический аспект эквивалентности описаний требует разбивать классы функционально эквивалентных КМОП-вентилей на подклассы топологически эквивалентных.

Задачу установления топологической эквивалентности транзисторных подсхем приходится решать и в том случае, когда для декомпилируемой схемы априори известна библиотека подсхем логических элементов, использованная при ее проектировании, и необходимо распознавать их среди выделенных на этапе структурной декомпиляции групп транзисторов, связанных по току. Эта же задача встречается на этапе верификации декомпилированной схемы относительно исходной транзисторной схемы.

В настоящей работе рассматриваются графовая постановка и метод решения задачи распознавания топологически эквивалентных транзисторных подсхем. На этом этапе имеется множество связанных помеченных подграфов, соответствующих транзисторным подсхемам, найденным структурным методом. Задача сводится к разбиению множества таких подграфов на классы изоморфных графов, задающих топологически эквивалентные подсхемы логических элементов и псевдоэлементов. Представители этих классов будут задавать найденные библиотечные элементы, которые формируют второй уровень иерархического описания транзисторной схемы.

Задание транзисторных схем. Исходными данными для программы декомпиляции служат плоский нетлист транзисторной схемы в формате SPICE (Simulation Program with Integrated Circuit Emphasis) для обмена электрическими схемами [1], имя головной схемы и имена цепей питания. Результатом является двухуровневая транзисторная схема, представляемая также иерархическим SPICE-описанием, включающим модели всех идентифицированных КМОП-вентилей. Пример такой схемы показан на рис. 1, а.

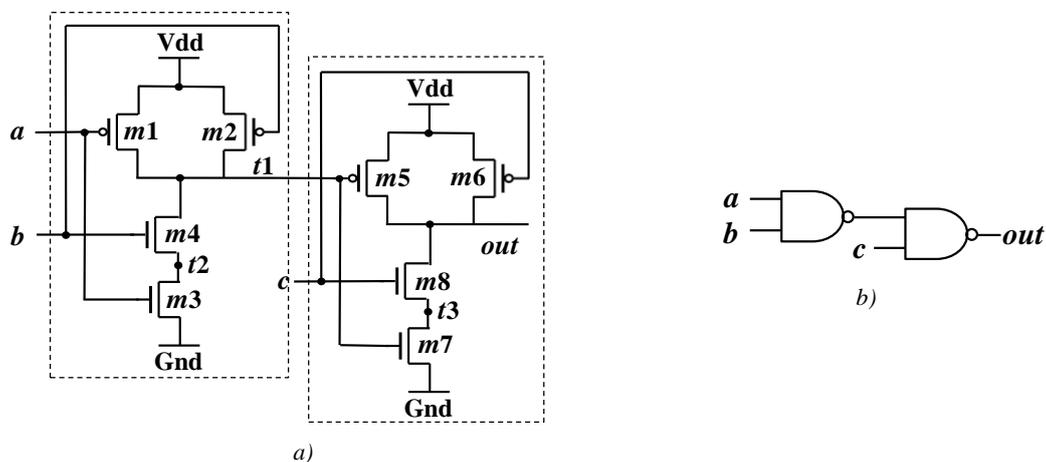


Рис. 1. Транзисторная схема (а) и реализующая ее логическая схема (b)
Fig. 1. Transistor circuit (a) and implemented logic network (b)

В SPICE-формате электрические схемы состоят из элементов, соединенных друг с другом цепями. Главной частью описания схемы в формате SPICE является список транзисторов, в котором для каждого вывода транзистора (сток, затвор, исток, подложка) указано имя цепи, соединяющей его с остальными частями схемы. Общая форма описания связей униполярного транзистора в формате SPICE имеет вид <name> <nd> <ng> <ns> <nb> <model-name>, где name – название транзистора; nd, ng, ns и nb – идентификаторы цепей, связанных с выводами стока (drain), затвора (gate), истока (source) и подложки (substrate) соответственно; model-name – тип транзистора *n*-МОП или *p*-МОП (nmos или pmos).

Например, в приведенном ниже SPICE-описании транзисторной схемы с рис. 1 строки описания связей выводов транзисторов начинаются с названий транзисторов и заканчиваются их типами (pmos и nmos). После названия транзистора перечисляются метки цепей, связанные с выводами стока, затвора, истока и подложки в заранее определенной последовательности.

Листинг 1. SPICE-описание транзисторной схемы

```
.GLOBAL Gnd Vdd
.subckt 2NAND a b c out
m1 t1 a Vdd Vdd pmos
m2 t1 b Vdd Vdd pmos
m3 Gnd a t2 Gnd N
m4 t2 b t1 Gnd N
m5 out t1 Vdd Vdd pmos
m6 Vdd c out Vdd pmos
m7 Gnd t1 t3 Gnd N
m8 t3 c out Gnd N
.ends.
```

Можно заметить, что в схеме на рис. 1, *a* *p*-МОП-транзистор *m6* включен нестандартно, т. е. к узлу питания *Vdd* он подключен выводом стока, а не истока (как остальные *p*-МОП-транзисторы). Соответствующая строка SPICE-описания выделена жирным шрифтом.

Графовая интерпретация задачи распознавания подсхем взаимосвязанных транзисторов. При решении задачи поиска и распознавания в транзисторной схеме подсхем, реализующих логические элементы, удобной и компактной моделью представления транзисторной схемы является помеченный неориентированный двудольный граф $G = (V_1, V_2, E)$, $V_1 \cap V_2 = \emptyset$. Одну долю V_1 графа составляют вершины, соответствующие выводам элементов и портам схемы (выводам всей электрической схемы), а другую долю V_2 – вершины, соответствующие цепям – соединениям между выводами транзисторов. Примерами таких соединений являются цепи питания и земли, связанные с большим числом элементов схемы. На рис. 2 изображен граф $G = (V_1, V_2, E)$, являющийся моделью транзисторной схемы (рис. 1, *a*). Здесь $V_1 = \{m1d, m1g, m1s, m1b, m2d, m2g, m2s, m2b, \dots, m8d, m8g, m8s, m8b\}$, $V_2 = \{a, b, out, Vdd, Gnd, t1, t2, t3\}$.

Две подсхемы связанных по току транзисторов, на которые в процессе декомпиляции была разбита анализируемая транзисторная схема (см. рис. 1, *a*), были распознаны как вентили И-НЕ (см. рис. 1, *b*). Такие подсхемы находятся как компоненты связности графа, полученного из двудольного графа исходной транзисторной схемы (аналогичного приведенному на рис. 2) и преобразованного следующим образом: вначале удаляются выводы затворов и подложек транзисторов (и соответствующие цепи); затем глобальные порты питания *Vdd* и земли *Gnd* заменяются на локальные, а выводы стока и истока каждого транзистора соединяются ребром [12]. Ниже представлено двухуровневое описание транзисторной схемы, полученное в результате выполнения структурного этапа декомпиляции, причем первой в листинге представлена правая из двух подсхем на рис. 1, *a*. Обе найденные подсхемы функционально эквивалентны и реализуют функцию 2И-НЕ. Вместе с тем топологически они разнятся тем, что в первой подсхеме *p*-МОП-транзистор *m4* подключен к узлу питания *Vdd* вы-

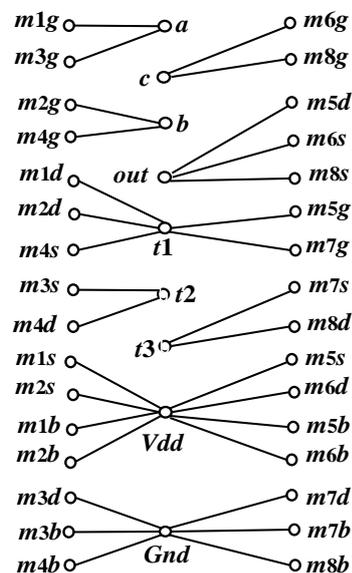


Рис. 2. Двудольный граф $G = (V_1, V_2, E)$, задающий структуру транзисторной схемы

Fig. 2. Bipartite graph $G = (V_1, V_2, E)$ defining the structure of transistor circuit

водом стока, а не истока (как p -МОП-транзистор $m4$ второй подсхемы). Соответствующие строки SPICE-описания выделены жирным шрифтом.

Листинг 2. Двухуровневое SPICE-описание транзисторной схемы

```
* SPICE deck for cell 2NAND_gen
.GLOBAL Vdd Gnd
.SUBCKT G0_0 A B Y
* (A AND B)
M1 Gnd A 2 Gnd N
M2 2 B Y Gnd N
M3 Y A Vdd Vdd pmos
M4 Vdd B Y Vdd pmos
.ENDS
.SUBCKT G0_1 A B Y
* (A AND B)
M1 Gnd A 2 Gnd N
M2 2 B Y Gnd N
M3 Y A Vdd Vdd pmos
M4 Y B Vdd Vdd pmos
.ENDS
.SUBCKT 2NAND_gen
XM0I1 t1 c out G0_0 Fets=Nn3+Nn4+pmsp3+pmsp4
XM0I2 a b t1 G0_1 Fets=Nn1+Nn2+pmsp1+pmsp2
.ENDS
```

Для современных СБИС число вершин в графе $G = (V_1, V_2, E)$ может достигать миллиардов. Доля V_1 выводов транзисторов двудольного графа, моделирующего схему из транзисторов, состоит из вершин степени 1. В доле V_2 цепей достаточно большое количество вершин имеют небольшие степени и только несколько вершин обладают большими степенями (например, цепи питания и земли). Таким образом, моделирующий транзисторную схему граф является разреженным.

Предположим, что граф $G = (V_1, V_2, E)$ является неориентированным и помеченным. Метки вершин зависят от типа соответствующих им полюсов схемы. Схемы, выполненные по КМОП-технологии, состоят из n -МОП- и p -МОП-транзисторов, каждый из которых имеет по четыре вывода (сток, затвор, исток и подложку). Поэтому вершины первой доли графа $G = (V_1, V_2, E)$, соответствующие выводам транзисторов, получают метки 1–8. Вершины второй доли, соответствующие цепям и портам схемы, – метки от 9 и больше, которыми помечаются входные и выходные полюсы схемы, шины питания и внутренние цепи.

Разбиение множества графов на классы изоморфных. На этапе разбиения транзисторных подсхем на подмножества изоморфных имеется множество неориентированных помеченных графов, задающих структуры этих подсхем. Проверка эквивалентности двух схем сводится к задаче установления изоморфизма графов, задающих структуры сравниваемых схем. Таким образом, ключевая операция, выполняемая при разбиении множества графов на классы изоморфных, состоит в анализе графов на изоморфизм.

При массовом решении задачи об установлении изоморфизма графов, когда требуется выполнить много таких проверок для множества графов, лучшим выходом является приведение сравниваемых графов к каноническому виду [13, 14], вычислению и сравнению их хешей. *Хеш* представляет собой уникальный код (последовательность битов) графа, который получается преобразованием задания множества ребер графа как последовательности чисел в битовую строку, имеющую длину слова, и является инвариантом графа относительно порядка его вершин и ребер.

Графы изоморфны, если хеши их канонизированных форм совпадают. После канонизации графов вопрос об изоморфизме любой пары графов сводится к сличению хешей их канонических форм. Более того, сравнивая эти канонические метки, можно разбить множество графов на классы попарно изоморфных графов. При этом в каждом классе выбирается один граф, называ-

емый каноническим видом любого графа из этого класса. Канонический вид графа находится путем переупорядочения вершин графа в соответствии с их свойствами, не зависящими от исходной нумерации (инвариантами).

В теории графов проблема построения канонической формы графа называется его *канонизацией* [14]. В процессе канонизации графа производится разбиение множества его вершин на подмножества. Стоит отметить, что проблема канонизации графа в вычислительном отношении так же трудна, как и проблема изоморфизма графов [15].

В настоящее время существует несколько успешных программ вычисления канонических форм, различающихся деталями редукции дерева поиска, формируемого в процессе уточнения разбиения на множестве вершин графа (первая такая программа предложена в работе [16]). Однако оценка вычислительной сложности самого быстрого из известных алгоритмов проверки изоморфизма n -вершинных графов (и канонизации графов) составляет $2^{O(\sqrt{n \log n})}$, а алгоритм полиномиальной сложности неизвестен.

В рассматриваемом случае задача упрощается за счет учета специфики канонизируемых графов: они являются помеченными и разреженными. В качестве прототипа алгоритма получения канонической формы графа используется алгоритм из работы [17].

В процедуре канонизации учитываются особенности топологии двудольных графов $G = (V_1, V_2, E)$, которые моделируют схемы из транзисторов. Во-первых, так как в схеме транзисторного уровня обычно всего два типа элементов (n -МОП- и p -МОП-транзисторы), то доля V_1 выводов элементов (кроме выводов самой схемы) состоит из вершин степени 1, раскрашенных в один из восьми цветов в соответствии с семантикой выводов этих транзисторов. Во-вторых, доля V_2 цепей состоит из большого количества вершин с небольшими степенями и нескольких вершин с большими степенями (например, цепи питания). Так как подсхемы, соответствующие изоморфным графам, топологически являются эквивалентными, то множество сравниваемых на изоморфизм графов ограничивается в соответствии с легко вычисляемыми параметрами подсхем. В качестве таких параметров кроме равенства вершин в графах приняты также количество транзисторов разных типов и количество цепей.

Канонизация графов транзисторных схем. На этапе канонизации имеется помеченный неориентированный граф. Для выполнения задачи канонизации граф, представляющий анализируемую подсхему, дополняется ребрами, связывающими четыре вывода каждого из его транзисторов. Так как канонизируется помеченный граф, то задача канонизации сводится к изменению пометки – перемаркировке его вершин.

Помеченные графы $G = (V, E, g)$ и $H = (W, F, h)$, заданные множествами V и W вершин, множествами E и F ребер и пометками вершин $g: V \rightarrow P$ и $h: W \rightarrow P$ (множество P составляют возможные метки вершин), являются изоморфными, если между множествами их вершин существует взаимно однозначное соответствие, сохраняющее отношение смежности. Другими словами, графы изоморфны, если существует такая биекция $\varphi: V \leftrightarrow W$, что для любых вершин $v_i, v_j \in V$ их образы $\varphi(v_i)$ и $\varphi(v_j)$ смежны в графе H , если и только если они смежны в G , а при $w = \varphi(v)$ их метки равны: $g(v) = h(w)$.

При установлении изоморфизма в качестве инвариантов графа рассматриваются такие числовые характеристики вершин, как их метки и степени, а также число вершин, отстоящих от данной на определенном расстоянии. Необходимым, но недостаточным условием изоморфизма двух графов является равенство их инвариантов.

В процессе канонизации графа производится разбиение множества его вершин на подмножества. Разбиение множества V представляет собой упорядоченную последовательность непустых непересекающихся подмножеств V_i , объединением которых является V . Подмножества называются блоками разбиения. Разбиение множества вершин графа можно также рассматривать как перемаркировку вершин, в процессе которой одна и та же метка присваивается двум вершинам тогда и только тогда, когда они принадлежат одному и тому же блоку. Разбиения, в которых каждый блок содержит одну вершину, называются дискретными. Канонизация графа называется полной, если ее результатом является получение дискретного разбиения, а значит, и полного упорядочения вершин.

В качестве исходного разбиения $\{V_1, V_2, \dots, V_k\}$ при канонизации графа принимается разбиение множества его вершин по их меткам $g(v_i)$ и степеням $d(v_i)$: каждый блок V_i разбиения содержит вершины с одинаковыми пометками и степенями. Блоки разбиения упорядочиваются по возрастанию меток входящих в него вершин, а при равенстве меток вершин – по возрастанию их степеней. Для каждой вершины графа $v \in V$ вычисляется вектор $C(v) = (n_1, n_2, \dots, n_k)$, i -я компонента n_i которого равна числу вершин i -го блока V_i , смежных с данной вершиной.

Если в текущем разбиении $\{V_1, V_2, \dots, V_k\}$ найдется блок V_i , который содержит вершины с разными векторами $C(v)$, то он разделяется на более мелкие блоки так, чтобы каждый из них содержал вершины с одинаковыми векторами. Вновь полученные блоки лексикографически упорядочиваются по возрастанию векторов входящих в них вершин и заменяют собой расщепляемый блок. После расщепления некоторого блока увеличивается длина векторов всех вершин и соответствующим образом пересчитываются те компоненты векторов вершин графа, которых касается произведенное расщепление блока. Процесс разбиения продолжается до тех пор, пока в каждом блоке ни останутся вершины только с одинаковыми векторами.

Если нерасщепляемое разбиение будет оставаться дискретным, т. е. состоящим из блоков, содержащих по одной вершине, то процесс канонизации заканчивается получением канонического представления графа. Заметим, что при канонизации подграфов, моделирующих структуру транзисторных схем, не встретилось ни одного случая, когда бы разбиение на множестве вершин ни заканчивалось получением дискретного разбиения. Это объясняется спецификой таких графов.

Применение канонизации графов при декомпиляции транзисторных схем. Рассмотрим выделенные при экстракции подсхемы (см. их описание в листинге 2). Эти подсхемы функционально эквивалентны, но топологически отличаются друг от друга тем, что во второй схеме p -МОП-транзистор $m4$ подключен к узлу питания Vdd полюсом стока, а не истока (как p -МОП-транзистор $m4$ в первой схеме). Покажем, к чему приводит такое отличие.

Канонизируем графы $G = (V, E, g)$ и $H = (W, F, h)$, которые соответствуют двум анализируемым схемам и находятся при экстракции как подграфы преобразованного графа на рис. 2. Для упрощения задачи канонизации дополним графы $G = (V, E, g)$ и $H = (W, F, h)$ ребрами, соединяющими вершины, которые соответствуют четырем выводам каждого транзистора. Полученные графы изображены на рис. 3, где под именем каждой вершины указаны ее метки (начальная и полученная в результате канонизации).

Метки 1–4 присвоены вершинам графа, соответствующим выводам стока, истока, подложки и затвора n -МОП-транзисторов, метки 5–8 – вершинам выводов стока, истока, подложки и затвора p -МОП-транзисторов. Затем последовательно выставлены метки вершинам, соответствующим входным полюсам схемы, полюсам Gnd, Vdd, выходным полюсам схемы и, наконец, вершинам цепей схемы.

Для графов анализируемых схем введены 14 меток, в соответствии с метками начальное разбиение множества вершин каждого из графов состоит из 14 блоков вершин с одинаковыми метками и степенями. Блоки разбиения упорядочиваются по возрастанию меток (и степеней вершин при равенстве меток). Оба графа имеют одну и ту же начальную маркировку вершин, она приведена в первом столбце таблицы. В результате канонизации каждого из графов получены дискретные разбиения на множестве их вершин, разбиения показаны во втором (для графа $G = (V, E, g)$) и четвертом (для графа $H = (W, F, h)$) столбцах таблицы. Эти разбиения различаются порядком нумерации блоков 9 и 10 (эти блоки помечены жирным шрифтом), что породило различие в списках связей вершин графов. Списки вершин, смежных каждой из вершин графа, приведены в третьем (для графа $G = (V, E, g)$) и пятом (для графа $H = (W, F, h)$) столбцах таблицы. Различающиеся связи помечены в таблице жирным шрифтом. Хэши связей канонизированных графов равны соответственно 1 538 850 246 и 1 583 347 427. Это говорит о том, что графы неизоморфны, а соответствующие им схемы топологически различаются.

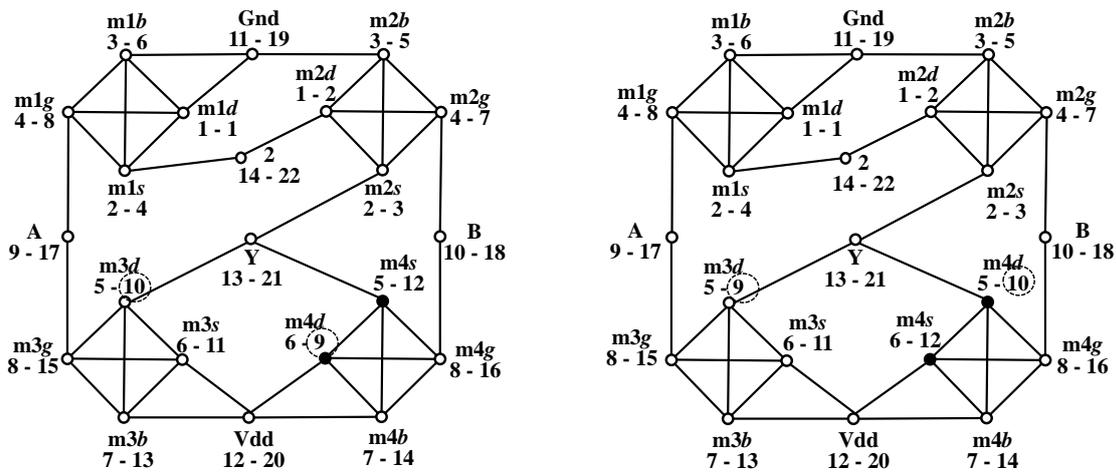


Рис. 3. Графы $G = (V_1, V_2, E)$, задающие структуры выделенных подсхем (см. листинг 2)
 Fig. 3. Graphs $G = (V_1, V_2, E)$ that define the structures of the selected subcircuits (see Listing 2)

Результаты канонизации графов $G = (V, E, g)$ и $H = (W, F, h)$

Results of graph canonization $G = (V, E, g)$ и $H = (W, F, h)$

Начальная маркировка Initial labeling	Граф $G = (V, E, g)$ Graph $G = (V, E, g)$		Граф $H = (W, F, h)$ Graph $G = (V, E, g)$	
	Маркировка Labeling	Связи Connections	Маркировка Labeling	Связи Connections
1. {m1d, m2d}	1. m1d	4, 6, 8, 19	1. m1d	4, 6, 8, 19
2. {m1s, m2s}	2. m2d	3, 5, 7, 22	2. m2d	3, 5, 7, 22
3. {m1b, m2b}	3. m2s	2, 5, 7, 21	3. m2s	2, 5, 7, 21
4. {m1g, m2g}	4. m1s	1, 6, 8, 22	4. m1s	1, 6, 8, 22
5. {m3d, m4d}	5. m2b	2, 3, 7, 19	5. m2b	2, 3, 7, 19
6. {m3s, m4s}	6. m1b	1, 4, 8, 19	6. m1b	1, 4, 8, 19
7. {m3b, m4b}	7. m2g	2, 3, 5, 18	7. m2g	2, 3, 5, 18
8. {m3g, m4g}	8. m1g	1, 4, 6, 17	8. m1g	1, 4, 6, 17
9. {a}	9. m4d	12, 14, 16, 20	9. m3d	11, 13, 15, 21
10. {b}	10. m3d	11, 13, 15, 21	10. m4d	12, 14, 16, 21
11. {Gmd}	11. m3s	10, 13, 15, 20	11. m3s	9, 13, 15, 20
12. {Vcc}	12. m4s	9, 14, 16, 21	12. m4s	10, 14, 16, 20
13. {y}	13. m3b	10, 11, 15, 20	13. m3b	9, 11, 15, 20
14. {2}	14. m4b	9, 12, 16, 20	14. m4b	10, 12, 16, 20
	15. m3g	10, 11, 13, 17	15. m3g	9, 11, 13, 17
	16. m4g	9, 12, 14, 18	16. m4g	10, 12, 14, 18
	17. a	8, 15	17. a	8, 15
	18. b	7, 16	18. b	7, 16
	19. Gmd	1, 5, 6	19. Gmd	1, 5, 6
	20. Vcc	9, 11, 13, 14	20. Vcc	11, 12, 13, 14
	21. y	3, 10, 12	21. y	3, 9, 10
	22. 2	2, 4	22. 2	23. 2, 4

Экспериментальные исследования. Предложенный графовый метод установления топологической эквивалентности транзисторных схем реализован на языке C++ как часть программы декомпиляции плоской транзисторной схемы. Канонизация графов использовалась не только при разбиении множества транзисторных подсхем на классы топологически эквивалентных, но и при верификации результатов экстракции иерархической схемы на транзисторно-логическом уровне относительно плоской схемы на транзисторном уровне.

В первом эксперименте декомпилировались схемы транзисторного уровня, полученные с помощью САПР, исходя из функциональных описаний на языке VHDL, во втором – практические, извлеченные из лейаута, о которых ничего не известно кроме полученного SPICE-описания.

Схемы, полученные с помощью САПР, были полностью покрыты логическими вентилями. (Нераспознанных подсхем не обнаружено.) Кроме того, все функционально эквивалентные подсхемы оказались и топологически эквивалентными.

Для извлеченных из лейаута схем было известно только иерархическое описание в формате SPICE, кроме описания на уровне транзисторов никакой дополнительной информации не имелось. Здесь наблюдалось покрытие схемы транзисторного уровня логическими вентилями на уровне 60–70 %. Анализ декомпилированных схем, для которых было известно иерархическое SPICE-описание, показал, что программа декомпиляции находила все логические вентили, выделялись псевдоэлементы (подсхемы из связанных транзисторов, похожие на элементы) и одиночные транзисторы.

Для схем, извлеченных из лейаута, распознанные множества функционально эквивалентных транзисторных подсхем, как правило, содержали топологически неэквивалентные подсхемы. Соответственно, эти множества разбивались на подмножества из топологически эквивалентных подсхем. Аналогично множества псевдоэлементов с одинаковыми характеристиками также разбивались на подмножества из топологически эквивалентных схем псевдоэлементов. Из приведенного ниже примера декомпиляции одной из транзисторных схем видно, насколько часто функционально эквивалентные транзисторные подсхемы (и псевдоэлементы с одинаковыми характеристиками) оказываются топологически неэквивалентными.

Листинг 3. Пример декомпиляции транзисторной схемы

```
Circuit AP2009 contains 3168 device instances.
  Class: n                instances: 1997
  Class: p                instances: 1171
Circuit contains 1646 nets.

Class AP2009: Merged 189 devices.
Contents of circuit d2009_all_topCher.sp: Circuit: 'AP2009'
Circuit AP2009 contains 2979 device instances.
  Class: n                instances: 1879
  Class: p                instances: 1100
Circuit contains 1646 nets.

Connected Components = 518
Invalid comps
Valid Components = 620
Valid gates = 607
Psevdo Components = 20 nets =705
Unclassified fets = 18 nets = 15
Pass gate          127

G0: ((A AND B) OR (C AND D)) 2 (1 3)
G1: (A AND B AND C AND D AND E) 4 (13 1 2 1)
G2: (A AND B AND C AND D) 3 (2 1 2)
G3: (A AND B AND C) 2 (5 20)
G4: (A AND B) 5 (13 35 27 15 1)
G5: (A OR (B AND C AND D)) 1 (1)
G6: (A OR (B AND C)) 1 (1)
G7: (A OR B OR (C AND D)) 1 (1)
G8: (A OR B OR C OR D) 2 (4 9)
G9: (A OR B OR C) 2 (4 10)
G10: (A OR B) 5 (9 13 18 2 1)
G11: (C AND (A OR B)) 1 (2)
G12: A 2 (135 128)
Classes=13 TopologySum=31

Defining cell: AP2009_gen
  Defining global node: VCC1
```

```

Defining global node: gnd

G1_3 all instances have shorted pins
G2_1 all instances have shorted pins
G4_4 all instances have shorted pins
G10_1 all instances have shorted pins
G10_3 all instances have shorted pins

Psevdo
P0: (2) (3) 2 (1 1)
P1: (4) (4) 2 (1 1)
P2: (48) (32) 2 (1 1)
P3: (5) (5) 1 (1)
P4: (5) (6) 1 (1)
P5: (6) (5) 2 (1 1)
P6: (6) (6) 1 (6)
P7: (7) (4) 1 (1)
P8: (7) (5) 1 (1)
P9: (8) (7) 1 (1)
P10: (843) (554) 1 (1)
PsevdoClasses=11 TopologySum=15

Start of Computation: 15h43m24s 28/04/2022
End of Computation: 15h43m24s 28/04/2022
Computation Time (s): 0.1330

```

Исследуемая схема (листинг 3) содержит 3168 транзисторов (и 1646 цепей), среди которых 1997 *n*-МОП- и 1171 *p*-МОП-транзисторов. В этой схеме найдено 518 групп транзисторов, связанных по постоянному току. Среди них распознано 480 статических КМОП-вентилей и 20 псевдоэлементов, 18 групп вентилях (содержащих в сумме 15 цепей) не классифицированы. Также найдено 127 передаточных элементов.

Множество из 480 статических КМОП-вентилей разделено на 13 классов функционально эквивалентных вентилях. В свою очередь, множество вентилях каждого класса функционально эквивалентных вентилях разделено на подмножества, представляющие группы топологически эквивалентных вентилях. Всего получилась 31 группа топологически эквивалентных КМОП-вентилей. Данные о каждом классе G_i вентилях представляются в листинге строкой $G_i: (f_i) \ g \ (t_1 \ t_2 \dots t_g)$, где f_i – инверсия функции, реализуемой каждым вентиляем класса и представленной в виде булевой формулы канонического вида; g – число групп топологически эквивалентных вентилях из G_i ; $t_1 \ t_2 \dots t_g$ – число вентилях, принадлежащих каждой группе.

Кроме того, в исследуемой транзисторной схеме обнаружены КМОП-вентили, у которых некоторые входные полюсы закорочены [4]. Такие вентили в каждом классе G_i выделяются в виде отдельной группы топологически эквивалентных вентилях. Данные о вентилях с закороченными входами, обнаруженных в классе G_i , задаются в листинге строками вида $G_i_g_j \ all \ instances \ have \ shorted \ pins$, где g_j – номер группы топологически эквивалентных вентилях в классе G_i .

Множество из 20 выделенных схем псевдоэлементов разделено на 11 групп P_i элементов с одинаковым числом транзисторов и цепей. Каждая группа P_i псевдоэлементов в свою очередь разделена на подгруппы топологически эквивалентных элементов. Данные о каждой группе псевдоэлементов представляются в листинге строкой $P_i: (k_t) \ (k_n) \ g \ (t_1 \ t_2 \dots t_g)$, где k_t , k_n и g – число транзисторов, цепей и подгрупп топологически эквивалентных элементов, $t_1 \ t_2 \dots t_g$ – число псевдоэлементов, принадлежащих каждой подгруппе. Для приведенного примера всего получилось 15 классов топологически эквивалентных псевдоэлементов.

Эксперименты показали, что канонизация подграфов, соответствующих всем распознаваемым транзисторным подсхемам, всегда заканчивалась нахождением канонической маркировки вершин.

Заключение. Предложенные графовые методы распознавания и классификации подсхем, реализующих КМОП-вентили и часто встречающиеся фрагменты (псевдоэлементы), в транзисторной схеме реализованы как часть программ декомпиляции транзисторных схем и верификации результатов экстракции иерархического описания схемы на транзисторно-логическом уровне относительно исходного плоского описания схемы на транзисторном уровне. Программа декомпиляции протестирована на практических схемах транзисторного уровня и имеет достаточное быстродействие, чтобы обрабатывать схемы более чем с 100 тыс. транзисторов за несколько минут на ПЭВМ. Самая большая из исследованных схем содержала 345 301 транзистор и декомпилировалась за 163 с на компьютере с четырехъядерным процессором Intel i5-4460 3,20 ГГц и оперативной памятью 16,0 ГБ ЭВМ. Декомпилированные схемы прошли проверку на соответствие исходной топологии транзисторной схемы с помощью разработанных средств верификации [18], а также с помощью Mentor Graphics Calibre nmLVS. Во всех случаях декомпилированные схемы успешно проходили проверку LVS топологии СБИС.

Список использованных источников

1. Baker, R. J. CMOS Circuit Design, Layout, and Simulation / R. J. Baker. – Third ed. – Wiley-IEEE Press, 2010. – 1214 p.
2. Zhang, N. The subcircuit extraction problem / N. Zhang, D. C. Wunsch, F. Narary // Proc. IEEE Intern. Behavioral Modeling and Simulation Workshop. – 2005. – Vol. 33(3). – P. 22–25.
3. Yang, L. FROSTY: A program for fast extraction of high-level structural representation from circuit description for industrial CMOS circuits / L. Yang, C.-J. R. Shi // Integration the VLSI J. – 2006. – Vol. 39, no 4. – P. 311–339.
4. Черемисинов, Д. И. Извлечение сети логических элементов из КМОП-схемы транзисторного уровня / Д. И. Черемисинов, Л. Д. Черемисинова // Микроэлектроника. – 2019. – Т. 48, № 3. – С. 224–234. <https://doi.org/10.1134/S0544126919030037>
5. Abadir, M. S. An improved layout verification algorithm (LAVA) / M. S. Abadir, J. Ferguson // Proc. of the European Design Automation Conf., Glasgow, UK, 12–15 Mar. 1990. – Glasgow, 1990. – P. 391–395.
6. Framework for simulation of the Verilog/SPICE mixed model: Interoperation of Verilog and SPICE simulators using HLA/RTI for model reusability / M. G. Seok [et al.] // 22nd Intern. Conf. on Very Large Scale Integration (VLSI-SoC), Playa del Garmen, Mexico, 6–8 Oct. 2014. – Playa del Garmen, 2014. – P. 1–6.
7. Kundu, S. GateMaker: A transistor to gate level model extractor for simulation, automatic test pattern generation and verification / S. Kundu // Proc. of the Intern. Test Conf., Washington, DC, USA, 18–23 Oct. 1998. – Washington, 1998. – P. 372–381.
8. Hunt, V. D. Reengineering: Leveraging the Power of Integrated Product Development / V. D. Hunt. – Wiley, 1993. – 283 p.
9. Rostami, M. A primer on hardware security: Models, methods, and metrics / M. Rostami, F. Koushanfar, R. Karri // Proceedings of the IEEE. – 2014. – Vol. 102, no. 8. – P. 1283–1295.
10. Tehranipoor, M. A survey of hardware trojan taxonomy and detection / M. Tehranipoor, F. Koushanfar // IEEE Design & Test of Computers. – 2010. – Vol. 27, no. 1. – P. 10–25.
11. Белоус, А. И. Основы кибербезопасности. Стандарты, концепции, методы и средства обеспечения / А. И. Белоус, В. А. Солодуха. – М. : Техносфера, 2021. – 482 с.
12. Черемисинов, Д. И. Распознавание логических вентилях в плоской транзисторной схеме / Д. И. Черемисинов, Л. Д. Черемисинова // Информатика. – 2021. – Т. 18, № 4. – С. 96–107. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2021-18-4-96-107>
13. Hartke, S. G. McKay's Canonical Graph Labeling Algorithm / S. G. Hartke, A. J. Radcliffe // Communicating Mathematics. – 2009. – Vol. 479. – P. 99–111.
14. Закревский, А. Д. Логические основы проектирования дискретных устройств / А. Д. Закревский, Ю. В. Поттосин, Л. Д. Черемисинова. – М. : Физматлит, 2007. – 589 с.
15. Garey, M. R. Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness / M. R. Garey, D. S. Johnson. – N. Y. : W. H. Freeman and Company, 1979. – 340 p.
16. McKay, B. D. Practical graph isomorphism / B. D. McKay // Congressus Numerantium. – 1981. – Vol. 30. – P. 45–87.

17. Junttila, T. Engineering an Efficient Canonical Labeling Tool for Large and Sparse Graphs / T. Junttila, P. Kaski // Proc. Meeting on Algorithm Engineering & Experiments SIAM, New Orleans, LA, 6 Jan. 2007. – New Orleans, 2007. – P. 135–149.

18. Черемисинов, Д. И. Верификация логических схем из КМОП-транзисторов / Д. И. Черемисинов, Л. Д. Черемисинова // Новые информационные технологии в исследовании сложных структур : материалы 13-й Междунар. конф., 7–9 сент. 2020 г. – Томск : Изд. дом Томского гос. ун-та, 2020. – С. 150–151.

References

1. Baker R. J. *CMOS Circuit Design, Layout, and Simulation*. Third ed. Wiley-IEEE Press, 2010, 1214 p.
2. Zhang N., Wunsch D. C., Harary F. The subcircuit extraction problem. *Proceedings IEEE International Behavioral Modeling and Simulation Workshop*, 2005, vol. 33(3), pp. 22–25.
3. Yang L., Shi C.-J. R. FROSTY: A program for fast extraction of high-level structural representation from circuit description for industrial CMOS circuits. *Integration the VLSI Journal*, 2006, vol. 39, no 4, pp. 311–339.
4. Cheremisinov D. I., Cheremisinova L. D. *Extracting a logic gate network from a transistor-level CMOS circuit*. *Mikroelektronika [Russian Microelectronics]*, 2019, vol. 48, no. 3, pp. 224–234. <https://doi.org/10.1134/S0544126919030037> (In Russ.).
5. Abadir M. S., Ferguson J. An improved layout verification algorithm (LAVA). *Proceedings of the European Design Automation Conference, Glasgow, UK, 12–15 March 1990*. Glasgow, 1990, pp. 391–395.
6. Seok M. G., Park D. J., Cho G. R., Kim T. G. Framework for simulation of the Verilog/SPICE mixed model: Interoperation of Verilog and SPICE simulators using HLA/RTI for model reusability. *22nd International Conference on Very Large Scale Integration (VLSI-SoC), Playa del Garmen, Mexico, 6–8 October 2014*. Playa del Garmen, 2014, pp. 1–6.
7. Kundu S. GateMaker: A transistor to gate level model extractor for simulation, automatic test pattern generation and verification. *Proceedings of the International Test Conference, Washington, DC, USA, 18–23 October 1998*. Washington, 1998, pp. 372–381.
8. Hunt V. D. *Reengineering: Leveraging the Power of Integrated Product Development*. Wiley, 1993, 283 p.
9. Rostami M., Koushanfar F., Karri R. A primer on hardware security: Models, methods, and metrics. *Proceedings of the IEEE*, 2014, vol. 102, no. 8, pp. 1283–1295.
10. Tehranipoor M., Koushanfar F. A survey of hardware trojan taxonomy and detection. *IEEE Design & Test of Computers*, 2010, vol. 27, no. 1, pp. 10–25.
11. Belous A. I., Solodukha V. A. Osnovy kiberbezopasnosti. Standarty, kontseptsii, metody i sredstva obespecheniya. *Fundamentals of Cybersecurity. Standards, Concepts, Methods and Means of Support*. Moscow, Tekhnosfera, 2021, 482 p. (In Russ.).
12. Cheremisinov D. I., Cheremisinova L. D. *Logical gates recognition in a flat transistor circuit*. *Informatika [Informatics]*, 2021, vol. 18, no. 4, pp. 96–107. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2021-18-4-96-107> (In Russ.).
13. Hartke S. G., Radcliffe A. J. McKay's Canonical Graph Labeling Algorithm. *Communicating Mathematics*, 2009, vol. 479, pp. 99–111.
14. Zakrevskij A. D., Pottosin Yu. V., Cheremisinova L. D. Logicheskiye osnovy proyektirovaniya diskretnykh ustroystv. *Logical Basis for Designing Discrete Devices*. Moscow, Fizmatlit, 2007, 589 p. (In Russ.).
15. Garey M. R., Johnson D. S. *Computers and Intractability: A Guide to the Theory of NP-Completeness*. New York, W. H. Freeman and Company, 1979, 340 p.
16. McKay B. D. Practical graph isomorphism. *Congressus Numerantium*, 1981, vol. 30, pp. 45–87.
17. Junttila T., Kaski P. Engineering an Efficient Canonical Labeling Tool for Large and Sparse Graphs. *Proceedings Meeting on Algorithm Engineering & Experiments SIAM, New Orleans, LA, 6 January 2007*. New Orleans, 2007, pp. 135–149.
18. Cheremisinov D. I., Cheremisinova L. D. *Verification of logic circuits from CMOS transistors*. *Novyye informatsionnyye tekhnologii v issledovanii slozhnykh struktur : materialy 13-j Mezhdunarodnoj konferencii, 7–9 sentyabrya 2020 g. [New Information Technologies in the Study of Complex Structures: Proceedings of the 13th International Conference, 7–9 September 2020]*. Tomsk, Izdatel'skij dom Tomskogo gosudarstvennogo universiteta, 2020, pp. 150–151 (In Russ.).

Информация об авторах

Черемисинов Дмитрий Иванович, кандидат технических наук, доцент, ведущий научный сотрудник, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.

E-mail: cher@newman.bas-net.by

Черемисинова Людмила Дмитриевна, доктор технических наук, профессор, главный научный сотрудник, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.

E-mail: cld@newman.bas-net.by

Information about the authors

Dmitry I. Cheremisinov, Ph. D. (Eng.), Associate Professor, Leading Researcher, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.

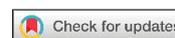
E-mail: cher@newman.bas-net.by

Ljudmila D. Cheremisinova, D. Sc. (Eng.), Professor, Chief Researcher, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.

E-mail: cld@newman.bas-net.by

ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ

INFORMATION TECHNOLOGIES



УДК 519.711
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-40-49>

Оригинальная статья
Original Paper

Модель представления знаний в системе информационной поддержки принятия решений

С. Ф. Липницкий

*Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси,
ул. Сурганова, 6, Минск, 220012, Беларусь
✉E-mail: lipn@newman.bas-net.by*

Аннотация

Цели. Решается задача математического моделирования знаний в системе информационной поддержки принятия решений. Подход к моделированию основывается на формализации семантических отношений в языке. Формализация таких отношений обеспечивает адекватное представление знаний и служит теоретической базой для алгоритмизации взаимодействия пользователя с системой.

При решении задачи моделирования знаний преследуются три основные цели: построение математической модели семантических отношений, исследование свойств маргинальных синтагм, построение алгоритмов формирования словаря синтагматических структур.

Методы. Используются методы теории множеств, теории графов и математической лингвистики.

Результаты. Разработана математическая модель представления знаний в системе информационной поддержки принятия решений. Формализованы понятия семантических отношений в языке и исследованы свойства маргинальных синтагм. Доказанные свойства таких структур обеспечивают алгоритмизацию информационных процессов в рассматриваемой системе.

Заключение. В качестве реализации предложенной в статье модели разработаны алгоритмы создания словарей синтагм и синтагматических структур. При формировании множества синтагм используются доказанные в статье утверждения о маргинальных синтагмах. Множество синтагматических структур строится с учетом их приведенной типологии. Синтагматические структуры в словаре приобретают статус коммуникативных фрагментов, т. е. устойчивых словосочетаний, из которых синтезируются высказывания языка информационной системы.

Ключевые слова: коммуникативный фрагмент, математическая модель, принятие решений, семантические отношения, синтагма, синтагматическая структура

Для цитирования. Липницкий, С. Ф. Модель представления знаний в системе информационной поддержки принятия решений / С. Ф. Липницкий // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 40–49.
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-40-49>

Конфликт интересов. Автор заявляет об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 06.04.2022

Подписана в печать | Accepted 26.05.2022

Опубликована | Published 29.09.2022

Model of knowledge representation in the system of information support for decision making

Stanislav F. Lipnitsky

*The United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus,
st. Surganova, 6, Minsk, 220012, Belarus
✉E-mail: lipn@newman.bas-net.by*

Abstract

Objectives. The problem of mathematical modeling of the knowledge in the information support system for decision-making is being solved. The approach is based on the formalization of semantic relations in the language. The formalization of such relations provides an adequate representation of knowledge and serves as a theoretical basis for the algorithmization of user interaction with the system.

When solving the problem of knowledge modeling, three main goals are pursued: the construction of a mathematical model of semantic relations, the study of the properties of marginal syntagmas and the construction of algorithms for the formation of a dictionary of syntagmatic structures.

Methods. Methods of set theory, graph theory and mathematical linguistics are used.

Results. A mathematical model of knowledge representation in the information decision support system has been developed. The concepts of semantic relations in the language are formalized and the properties of marginal syntagmas are investigated. The proven properties of such structures provide the algorithmization of information processes in the system under consideration.

Conclusion. As an implementation of the model proposed in the article, algorithms for creating dictionaries of syntagmas and syntagmatic structures have been developed. When forming a set of syntagmas, the assertions about proved in the article marginal syntagmas are used. A set of syntagmatic structures is built taking into account their typology. Syntagmatic structures in the dictionary acquire the status of communicative fragment, i.e. stable phrases to synthesize the information system language.

Keywords: communicative fragment, mathematical model, decision making, semantic relations, syntagma, syntagmatic structure

For citation. Lipnitsky S. F. *Model of knowledge representation in the system of information support for decision making*. Informatika [Informatics], 2022, vol. 19, no. 3, pp. 40–49 (In Russ.).
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-40-49>

Conflict of interest. The author declare of no conflict of interest.

Введение. Система информационной поддержки принятия решений – это программно-лингвистический комплекс, обеспечивающий ведение диалога с пользователем (лицом, принимающим решения). При принятии решений система решает следующие основные задачи: отвечает на вопросы пользователя и задает ему вопросы, снабжает пользователя справочной информацией по существу принимаемого решения, обеспечивает поиск в Интернете аналогов уже принятых решений [1], корректирует запросы пользователя в соответствии с его информационными потребностями, снабжает пользователя рекомендациями и подсказками при описании проблемных ситуаций, синтезирует запросы по описаниям проблемных ситуаций [2–4].

В настоящей статье предлагается подход к моделированию представления знаний в системе информационной поддержки принятия решений. Подход основывается на формализации семантических отношений в языке. Моделирование таких отношений обеспечивает адекватное представление знаний и служит теоретической основой для алгоритмизации диалога системы с пользователем.

Моделирование представления знаний. Формализуем понятие языка ведения диалога пользователя с системой информационной поддержки принятия решений. С этой целью введем специальную порождающую грамматику $G = \langle V, N, I, R \rangle$, где V – непустое множество терминальных элементов, $N = \{I, '\}$ – множество нетерминальных элементов, I – начальный символ, а R – схема грамматики, т. е. множество правил вывода вида $\alpha \rightarrow \beta$ (α и β – различные непустые

стые цепочки в словаре $V \cup N$). Схему R грамматики G определим следующим образом: для любого слова $a \in V$ существуют правила вывода $I \rightarrow a'$ и $a' \rightarrow a$; все остальные правила вывода имеют вид $a' \rightarrow a'b'$ или $a' \rightarrow b'a'$, где $a, b \in V$.

В состав нетерминальных символов введен символ «'» (штрих). В связи с этим грамматику G будем называть штрих-грамматикой.

Приведем пример штрих-грамматики:

$$G_{\text{вх.}} = \langle V, N, I, R \rangle,$$

где $V = \{\text{быстрыми, интеллектуальные, информационные, развиваются, темпами, технологии}\}$;

$$N = \{I, '\};$$

$R = \{I \rightarrow \text{быстрыми}', I \rightarrow \text{интеллектуальные}', I \rightarrow \text{информационные}', I \rightarrow \text{развиваются}', I \rightarrow \text{темпами}', I \rightarrow \text{технологии}', \text{быстрыми}' \rightarrow \text{быстрыми}, \text{интеллектуальные}' \rightarrow \text{интеллектуальные}, \text{информационные}' \rightarrow \text{информационные}, \text{развиваются}' \rightarrow \text{развиваются}, \text{темпами}' \rightarrow \text{темпами}, \text{технологии}' \rightarrow \text{технологии}, \text{технологии}' \rightarrow \text{технологии}' \text{ развиваются}', \text{технологии}' \rightarrow \text{информационные}' \text{ технологии}', \text{технологии}' \rightarrow \text{интеллектуальные}' \text{ технологии}', \text{развиваются}' \rightarrow \text{развиваются}' \text{ темпами}', \text{темпами}' \rightarrow \text{быстрыми}' \text{ темпами}'\}$.

Грамматика G порождает, в частности, следующие цепочки:

- интеллектуальные информационные технологии;
- темпами;
- информационные технологии развиваются;
- интеллектуальные информационные технологии;
- интеллектуальные информационные технологии развиваются быстрыми темпами.

Отношение парадигматического подчинения. В лингвистике различают парадигматические и синтагматические семантические отношения. Парадигматические отношения существуют между словами и фразами языка независимо от контекста и объединяют понятия, обозначающие предметы или явления, между которыми имеется постоянная связь. Так, например, этими отношениями связаны слово «жилище» и фраза «двухэтажный загородный дом», слова «мебель» и «стол», понятия «замок» и «фиксирующий элемент». В противоположность парадигматическим синтагматические отношения возникают в тексте, т. е. между словами и словосочетаниями каждого конкретного его предложения. Синтагматическими отношениями связаны, например, понятия «информационная» и «система» в словосочетании «информационная система», слова «домашнее» и «животное» в выражении «домашнее животное».

В качестве парадигматических отношений рассмотрим отношения парадигматического подчинения и парадигматической эквивалентности.

Обозначим через $L(G)$ язык, порождаемый грамматикой G . Рефлексивное и транзитивное бинарное отношение (предпорядок) Δ на множестве $L(G)$ будем называть отношением парадигматического подчинения, если для любых цепочек $\beta, \gamma, \delta \in L(G)$, таких, что справедливы соотношения $(\beta, \delta) \in \Delta$ и $(\gamma, \delta) \in \Delta$, выполняется одно из соотношений: или $(\beta, \gamma) \in \Delta$, или $(\gamma, \beta) \in \Delta$. Если $(\alpha, \beta) \in \Delta$, то будем говорить, что цепочка β парадигматически подчинена цепочке α .

Считаем, что содержательно отношение парадигматического подчинения соответствует родовидовому отношению между словами и фразами языка. Например, фраза «инструмент для обработки отверстий» и слово «сверло» парадигматически подчинены слову «инструмент». В связи с этим естественно было потребовать, чтобы данное отношение обладало свойствами рефлексивности и транзитивности.

В системе информационной поддержки принятия решений отношение Δ представляется в виде словаря парадигматического подчинения (рис. 1).

Цепочка входного языка	Парадигматически подчиненные цепочки входного языка
...	
Автоматизированное рабочее место	Персональный компьютер Программное обеспечение
...	
Информационная технология	Автоматическое реферирование Информационный поиск Распознавание образов
...	

Рис. 1. Пример словаря парадигматического подчинения
 Fig. 1. An example of the dictionary of paradigmatic subordination

Отношение парадигматической эквивалентности. Бинарное отношение Λ на множестве $L(G)$ назовем отношением парадигматической эквивалентности, или синонимии, если для любых цепочек $\alpha, \beta \in L(G)$ соотношение $(\alpha, \beta) \in \Lambda$ выполняется тогда и только тогда, когда справедливы соотношения $(\alpha, \beta) \in \Delta$ и $(\beta, \alpha) \in \Delta$.

Если $(\alpha, \beta) \in \Lambda$, то цепочки α и β будем называть парадигматически эквивалентными, или синонимами. Видно, что отношение Λ симметрично, поскольку тот факт, что $(\alpha, \beta) \in \Delta$ и $(\beta, \alpha) \in \Delta$, влечет за собой выполнение соотношений $(\alpha, \beta) \in \Lambda$ и $(\beta, \alpha) \in \Lambda$. Рефлексивность и транзитивность отношения Λ также следуют из рефлексивности и транзитивности Δ . Таким образом, Λ есть отношение эквивалентности на множестве цепочек входного языка.

При программной реализации отношение Λ представляется в виде словаря парадигматической эквивалентности, или словаря синонимов (рис. 2).

Цепочка	Синонимичные цепочки
...	
Забастовка	Стачка
...	
ПЭВМ	Персональный компьютер ПК
...	
Языкознание	Лингвистика Языковедение Наука о языке
...	

Рис. 2. Пример словаря парадигматической эквивалентности
 Fig. 2. An example of a paradigmatic equivalence dictionary

Отношение синтаксического подчинения. Синтагматическим является отношение синтаксического подчинения. Оно используется при моделировании синтаксической структуры предложений. В естественных языках различают два вида синтаксического подчинения – предикативность и атрибутивность. Примером предикативности является отношение между сказуемым и подлежащим, атрибутивности – между сказуемым и обстоятельством, подлежащим и определением.

Рассмотрим произвольное предложение $\pi = a_1 a_2 \dots a_n$, где a_1, a_2, \dots, a_n – вхождения слов в это предложение. (Принято говорить о вхождениях слов, а не о словах в связи с тем, что одно и то же слово может повторяться в цепочке несколько раз.) Пусть также μ и ν – некоторые непустые непересекающиеся (не имеющие общих вхождений слов) подцепочки предложения π . Определим формально понятие отношения синтаксического подчинения.

Бинарное отношение Ω_π на множестве всех непересекающихся подцепочек предложения π назовем отношением синтаксического подчинения в предложении π языка $L(G)$, если выполняются следующие условия:

– для любых слов a_i, a_j ($1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq n, i \neq j$) предложения π $(a_i, a_j) \in \Omega_\pi$ тогда и только тогда, когда в выводе предложения π из начального символа I имеются цепочки $\alpha a_i' \beta, \gamma a_i' a_j' \delta$ (или $\gamma a_j' a_i' \delta$), причем цепочка $\gamma a_i' a_j' \delta$ выводима из цепочки $\alpha a_i' \beta$ (соответственно цепочка $\gamma a_j' a_i' \delta$ выводима из цепочки $\alpha a_i' \beta$). Здесь $\alpha, \beta, \gamma, \delta$ – цепочки в словаре $V \cup N$. Некоторые из них (возможно, все) могут быть пустыми;

– для подцепочек μ и ν предложения π $(\mu, \nu) \in \Omega_\pi$ тогда и только тогда, когда существует цепочка $a_i a_j$ предложения π , такая, что $(a_i, a_j) \in \Omega_\pi$, и в выводе предложения π из начального символа I цепочка μ получена из цепочки a_i' , а цепочка ν – из цепочки a_j' .

Синтагмы и синтагматические структуры. Под синтагмой понимают сочетание двух синтаксически связанных слов с указанием направления этой связи. Так, например, в синтагме «пароход плывет» синтаксическая связь направлена от слова «пароход» к слову «плывет», а в синтагме «синий горизонт» – от слова «горизонт» к слову «синий». Другими словами, цепочки «пароход» и «горизонт» являются определяемыми членами соответствующих синтагм, а слова «плывет» и «синий» – определяющими.

Кроме двухсловных сочетаний будем различать цепочки, состоящие более чем из двух слов (например, «интеллектуальная информационная система»), т. е. так называемые синтагматические структуры. Определим формально эти понятия.

Пусть по-прежнему $\pi = a_1 a_2 \dots a_n$ – любое предложение языка, а μ и ν – непустые непересекающиеся подцепочки предложения π .

Если для любых слов a_i, a_j ($1 \leq i \leq n, 1 \leq j \leq n, i \neq j$) предложения π при $i < j$ (или $j < i$) справедливо соотношение $(a_i, a_j) \in \Omega_\pi$, то цепочку $a_i a_j$ (или $a_j a_i$) будем называть синтагмой предложения π . При $j \neq i+1$ (или $i \neq j+1$) синтагму $a_i a_j$ (или $a_j a_i$) назовем разделенной, а при $j = i+1$ (или $i = j+1$) – неразделенной. При этом слово a_i будем считать определяемым, а слово a_j – определяющим членом синтагм $a_i a_j$ и $a_j a_i$.

Если справедливо соотношение $(\mu, \nu) \in \Omega_\pi$, то цепочку $\mu \nu$ (или $\nu \mu$) назовем синтагматической структурой предложения π . Будем также говорить, что μ – определяемый, а ν – определяющий члены синтагматических структур $\mu \nu$ и $\nu \mu$.

Объединение Ω_{Cf} отношений синтаксического подчинения во всех предложениях полного корпуса текстов Cf будем называть отношением синтаксического подчинения в этом корпусе. Синтагмы и синтагматические структуры предложений корпуса Cf назовем его синтагмами и синтагматическими структурами.

Синтаксическое дерево предложения. Если ab – синтагма некоторого предложения π и $(a, b) \in \Omega_\pi$, то будем говорить, что синтаксическая связь направлена от слова a к слову b . Если же $(b, a) \in \Omega_\pi$, то у такой связи противоположное направление. Синтаксические связи между словами предложения представляют обычно в виде ориентированного графа, вершинами которого являются вхождения слов в предложение, а дуги соответствуют синтаксическим связям между ними. Формально понятие синтаксического графа определим следующим образом: ориентированный граф сужения отношения Ω_π на множество всех вхождений слов предложения π назовем синтаксическим графом предложения π ; синтаксическим графом предложения, состоящего из одного слова a , будем считать граф $(\{a\}, \emptyset)$.

Утверждение 1. Синтаксический граф любого предложения языка $L(G)$ является ордеревом (назовем его синтаксическим деревом).

Доказательство. Проведем доказательство индукцией по числу n вхождений слов в предложение. При $n = 1$ и $n = 2$ синтаксическими графами слова и синтагмы являются ордеревья. Предположим, что при $n = k$ синтаксический граф предложения, содержащего k вхождений слов, есть ордеревом. Докажем, что после включения в это предложение еще одного вхождения слова, т. е. при $n = k + 1$, синтаксический граф предложения останется ордеревом. Обозначим включаемое в предложение вхождение слова через b . Тогда в предложении имеется вхождение слова (обозначим его через a), являющееся в силу определения грамматики G определяемым членом синтагмы ab или ba . Если вершину a ордерова с k вершинами соединить с вершиной b дугой (a, b) , то, очевидно, снова будем иметь ордеревом. Утверждение 1 доказано.

Пример синтаксического дерева предложения «Интеллектуальные информационные технологии развиваются быстрыми темпами» представлен на рис. 3.

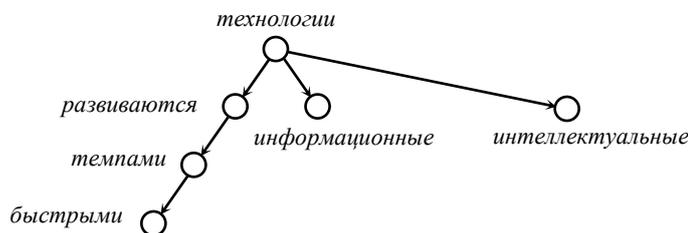


Рис. 3. Пример синтаксического дерева предложения
 Fig. 3. An example of a sentence syntax tree

Синтаксическое дерево предложения является частным случаем более общего понятия – дерева синтаксического подчинения [5] (рис. 4). В рамках рассматриваемой модели данное понятие можно определить следующим образом. Синтаксическое дерево предложения $\pi = a_1 a_2 \dots a_n$ назовем деревом синтаксического подчинения этого предложения, если множеством его вершин является линейно упорядоченное множество $\langle \{a_1, a_2, \dots, a_n\}, \Theta \rangle$. Линейный порядок Θ соответствует естественному порядку слов в предложении, т. е. $i, j = 1, 2, \dots, n-1$ и $r, s = 1, 2, \dots, n$ тогда и только тогда, когда $j < r$. Используя понятия синтаксического дерева и дерева синтаксического подчинения, формализуем свойство проективности предложений языка $L(G)$.

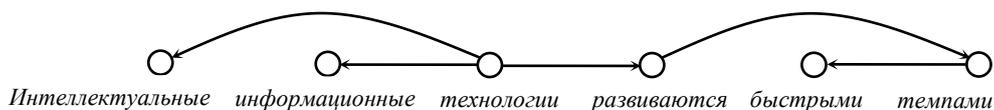


Рис. 4. Пример дерева синтаксического подчинения
 Fig. 4. An example of a syntactic subordination tree

Проективность предложений естественного языка служит критерием их синтаксической правильности. Научные и деловые тексты, как правило, проективны, т. е. состоят из проективных предложений. В художественной литературе, особенно в поэтических произведениях, допустимы непроективности, которые используются в них как художественные средства. В работе [5] показано, что цепочка является проективной, когда в ее дереве синтаксического подчинения отсутствуют пересекающиеся дуги и корень дерева не лежит ни под одной из них. Используя этот наглядный критерий, определим формально понятие проективности в рамках предложенной модели.

Произвольную дугу, соединяющую в любом направлении вершины a_i и a_j дерева синтаксического подчинения предложения π , назовем пересекающейся с любой дугой, соединяющей вершины a_r и a_s (также в произвольном направлении), если $1 \leq i < r < j < s \leq n$. Если же $1 \leq i < r < j \leq n$, то будем говорить, что вершина a_r лежит под дугой, соединяющей вершины a_i и a_j . Предложение языка $L(G)$ будем называть проективным, если в его дереве синтаксического подчинения нет пересекающихся дуг и корень дерева не лежит ни под какой дугой; слабо проективным, если в этом ордереве отсутствуют пересекающиеся дуги, но корень его лежит под некоторой дугой, и непроективным во всех остальных случаях.

Утверждение 2. Все цепочки языка $L(G)$ являются проективными предложениями.

Доказательство. Снова применим индукцию по числу n вхождений слов в предложении. При $n = 1$ и $n = 2$ слова и синтагмы соответственно являются проективными предложениями. Пусть при $n = k$ любое предложение языка $L(G)$ проективное. Докажем, что при $n = k + 1$, т. е. после добавления в это предложение одного вхождения слова, проективность не нарушится. Добавим в предложение из k вхождений слов некоторое вхождение слова b . Тогда в предло-

жении должно присутствовать вхождение слова a , такое, что ab (или ba) – синтагма этого предложения. Предположим от противного, что дуга, соединяющая вершины a и b дерева синтаксического подчинения полученного предложения, пересекается с дугой, которая соединяет вершины c и d некоторой синтагмы cd . Тогда в соответствии с определением проективного предложения один из членов синтагмы ab (или ba) должен находиться между (в смысле линейного порядка \prec) вхождениями слов c и d , что противоречит определению схемы R грамматики G . Утверждение 2 доказано.

Свойства маргинальных синтагм. Пусть $\alpha\beta b\gamma$ (или $\alpha\beta\gamma a$) – произвольное предложение языка $L(G)$, где $\alpha, \beta, \gamma \in V^*$ (V^* – множество всех цепочек в словаре V грамматики G), ab (или ba) – синтагма этого предложения с определяемым членом a и определяющим b . Синтагму ab (или ba) назовем маргинальной синтагмой предложения $\alpha\beta b\gamma$ (или $\alpha\beta\gamma a$), если для любого вхождения слова c ($c \neq b$) данного предложения цепочки bc и cb не являются его синтагмами.

Видно, что определяющие члены всех маргинальных синтагм любого предложения языка $L(G)$ являются висячими вершинами его синтаксического дерева. Слово b синтагм ab и ba будем называть маргинальным словом.

Следующее свойство маргинальных синтагм будем использовать при формировании словаря синтагм.

Утверждение 3. Если ρ – произвольная непустая цепочка в словаре V ($\rho \in V^+$), а ab (или ba) – маргинальная синтагма цепочки ρ , причем в схеме R грамматики G имеется правило вывода $a' \rightarrow a'b'$ (или $a' \rightarrow b'a'$), то цепочка σ , полученная из ρ удалением определяющего члена b синтагмы ab (или ba), является предложением языка $L(G)$ тогда и только тогда, когда $\rho \in L(G)$.

Доказательство. Необходимость. Пусть цепочка σ является предложением языка $L(G)$. Тогда необходимость, т. е. выполнение соотношения $\rho \in L(G)$, следует из факта существования в схеме R грамматики G правил вывода $a' \rightarrow a'b'$ (или $a' \rightarrow b'a'$) и $a' \rightarrow a, b' \rightarrow b$.

Достаточность. Пусть имеется синтагма ab с определяемым членом a и определяющим b . Тогда для цепочки ρ существует вывод $D = (I, \alpha, \beta, \dots, \gamma, \mu a'v, \mu a'b'v, \dots, \mu abv, \dots, \rho)$ в грамматике G , где $\alpha, \beta, \gamma, \mu, v \in V^*$ (V^* – множество всех цепочек в словаре V). Поскольку ab – маргинальная синтагма предложения ρ , то в силу ее маргинальности для любого слова c предложения ρ цепочка bc не является синтагмой, т. е. при выводе предложения ρ не используются правила вида $b' \rightarrow b'c'$, а цепочка $\mu a'b'v$ в выводе D получена из цепочки $\mu a'v$ путем применения правила вывода $a' \rightarrow a'b'$. Если цепочку $\mu a'b'v$ исключить из вывода D , то получим вывод цепочки σ из начального символа I . Аналогично рассматривается случай, когда синтагмой предложения ρ является цепочка ba . Утверждение 3 доказано.

Утверждение 3 обеспечивает получение проективного предложения языка после исключения из него определяющих членов всех маргинальных синтагм в соответствии со следующей циклической процедурой. На первом шаге этой процедуры в анализируемом предложении являются неразделенные маргинальные синтагмы, на втором шаге из этих синтагм исключаются определяющие члены. Далее процесс повторяется аналогичным образом до получения в каждом предложении единственного его слова.

Утверждение 4. Если $a_1 a_2 \dots a_n$ – синтагматическая структура некоторого предложения π языка $L(G)$, такая, что $a_1 a_n$ – синтагма и для всех $i = \overline{1, n-2}$ цепочка $a_i a_{i+1}$ также является синтагмой предложения π , то слово a_{i+1} есть определяющий член синтагмы $a_i a_{i+1}$, причем синтагма $a_{n-2} a_{n-1}$ маргинальная.

Доказательство. Докажем, что слово a_{i+1} есть определяемый член синтагмы $a_i a_{i+1}$. Предположим от противного, что определяющим членом этой синтагмы является слово a_i . Тогда в дереве синтаксического подчинения предложения π вершина a_{i+1} лежит под дугой, соединяющей вершины a_1 и a_n , т. е. цепочка $a_1 a_2 \dots a_n$ слабо проективная, что противоречит проективности предложения π . Если предположить, что слово a_{n-1} не является маргинальным, то снова получим непроективное предложение. Утверждение 4 доказано.

Аналогично доказываются утверждения 5 и 6.

Утверждение 5. Если $a_1a_2 \dots a_n$ – синтагматическая структура некоторого предложения π языка $L(G)$, такая, что a_1a_n – синтагма и для всех $i = \overline{2, n-1}$ цепочка $a_i a_{i+1}$ также есть синтагма предложения π , то слово a_i является определяющим членом синтагмы $a_i a_{i+1}$, а синтагма $a_2 a_3$ – маргинальной.

Утверждение 6. Пусть $a_1a_2 \dots a_n$ – синтагматическая структура некоторого предложения π языка $L(G)$, такая, что a_1a_n – синтагма и для всех $i = \overline{2, l}, j = \overline{l+1, n-1}$ (l – некоторая постоянная, $1 < l < n$) $a_{i-1}a_i, a_j a_{j+1}$ – синтагмы предложения π . Тогда слово a_i является определяющим членом синтагмы $a_{i-1}a_i$, а слово a_j – определяющим членом синтагмы $a_j a_{j+1}$ этого предложения, причем $a_{l-1}a_l$ и $a_{l+1}a_n$ – маргинальные синтагмы.

С помощью утверждений 4–6 можно определить направление синтаксической связи в синтагмах, когда в предложении имеется так называемое гнездование, т. е. когда одна или несколько вершин дерева синтаксического подчинения предложения лежат под дугой (дугами).

При отсутствии гнездования установить определяемый и определяющий члены синтагмы позволяют следующие два утверждения.

Утверждение 7. Если abc – синтагматическая структура предложения $\pi \in L(G)$, такая, что ab и bc – синтагмы, причем слово b – определяющий член синтагмы ab , а слово a – определяемый, то c – определяющий член синтагмы bc , а b – определяемый.

Доказательство. Действительно, если предположить от противного, что определяющим членом синтагмы bc является слово b , то синтаксический граф предложения π не будет ордером. Полученное противоречие доказывает утверждение 7.

Аналогично можно доказать следующее утверждение.

Утверждение 8. Пусть abc – синтагматическая структура предложения π языка $L(G)$, такая, что ab и bc – синтагмы, причем слово b является определяющим членом синтагмы bc , а слово c – определяемым. Тогда у синтагмы ab слово a – определяющий член, а слово b – определяемый.

Утверждения 3–8 позволяют реализовать алгоритмическую процедуру построения словаря синтагм.

Формирование словаря синтагматических структур. Процесс создания словаря синтагматических структур $Dic_{\mu\nu}$ включает два этапа. На первом этапе формируется множество (словарь) синтагм

$$Dic_{ab} = \{ \langle ab \mid (a, b) \in \Omega_{Cf} \cup \Omega_{Cf}^{-1}; a, b \in V; Dir \},$$

а на втором оно дополняется синтагматическими структурами:

$$Dic_{\mu\nu} = \{ \langle \mu\nu \mid (\mu, \nu) \in \Omega_{Cf} \cup \Omega_{Cf}^{-1}; \nu, \mu \in L(G); Dir \},$$

где элементы множества $Dir = \{ \rightarrow; \leftarrow \}$ указывают направление синтаксической связи.

Алгоритм формирования множества синтагм. На входе алгоритма – полный корпус текстов Cf , на выходе – множество (словарь) $Dic_{\mu\nu}$. Алгоритм работает следующим образом.

1. В каждом предложении полного корпуса текстов Cf выбираются все пары смежных слов, и вся совокупность полученных пар упорядочивается по их неубыванию с целью определения частоты встречаемости этих пар во входном тексте. Те пары, частота которых превышает некоторое пороговое значение, будем считать синтагмами.

2. В корпусе Cf выявляются маргинальные синтагмы, а также направления синтаксической связи между словами синтагм с использованием утверждений 3–8. Маргинальные слова всех найденных синтагм из текста удаляются, а сами синтагмы заносятся в множество $Dic_{\mu\nu}$ и исключаются из списка, полученного на первом шаге работы алгоритма. Затем процедура повторяется. Алгоритм заканчивает работу, когда в тексте будут отсутствовать синтагматические структуры, упомянутые в утверждениях 3–8.

Коммуникативные фрагменты, типология синтагматических структур. Традиционно синтез предложений языка (текста) сначала реализуется как последовательная генерация лексем, затем синтаксических фраз и, наконец, предложений по известным синтаксическим правилам. Однако в соответствии с результатами исследования этой проблемы, изложенными в монографии [6], предложения строятся из готовых, хранящихся в памяти компонентов, названных коммуникативными фрагментами. Эти фрагменты не образуются по синтаксическим правилам, а извлекаются из памяти целиком. В системе информационной поддержки процессов принятия решений будем использовать в качестве таких фрагментов информативные синтагматические структуры.

Обозначим через $\pi = a_1 a_2 \dots a_n$ некоторое предложение языка $L(G)$. Рассмотрим возможные типы синтагматических структур в предложении π (буква x в мнемоническом обозначении типа синтагматической структуры означает вхождение слова, а символы \rightarrow и \leftarrow по-прежнему указывают направление синтаксической связи между вхождениями слов и синтагмами предложения π):

$x \rightarrow (x \leftarrow x)$ – синтагматическая структура $a_i a_{i+1} a_{i+2}$ с определяемым членом a_i и определяющим $a_{i+1} a_{i+2}$, где $1 \leq i \leq n-2$, $a_{i+1} a_{i+2}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+1} и определяемым a_{i+2} , $a_i a_{i+2}$ – разделенная синтагма с определяемым членом a_i и определяющим a_{i+2} ;

$x \leftarrow (x \leftarrow x)$ – синтагматическая структура $a_i a_{i+1} a_{i+2}$ с определяющим членом a_i и определяемым $a_{i+1} a_{i+2}$, где $1 \leq i \leq n-2$, $a_{i+1} a_{i+2}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+1} и определяемым a_{i+2} , $a_i a_{i+2}$ – разделенная синтагма с определяемым членом a_{i+2} и определяющим a_i ;

$(x \rightarrow x) \leftarrow x$ – синтагматическая структура $a_i a_{i+1} a_{i+2}$ с определяемым членом $a_i a_{i+1}$ и определяющим a_{i+2} , где $1 \leq i \leq n-2$, $a_i a_{i+1}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+1} и определяемым a_i , $a_i a_{i+2}$ – разделенная синтагма с определяющим членом a_i и определяемым a_{i+2} ;

$(x \rightarrow x) \rightarrow x$ – синтагматическая структура $a_i a_{i+1} a_{i+2}$ с определяющим членом $a_i a_{i+1}$ и определяемым a_{i+2} , где $1 \leq i \leq n-2$, $a_i a_{i+1}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+1} и определяемым a_i , $a_i a_{i+2}$ – разделенная синтагма с определяемым членом a_i и определяющим a_{i+2} ;

$(x \rightarrow x) \leftarrow (x \leftarrow x)$ – синтагматическая структура $a_i a_{i+1} a_{i+2} a_{i+3}$ с определяющим членом $a_i a_{i+1}$ и определяемым $a_{i+2} a_{i+3}$, где $1 \leq i \leq n-3$, $a_i a_{i+1}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+1} и определяемым a_i , а $a_{i+2} a_{i+3}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+2} и определяемым a_{i+3} , $a_i a_{i+3}$ – разделенная синтагма с определяющим членом a_i и определяемым a_{i+3} ;

$(x \rightarrow x) \rightarrow (x \leftarrow x)$ – синтагматическая структура $a_i a_{i+1} a_{i+2} a_{i+3}$ с определяемым членом $a_i a_{i+1}$ и определяющим $a_{i+2} a_{i+3}$, где $1 \leq i \leq n-3$, $a_i a_{i+1}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+1} и определяемым a_i , а $a_{i+2} a_{i+3}$ – неразделенная синтагма с определяющим членом a_{i+2} и определяемым a_{i+3} , $a_i a_{i+3}$ – разделенная синтагма с определяемым членом a_i и определяющим a_{i+3} .

Алгоритм формирования множества синтагматических структур. На входе алгоритма – множество синтагм Dic_{ab} и полный корпус текстов Cf , на выходе – множество (словарь) $Dic_{\mu\nu}$. Алгоритм включает следующие шаги:

1. Последовательно проводится поиск синтагматических структур в соответствии с их типологией, рассмотренной выше. Мнемонические формулы синтагматических структур заполняются синтагмами из множества Dic_{ab} .

2. Синтагматические структуры, информативность которых превышает некоторое пороговое значение, заносятся в множество $Dic_{\mu\nu}$. Информативность произвольной синтагматической структуры $\mu\nu$ вычисляется по формуле

$$I_{Cf}^{\mu\nu} = n_{Cf}^{\mu\nu} / N_{Cf},$$

где $n_{Cf}^{\mu\nu}$ – количество предложений в полном корпусе текстов Cf , в которых присутствует синтагматическая структура $\mu\nu$, а N_{Cf} – количество всех предложений в корпусе Cf .

Заключение. Предложена математическая модель представления знаний в системе информационной поддержки принятия решений. Подход к моделированию основывается на формализации семантических отношений в языке. Формализация таких отношений обеспечивает адекватное представление знаний и служит теоретической базой для алгоритмизации взаимодействия пользователя с системой.

В качестве реализации предложенной в статье модели разработаны алгоритмы создания словарей синтагм и синтагматических структур. При формировании множества синтагм используются доказанные в статье утверждения о маргинальных синтагмах. Множество синтагматических структур строится с учетом приведенной их типологии. Синтагматические структуры в словаре приобретают статус коммуникативных фрагментов, т. е. устойчивых словосочетаний, из которых синтезируются высказывания языка информационной системы.

Список использованных источников

1. Липницкий, С. Ф. Синтез запросов и поиск альтернатив в системе информационной поддержки принятия решений / С. Ф. Липницкий // Проблемы физики, математики и техники. – 2020. – № 2. – С. 91–95.
2. Симанков, В. С. Методологическое обеспечение этапов поддержки принятия решений при синтезе сложных систем / В. С. Симанков, А. Н. Черкасов // Перспективы науки. – 2012. – № 12. – С. 85–89.
3. Моисеенко, Е. В. Информационные технологии в экономике / Е. В. Моисеенко, Е. Г. Лаврушина ; ред. М. А. Касаткина. – М. : Софт, 2009. – С. 120–135.
4. Кравченко, Т. К. Системы поддержки принятия решений / Т. К. Кравченко // Информационные технологии для современного университета ; под общ. ред. А. Н. Тихонова, А. Д. Иванникова. – М. : ГНИИ ИТТ «Информика», 2011. – С. 107–118.
5. Гладкий, А. В. Синтаксические структуры естественного языка в автоматизированных системах общения / А. В. Гладкий. – М. : Наука, 1985. – 144 с.
6. Гаспаров, Б. М. Язык, память, образ. Лингвистика языкового существования / Б. М. Гаспаров. – М. : Новое литературное обозрение, 1996. – 352 с.

References

1. Lipnitskiy S. F. *Synthesis of queries and search for alternatives in the system of information support for decision-making*. Problemy fiziki, matematiki i tehniki [Problems of Physics, Mathematics and Technology], 2020, no. 2, pp. 91–95 (In Russ.).
2. Simankov V. S., Cherkasov A. N. *Methodological support of decision support stages in the synthesis of complex systems*. Perspektivy nauki [Prospects of Science], 2012, no. 12, pp. 85–89 (In Russ.).
3. Moiseenko E. V., Lavrushina E. G. *Informacionnyye tehnologii v jekonomike*. Information Technologies in the Economy. In Kasatkina M. A. (ed.). Moscow, Soft, 2009, pp. 120–135 (In Russ.).
4. Kravchenko T. K. *Decision support systems*. Informacionnyye tehnologii dlja sovremennogo universiteta [Information Technologies for a Modern University]. In Tikhonov A. N., Ivannikov A. D. (eds.). Moscow, Gosudarstvennyj nauchno-issledovatel'skij institut informacionnyh tehnologij i telekommunikacij "Informika", 2011, pp. 107–118 (In Russ.).
5. Gladkiy A. V. *Sintaksicheskie struktury estestvennogo jazyka v avtomatizirovannyh sistemah obshhenija*. Syntactic Structures of Natural Language in Automated Communication Systems. Moscow, Nauka, 1985, 144 p. (In Russ.).
6. Gasparov B. M. *Jazyk, pamjat', obraz*. Lingvistika jazykovogo sushhestvovaniya. Language, Memory, Image. Linguistics of Linguistic Existence. Moscow, Novoe literaturnoe obozrenie, 1996, 352 p. (In Russ.).

Информация об авторе

Липницкий Станислав Феликсович, доктор технических наук, главный научный сотрудник, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.
E-mail: lipn@newman.bas-net.by

Information about the author

Stanislav F. Lipnitsky, D. Sc. (Eng.), Chief Researcher, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.
E-mail: lipn@newman.bas-net.by



УДК 378+378, 164/169
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-50-61>

Оригинальная статья
Original Paper

Модель профессиональной области как основа адаптивного образовательного процесса

И. И. Шпак¹, С. Н. Касанин²✉

¹Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, ул. П. Бровки, 6, Минск, 220013, Беларусь

²Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси, ул. Сурганова, 6, Минск, 220012, Беларусь

✉E-mail: s.kasanin@newman.bas-net.by

Аннотация

Цели. Основной целью работы является исследование преимуществ деятельностного, или функционального, подхода в сравнении с предметным, или урочно-лекционным, подходом при создании модели профессиональной области для адаптивного образовательного процесса. Актуальность решаемой задачи обусловлена тем, что адаптивные образовательные технологии благодаря широкой компьютеризации и информатизации всех сфер человеческой деятельности, а также инновационному развитию искусственного интеллекта стали доминирующими в системах обучения всех уровней, начиная с дошкольного и заканчивая высшим образованием. Без высокоэффективной модели профессиональной области невозможно успешно реализовать адаптивное обучение.

Методы. Для достижения поставленных в работе целей и доказательства сформулированных утверждений применяется метод сравнительного анализа наиболее распространенных в современных системах путей создания моделей профессиональной области для адаптивного обучения. Для этого исследовалась эффективность использования традиционного подхода, в основе которого лежит предметно-урочный, или лекционно-семинарский, признак структурирования учебного материала, и деятельностного подхода на основе концепции «Модули трудовых компетенций», разработанной Международной организацией труда.

Результаты. Проанализировано качество учебного материала (модели профессиональной области для адаптивного образовательного процесса), полученного с использованием традиционного подхода, и учебного материала (такой же по назначению модели), полученного на основе деятельностного подхода в соответствии с концепцией «Модули трудовых компетенций». Проведено сравнение результатов анализа и обобщение теоретических утверждений с учетом примеров разработанных модульных материалов, а также пилотного внедрения наработанных ранее модульных программ.

Заключение. Приведенные в статье сведения могут быть полезны для специалистов, исследователей и руководителей учреждений образования различных уровней при планировании и создании ими систем адаптивного обучения. Сделанные выводы и рекомендации полностью соответствуют требованиям развития системы образования Республики Беларусь.

Ключевые слова: адаптивные образовательные технологии, модель профессиональной области, индивидуализация обучения, система образования, концепция «Модули трудовых компетенций», модульные программы, деятельностный подход, преобразовательная техника, изучение электромобилей

Благодарности. Исследование выполнено в рамках ГБНИР 21-2032 «Математическое, алгоритмическое, научно-методическое и информационно-коммуникационное обеспечение организации адаптивного образовательного процесса подготовки специалистов для получения высшего образования, интегрированного со средним специальным образованием» на кафедре информационных систем и технологий в Институте информационных технологий БГУИР.

Для цитирования. Шпак, И. И. Модель профессиональной области как основа адаптивного образовательного процесса / И. И. Шпак, С. Н. Касанин // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 50–61. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-50-61>

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 15.08.2022
Подписана в печать | Accepted 05.09.2022
Опубликована | Published 29.09.2022

A model of the professional field as the basis for an adaptive educational process

Ivan I. Shpak¹, Sergey N. Kasanin²✉

¹*Belarusian State University
of Informatics and Radioelectronics,
st. P. Brovki, 6, Minsk, 220013, Belarus*

²*The United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus,
st. Surganova, 6, Minsk, 220012, Belarus*

✉E-mail: s.kasanin@newman.bas-net.by

Abstract

Objectives. The main purpose of the work is to study the advantages of an activity-based approach, or functional approach in comparison with a subject-based approach, or lecture-based approach for creating a model of a professional field for adaptive educational process. The relevance of the problem being solved is caused by due to the fact, that adaptive educational technologies, thanks to the extensive computerization and informatization of all spheres of human activity, as well as the innovative development of artificial intelligence, have become dominant in teaching systems at all levels, from preschool to higher education institutions. Without a highly effective model of the professional field, it is impossible to successfully implement adaptive learning.

Methods. To achieve the goals and to prove the statements formulated, the method of comparative analysis of the most widely used ways for creating models of the professional field for adaptive learning in modern systems, was used. To do this, we studied: the effectiveness of using the traditional approach, which is based on subject-specific or lecture-seminar signs of structuring educational material; as well as the effectiveness of using an activity-based approach based on the concept of "Modules of labor competencies" for the formation of educational material.

Results. The analysis of the quality of educational material (a model of a professional field for an adaptive educational process) obtained using the traditional approach, and educational material (the same model for its intended purpose) obtained on the basis of an activity approach in accordance with the concept of "Modules of labor competencies". The results of the analysis are compared and theoretical statements are summarized, taking into account the examples of developed modular materials, as well as the pilot implementation of previously developed modular programs.

Conclusion. The information given in the article can be useful for specialists, researchers and heads of educational institutions of various levels, when planning and creating adaptive learning systems. The conclusions and recommendations fully comply with the requirements of the development of the education system of the Republic of Belarus.

Keywords: adaptive educational technologies, professional field model, individualization of training, education system, the concept of "Modules of labor competencies", modular programs, activity approach, transformative technology, study of electric vehicles

Acknowledgements. The research was carried out within the framework of the of state-funded research work 21-2032 "Mathematical, algorithmic, scientific-methodological and information-communication support for the organization of adaptive educational process of training specialists for higher education integrated with secondary special education" at the Department of Information Systems and Technologies at the Institute of Information Technologies of BSUIR.

For citation. Shpak I. I., Kasanin S. N. *A model of the professional field as the basis for an adaptive educational process.* Informatika [Informatics], 2022, vol. 19, no. 3, pp. 50–61 (In Russ.).
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-50-61>

Conflict of interest. The authors declare of no conflict of interest.

Ведение. Реализация основных принципов и тенденций развития системы образования Республики Беларусь, провозглашенных в принятой менее года назад соответствующей Концепции [1], выдвигает в ряд первоочередных задач совершенствование и развитие существующей у нас в стране системы образования, что невозможно без широкого внедрения на всех уровнях адаптивных образовательных технологий.

Согласно сведениям, которые можно найти в древнегреческих, еврейских и китайских трактатах, первые попытки адаптировать процесс обучения к возможностям и потребностям тех, кто обучается, предпринимались уже в первом веке до нашей эры. Позже, уже в средневековье, Яном Амосом Коменским были сформулированы педагогические принципы классно-урочной системы, представляющей, по сути, основу адаптивного обучения [2].

Развитие научно-технического прогресса и внедрение технических средств в учебный процесс стимулировали дальнейшее развитие адаптивного обучения благодаря присущим ему достоинствам, важнейшими из которых являются: индивидуализация обучения; повышение мотивации обучающихся и, как следствие, более высокая результативность обучения; учет в процессе профессиональной подготовки динамичных требований рынка труда; уменьшение отсева обучающихся. Нынешний облик и доминирующее положение в системах обучения современные адаптивные образовательные технологии приобрели благодаря цифровизации всех сфер человеческой деятельности, а также инновационному развитию в области искусственного интеллекта [3]. Кроме того, модернизация высшего образования, основанная на формировании цифрового общества и становлении цифровой экономики, требует перехода к инновационным методам обучения, а именно к адаптивному образовательному процессу в условиях развивающейся электронной информационно-образовательной среды, и осознания роли, которую должна играть цифровизация в повышении качества обучения [4–10].

Первоочередной задачей при создании любой адаптивной системы обучения является определение того, что и каким образом требуется адаптировать. Это означает необходимость разработки модели адаптации и на ее основе – алгоритма, реализующего процесс адаптивного профессионального обучения [3]. Сам процесс обучения вне зависимости от педагогических технологий, используемых для его реализации, заключается в формировании содержания обучения, т. е. нужного объема профессиональных знаний, и усвоении этих знаний обучающимся.

Если речь идет о создании модели системы адаптивного обучения на современной инфокоммуникационной основе, то задача сводится к необходимости использования моделью и организации оптимального взаимодействия двух источников данных: содержания обучения, или же модели профессиональной области, и модели обучаемого. Таким образом, становится очевидным, что основой высококачественного профессионального обучения являются полнота и качество самого содержания обучения, а основой адаптивного обучения – высокоэффективная модель профессиональной области.

В статье описывается опыт авторов по внедрению в образовательный процесс новых методик обучения, основанных на применении адаптивных образовательных технологий.

Требования к формированию содержания профессионального обучения. Направления и содержание профессионального обучения определяются исходя из потребностей рынка труда в тех или иных специалистах. Система профессионального образования должна обеспечивать подготовку специалистов необходимого уровня квалификации и компетенций по профессиям,

которые востребованы на динамичном и гибком рынке труда. Еще четыре-пять лет назад определяющими факторами, характеризующими развитие мировой экономики, мирового рынка труда, а значит, и потребности в специалистах, являлись [11]:

- объединение ряда стран в различных частях света и создание региональных экономических союзов (регионализация);
- повышение эффективности и рентабельности создания и сбыта товаров и услуг за счет использования возможностей мирового рынка трудовых ресурсов и производственных мощностей (глобализация);
- взрывообразный прогресс в области инфокоммуникационных технологий и переход от индустриальной экономики к цифровой (цифровизация).

До пандемии COVID-19 перечисленные факторы, взаимосвязанные и взаимообусловленные, непосредственно или же опосредованно оказывали влияние на все области человеческой деятельности, включая и профессиональное образование.

В 2019 г. пандемия смогла не просто «отменить» регионализацию и глобализацию как таковые, но и вызвала существенные разногласия между многими странами и целыми регионами. Подтверждением могут служить многочисленные проблемы, возникающие между странами – членами ЕС и другими экономически высокоразвитыми странами в процессе вакцинации от COVID-19 [12].

Согласно последним сведениям Организации экономического сотрудничества и развития (URL: <https://www.oecd.org/employment/labour-stats/labour-market-situation-oecd-updated-july-2022.htm>) еще больше осложнили ситуацию на глобальном рынке труда, а значит, определение потребности и содержания профессионального обучения кризисные явления, связанные с нынешней политической обстановкой.

Наиболее общие принципы, которым должны соответствовать современные системы и содержание профессионального обучения, были разработаны и сформулированы в кризисные 1980-е гг. специалистами и экспертами Международной организации труда (МОТ) при создании концепции модульного профессионального обучения, получившей широкое распространение и известность в мире под названием «Модули трудовых компетенций» – МТК-концепция (первоначальное название «Модули трудовых навыков» – МТН-концепция). Перечислим важнейшие из этих принципов [13]:

- *оперативности и гибкости*. При создании системы профессионального обучения необходимо отслеживать ситуацию на рынке труда и готовить специалистов в соответствии со спросом по номенклатуре профессий и по уровню квалификации;

- *непрерывности и открытости*. Система обучения должна предоставлять работнику потенциальную возможность непрерывного образования, т. е. подключения в любое время к процессу обучения и продолжения обучения на следующем профессиональном уровне (обучения по вертикали) или освоения новой (смежной) профессии (обучения по горизонтали), а затем возвращения на рынок труда;

- *демократизации*. Следует обеспечивать возможность профессионального обучения с учетом склонностей и пожеланий обучаемых, что приведет к повышению мотивации познавательного процесса, а значит, качества и эффективности обучения;

- *доступности*. Система и содержание профессионального обучения должны обеспечивать реализацию учебного процесса как в учебных заведениях и центрах под руководством преподавателей и инструкторов, так и самостоятельно, в том числе дистанционно с помощью современных инфокоммуникационных технологий;

- *модульности*. Предполагает структурирование процесса обучения и квантование содержания учебного материала с применением отдельных учебных модулей, каждый из которых служит для достижения определенных целей обучения. Формирование и разработка учебных модулей могут осуществляться на основе различных подходов (рассмотрены далее);

- *эффективности и качества*. Для получения высокого качества и требуемого результата обучения необходимо четко формулировать цели и ставить задачи обучения, добиваясь их безусловной реализации. Это возможно лишь на основе использования результативных программ обучения. Для разработки таких программ наряду с высококвалифицированными педагогами

и методистами должны привлекаться и опытные специалисты из соответствующих предметных областей. Разработанные программы подлежат обязательной экспертизе, дорабатываются, оцениваются и сертифицируются;

– *стандартизации*. Для оценки качества подготовки специалистов очень важно нормализовать и стандартизировать требования к знаниям, умениям и навыкам, которыми должен обладать закончивший обучение. Высший уровень стандартизации в подготовке кадров – это профессиональные стандарты, которые определяют конечный результат обучения. В Республике Беларусь нормативными документами данного вида являются квалификационные характеристики, входящие в Единый тарифно-квалификационный справочник, а также образовательные стандарты, разрабатываемые в системе Министерства образования по учебным специальностям;

- *индивидуализации процесса обучения*;
- *ориентированности на конечный результат*;
- *активизации*;
- *плюрализации* и др.

Практически все приведенные здесь принципы изложены в Концепции развития системы образования Республики Беларусь до 2030 года [1].

Формирование содержания профессионального обучения на основе МТК-концепции Международной организации труда. Модульный подход к формированию содержания профессионального обучения [13] базируется на деятельностном, активизирующем и вариативном подходе к учебному процессу. Это позволяет реализовывать идею индивидуализации обучения, создавать гибкие программы обучения и образовательные стандарты, способствует повышению мотивации познавательного процесса. В итоге повышается качество и снижается стоимость обучения. Индивидуализация обучения может быть реализована в двух направлениях:

- регулирование темпа усвоения при едином для всех объеме учебного материала;
- выбор объема учебного материала в соответствии с пожеланиями и возможностями самих обучаемых.

Модульный подход способствует самообучению, увеличивая тем самым ответственность обучаемого за результаты своего труда. При этом трансформируется роль преподавателя, его основными функциями становятся управление и контроль за познавательной деятельностью обучаемых. Квалификация преподавателя в меньшей степени влияет на результаты обучения. Сроки обучения могут значительно сокращаться без ущерба для полноты и глубины усвоения материала.

При реализации модульного подхода обучающийся может самостоятельно или под управлением преподавателя работать с предложенным ему индивидуальным пакетом научно-методического обеспечения, включающим:

- целевую программу действий;
- банк учебной информации;
- методическое руководство для достижения поставленных учебных целей;
- средства контроля за качеством обучения;
- способы корректировки уровня подготовки.

Анализ путей реализации модульных технологий в профессиональном обучении. Возможны два различных подхода для реализации модульных принципов профессионального обучения: традиционный и деятельностный.

При традиционном подходе формирование содержания профессионального обучения осуществляется по предметно-урочному (лекционно-семинарскому) признаку. Сформированная таким образом область знаний представляет собой определенный набор учебных предметов (дисциплин). Однако даже достаточно полное и глубокое усвоение материала этих дисциплин не всегда означает обучение учащегося способности эффективно использовать полученные знания в практической деятельности.

Деятельностный подход, основанный на анализе деятельности будущего специалиста, является более эффективным для формирования содержания профессионального обучения. Сущность этого подхода заключается в том, что группой экспертов осуществляется прогностический анализ содержания труда, выявляются трудовые функции, объекты и средства труда,

в результате чего исчерпывающе описывается деятельность будущего специалиста. Описание это содержит весь перечень задач, которые предстоит решать специалисту в процессе профессиональной деятельности. На его основе определяются содержание, структура и последовательность усвоения учебного материала, необходимого для профессиональной подготовки обучающегося.

Традиционный подход более широко распространен в учреждениях высшего образования, хотя по эффективности он уступает деятельностному подходу. Модульность здесь реализуется путем квантования, т. е. разбивки на части содержания учебного материала внутри отдельной дисциплины или группы дисциплин. Учебный материал по программе дисциплины в соответствии с определенными рекомендациями структурируется и систематизируется с выделением отдельных модульных блоков (МБ). Усвоение материала МБ происходит с обязательным контролем и подведением итогов по каждому из блоков.

Для повышения объективности учета текущей успеваемости кроме итоговых оценок по отдельным модулям используются накопительные оценки и по ним определяется рейтинг обучаемых. Рейтинговая оценка обучаемых может формироваться различными способами: рейтинг по отдельной дисциплине, по дисциплинам цикла, по дисциплинам учебного года или же за весь срок обучения. Несмотря на то что обучение при этом осуществляется по уже разработанным традиционным тематическим планам и программам для данной специальности, эффективность обучения улучшается за счет активизации самостоятельной работы и повышения мотивации обучаемых к познавательной деятельности.

Данная методика нашла широкое применение на практике в виде модульно-рейтинговых систем обучения. Тем не менее организация учебного процесса в целом осуществляется по традиционному подходу, поэтому в полной мере реализовать все преимущества модульного обучения не удастся. Наибольшая эффективность реализации модульных принципов обучения обеспечивается при разработке модульных программ на основе деятельностного подхода.

Основные положения МТК-концепции Международной организации труда [13]. Как уже отмечалось, программы и содержание МТК-обучения разрабатываются на основе описания и анализа профессиональной деятельности будущего специалиста. Это описание проводится с использованием соответствующих профессиональных стандартов, квалификационных характеристик, производственных заданий работодателей или должностных инструкций, а также личных профессиональных знаний и опыта самих разработчиков. Затем описанная деятельность специалиста разбивается на отдельные логически завершенные части – так называемые модульные блоки.

МБ – это логическая завершенная и приемлемая часть работы в рамках производственного задания, профессии или области деятельности с четко обозначенными началом и окончанием, которая, как правило, не подразделяется в дальнейшем на более мелкие части.

Совокупность МБ, сгруппированных для конкретного вида работы, образует модуль трудовых компетенций.

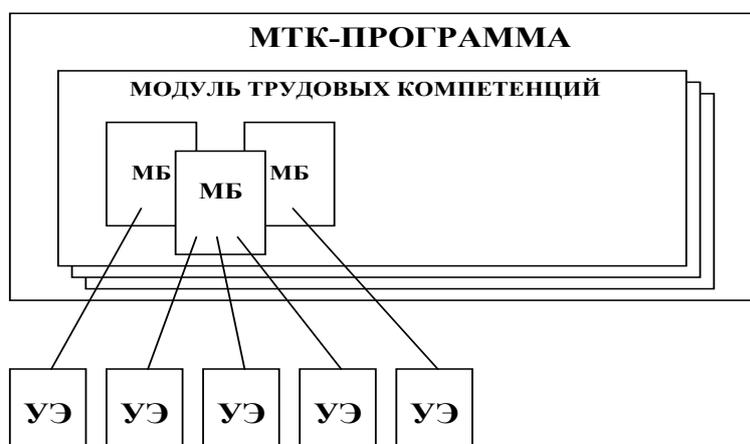
МТК представляет описание работы, выраженное в виде МБ (МТК описывает в форме МБ работу, выполняемую в рамках конкретного производственного задания).

В рамках каждого отдельного МБ работа разбивается на четко определенные шаги (операции), выполняемые в строго определенной логической последовательности. Для осуществления данных операций обучающемуся необходимо овладеть определенными знаниями и навыками (психомоторными, интеллектуальными и эмоциональными). На основе детального анализа шагов работы в каждом из МБ и необходимых для их выполнения навыков и компетенций определяются объем и содержание учебного материала, необходимого и достаточного для подготовки обучающегося выполнять работу в рамках МТК.

Учебный материал структурируется на отдельные учебные элементы (УЭ), каждый из которых посвящен формированию у обучаемого определенного вида компетенций или знаний.

УЭ – самостоятельная учебная брошюра (электронный учебный элемент), предназначенная для обучения, ориентированного как на самостоятельную работу обучаемого, так и на работу под руководством преподавателя. Каждый УЭ создан для определенных практических компетенций или теоретических знаний, т. е. содержит весь объем учебного материала, необходимого для формирования у обучаемого данных компетенций или получения данных теоретических знаний.

Структура МТК-программы и логическая взаимосвязь ее составных частей: МТК, МБ и УЭ – показаны на рисунке.



Структурная схема и взаимные связи элементов МТК-программы
Structural diagram and interconnections of the elements of the MTC program

Для обучаемых УЭ являются основным источником учебной информации. База УЭ может быть создана как для отдельных профессий, так и для целых профессиональных областей. Широкая доступность современных баз УЭ обеспечивается благодаря использованию облачных технологий.

В помощь преподавателям и учебным учреждениям, организующим МТК-обучение, разрабатывается инструктивный блок (ИБ).

ИБ – это современная форма плана занятий, разработанная для модульной системы обучения. Он способствует осуществлению преподавателями систематического планирования и подготовки занятий. ИБ могут также служить основой для разработки УЭ.

МТК, входящие в состав МТК-программ, в зависимости от поставленных учебных целей могут состоять из различного количества МБ в рамках одной или нескольких профессий. Это делает МТК-программы весьма эффективными для переподготовки и повышения квалификации, при обучении для самозанятости и предпринимательства. Одна и та же программа может обеспечивать комплексную подготовку кандидатов для осуществления данных видов деятельности. Для этого достаточно включить в МТК-программу МБ, обеспечивающие подготовку обучаемого по правовым вопросам предпринимательской деятельности и самостоятельной занятости, по бизнес-планированию, по основам рыночной экономики, бухгалтерского учета и налогообложения, по маркетингу, продвижению и сбыту создаваемых товаров и услуг, а также МБ для подготовки обучаемого надлежащему выполнению своей профессиональной деятельности.

Создание модели профессиональной области для адаптивного изучения дисциплины «Преобразовательная техника». Весьма эффективным представляется использование преимуществ модульных технологий при создании модели профессиональной области для адаптивного изучения преобразовательной техники как при подготовке инженеров по радиоэлектронике в рамках специальности «Промышленная электроника» БГУИР, так и при целевой подготовке, переподготовке и повышении квалификации инженерных кадров соответствующего профиля.

Учебный материал по преобразовательной технике достаточно легко поддается разбиению на отдельные логически завершенные части – МБ. Из них целесообразно составлять МТК для каждого из разделов дисциплины, которые, в свою очередь, послужат основой МТК-программы для изучения дисциплины в целом. Один из вариантов разбиения учебного материала по преобразовательной технике на МБ, формирования из полученных МБ для каждого раздела про-

граммы по дисциплине соответствующего МТК и получения в итоге МТК-программы для адаптивного изучения преобразовательной техники в целом представлен ниже.

Учитывая, что учебная программа дисциплины «Преобразовательная техника» предусматривает разбиение учебного материала на два раздела, МТК-программа включает два МТК:

МТК1 Силовая электроника.

МТК2 Информационная электроника.

Варианты возможного разбиения учебного материала на отдельные МБ в рамках **МТК1**:

МБ1 Магнитные материалы, используемые в импульсной технике и их свойства.

МБ2 Ключевые элементы импульсной техники.

МБ3 Обзор основных видов силовых преобразователей.

МБ4 Выпрямители, сглаживающие фильтры и стабилизаторы напряжения.

МБ5 Импульсные регуляторы постоянного напряжения (DC-DC-преобразователи) без гальванического разделения входа выхода.

МБ6 Импульсные регуляторы постоянного напряжения (DC-DC-преобразователи) с гальваническим разделением входа и выхода.

МБ7 Резонансные преобразователи.

МБ8 Инверторы (DC-AC-преобразователи).

МБ9 Узлы силовых преобразователей и элементы управления.

МБ10 Разрабатывается содержание

и в рамках **МТК2**:

МБ1 Функциональные узлы информационной электроники.

МБ2 Генераторы колебаний.

МБ3 Измерительные цепи для датчиков физических величин.

МБ4 Разрабатывается содержание.

Успешное применение указанных МТК-программ в учебном процессе, в том числе и для адаптивного изучения дисциплины, возможно при условии разработки всех учебных элементов и методических материалов.

Подготовительная работа по созданию модели профессиональной области для адаптивного изучения электромобилей. Большой интерес у участников и гостей престижной научной конференции EuroDisplay-2019, которую Международное общество информационных дисплеев (Society for Information Display, SID) в 2019 г. впервые проводило в Республике Беларусь на базе БГУИР, вызвал доклад [14], посвященный рассмотрению преимуществ изучения дисплеев для электромобилей с использованием модульных учебных материалов. В развитие темы, рассмотренной в указанном докладе, была определена структура и начата разработка на основе МТК-концепции MOT глобальной модульной программы для изучения электромобилей [15].

Представляется весьма актуальным включение в учебные планы подготовки инженеров по радиоэлектронике в рамках специальности «Промышленная электроника» БГУИР ряда учебных дисциплин по изучению электромобилей, которые должны обеспечивать комплексное получение знаний и формирование практических компетенций по электромобилям в рамках получаемой профессии. Разработка таких учебных дисциплин является весьма трудоемкой и возможна только на основе изучения самых свежих публикаций, а также опыта в области электромобилестроения, накопленного как ведущими мировыми, так и отечественными автомобилестроителями [16]. Коллектив преподавателей Института информационных технологий БГУИР на протяжении нескольких лет ведет работу над созданием указанных учебных материалов [17].

Общая МТК-программа, предназначенная для комплексного изучения электромобилей (начиная с их воздействия на отражающую среду и учебного материала по устройству и техническому обслуживанию и заканчивая особенностями их эксплуатации), должна содержать ряд отдельных, более специализированных МТК-программ.

Приведем один из возможных вариантов реализации глобальной МТК-программы для изучения электромобилей, включающей 14 частных МТК-программ:

- МТК1** Воздействие транспортных средств на окружающую среду.
- МТК2** Основы теории движения транспортных средств.
- МТК3** Трансмиссия транспортных средств.
- МТК4** Электромобили.
- МТК5** Гибридные электрические транспортные средства.
- МТК6** Электрические двигательные установки.
- МТК7** Проектирование гибридного электрического транспортного средства.
- МТК8** Пиковые источники питания и накопление энергии.
- МТК9** Основы рекуперативного торможения.
- МТК10** Принципы проектирования OLED-дисплеев для электромобилей.
- МТК11** Принципы проектирования ЖК-дисплеев для электромобилей.
- МТК12** Оптимизация трансмиссии транспортных средств.
- МТК13** Особенности технического обслуживания электромобилей.
- МТК14** Особенности эксплуатации электромобилей.

Специализированные программы МТК10 и МТК11, каждая из которых должна содержать необходимое количество УЭ и методических материалов, обеспечивают возможность изучения всех вопросов, связанных с принципами работы, проектирования и применения дисплеев для различных целей в электромобилях [18].

Заключение. В статье проанализированы различные пути создания моделей профессиональной области для адаптивного обучения. Приведенные примеры, а также результаты пилотного внедрения МТК-программ, разработанных в рамках проекта МОТ «Развитие модульной системы образования в Республике Беларусь» [13], наряду с многолетним опытом, накопленным российскими и украинскими коллегами, обоснованно подтверждают достижение более высокой эффективности учебного процесса на основе использования модульных учебных материалов по сравнению с традиционной организацией процесса обучения. Доказательством тому служат следующие достоинства модульного подхода к обучению, при котором может быть существенно снижена стоимость процесса обучения:

- реализация принципа индивидуализации процесса обучения согласно Концепции [1];
- повышение мотивации обучаемых к овладению знаниями;
- существенное повышение качества и прочности усвоения учебного материала;
- сокращение сроков обучения.

Приведенные преимущества модульных учебных материалов приобретают еще большую значимость при создании на основе МТК-концепции МОТ модели предметной или профессиональной области для адаптивного обучения с использованием современных инфотелекоммуникационных и облачных технологий, а также колоссальных возможностей искусственного интеллекта для осуществления адаптации процесса обучения под запросы, способности, возможности и индивидуальные особенности личности каждого обучающегося.

Одной из главных проблем широкого использования систем адаптивного обучения являются высокие затраты на их создание. На разработку модели адаптации и алгоритмов, реализующих процесс адаптивного обучения, на создание модели предметной или профессиональной области и модели обучаемого требуются огромные временные и финансовые затраты, а также человеческие ресурсы. Связано это с тем, что для создания системы адаптивного обучения необходимо наработать огромное количество учебного материала, который может подходить студентам с разными способностями и уровнями подготовленности [2, 13].

Вклад авторов. *С. Н. Касанин* обосновал актуальность работы; определил план исследования литературных источников; поставил задачи, которые необходимо было решить в ходе анализа различных путей создания модели профессиональной области для адаптивного образовательного процесса; предложил методики проведения анализа. *И. И. Шнак* собрал и систематизировал материал по системам адаптивного обучения; провел анализ и сравнил возможности, до-

стоинства и недостатки основных подходов, используемых для формирования содержания профессионального обучения и моделей профессиональной области для адаптивных систем обучения; рассмотрел возможные для практической реализации примеры модульных учебных материалов; обобщил и интерпретировал результаты исследования.

Список использованных источников

1. Концепция развития системы образования Республики Беларусь до 2030 года [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <https://pravo.by/document/?guid=12551&p0=C22100683&p1=1&p5=0>. – Дата доступа: 10.07.2022.
2. Вилкова, К. А. Адаптивное обучение в высшем образовании: за и против / К. А. Вилкова, Д. В. Лебедев ; Национальный исследовательский университет «Высшая школа экономики», Институт образования. – М. : НИУ ВШЭ, 2020. – 36 с.
3. Шпак, И. И. О создании на основе модульных технологий модели профессиональной области для адаптивного образовательного процесса по изучению схемотехники / И. И. Шпак // Дистанционное обучение – образовательная среда XXI века : материалы IX Междунар. науч.-метод. конф., Минск, 26 мая 2022 г. – Минск : БГУИР, 2022. – С. 52–53.
4. Касанин, С. Н. Подготовка научных кадров высшей квалификации в условиях инновационных преобразований на военном факультете / С. Н. Касанин // Организация подготовки научных кадров высшей квалификации в условиях инновационных преобразований на военном факультете : материалы науч.-метод. семинара, Минск, 30 окт. 2012 г. – Минск : БГУИР, 2013. – С. 3–7.
5. Касанин, С. Н. Применение планшетных компьютеров в процессе обучения на военном факультете / С. Н. Касанин, А. А. Алехин, А. Г. Романович // Инновационные технологии в учебном процессе : материалы 51-й науч. конф. аспирантов, магистрантов и студентов, Минск, 17 апр. 2015 г. – Минск : БГУИР, 2015. – С. 13–14.
6. Касанин, С. Н. Влияние внедрения инновационных технологий в практику дистанционного обучения на улучшение качества подготовки специалистов / С. Н. Касанин, Г. Ю. Дюжов // Дистанционное обучение – образовательная среда XXI века : материалы IX Междунар. науч.-метод. конф., Минск, 3–4 дек. 2015 г. – Минск : БГУИР, 2015. – С. 52–53.
7. Касанин, С. Н. Информационные компьютерные сети и системы в сфере образования / С. Н. Касанин, А. С. Шарибченко // Дистанционное обучение – образовательная среда XXI века : материалы IX Междунар. науч.-метод. конф., Минск, 3–4 дек. 2015 г. – Минск : БГУИР, 2015. – С. 299–300.
8. Паскробка, С. И. Анализ использования учащимися компьютерных сетей и систем / С. И. Паскробка, С. Н. Касанин // Дистанционное обучение – образовательная среда XXI века : материалы IX Междунар. науч.-метод. конф., Минск, 3–4 дек. 2015 г. – Минск : БГУИР, 2015. – С. 275–276.
9. Касанин, С. Н. Совершенствование высшего образования в условиях инновационного развития / С. Н. Касанин, М. М. Жусупов // Проблемы повышения эффективности образовательного процесса на базе информационных технологий : материалы IX Междунар. специализированной науч. конф., Минск, 22 апр. 2016 г. – Минск : БГУИР, 2016. – С. 5–9.
10. Касанин, С. Н. Информационная обучающая среда на военном факультете в контексте современного образовательного процесса / С. Н. Касанин // Повышение качества подготовки военных специалистов в учреждениях образования : материалы работы межвуз. науч.-метод. сем., Минск, 30 нояб. 2016 г. – Минск : БГУИР, 2016. – С. 3–5.
11. Шпак, И. И. Модульная концепция MOT в сочетании с мультимедийными информационными технологиями – основа совершенствования современного образовательного процесса // *Modern Technologies in System of Additional and Professional Education : Materials of the VI Intern. Scientific Conf. on May 2–3, 2018.* – Prague : Vedecko vydavatelske centrum "Sociosfera-CZ", 2018. – P. 52–58.
12. Шпак, И. И. Модульность (на основе концепции MOT) и адаптивность – реальные пути повышения эффективности удаленного обучения в вузах в условиях пандемии / И. И. Шпак // *Universe of university* : сб. материалов Междунар. науч. интернет-конф., Екатеринбург, 18 мая 2021 г. / Уральский институт управления – филиал РАНХиГС. – Екатеринбург, 2021. – С. 338–341.
13. Шпак, И. И. Модульные образовательные технологии в век информатизации и электронного обучения / И. И. Шпак // *Информационные системы и технологии: управление и безопасность* : сб. статей II Междунар. заоч. науч.-практ. конф., Тольятти, дек. 2013 г. – Тольятти : ПВГУС, 2013. – С. 362–373.
14. Shpak, I. Modular approach to the study of displays for electric vehicles / I. Shpak // *Book of Abstracts of Intern. Conf. "EuroDisplay 2019"*, Minsk, Belarus, 16–20 Sept. 2019. – Minsk, 2019. – Poster Session, P-14. – P. 98.

15. Шпак, И. И. Модульный подход к изучению дисплеев для электромобилей / И. И. Шпак, В. И. Курмашев // Доклады БГУИР. – 2019. – № 7(125). – С. 129–135. <http://dx.doi.org/10.35596/1729-7648-2019-125-7-129-135>
16. Modern Electric, Hybrid Electric, and Fuel cell vehicles: Fundamentals, Theory and Design / М. Ehsani [et al.]. – 3rd ed. – CRC press, 2018. – 546 p.
17. Модульные образовательные технологии как эффективное средство изучения электромобилей / И. И. Шпак [и др.] // Развитие информатизации и государственной системы научно-технической информации (РИНТИ-2018) : докл. XVII Междунар. конф., Минск, 20 сент. 2018 г. – Минск : ОИПИ НАН Беларуси, 2018. – С. 309–312.
18. Templier, F. OLED Microdisplays. Technology and Applications / F. Templier. – John Wiley & Sons, Ltd, 2014. – 256 p.

References

1. Koncepciya razvitiya sistemy obrazovaniya Respubliki Belarus' do 2030 goda. *The concept of Development of the Republic Belarus Education System until 2030*. Available at: <https://pravo.by/document/?guid=12551&p0=C22100683&p1=1&p5=0> (accessed 10.07.2022) (In Russ.).
2. Vil'kova K. A., Lebedev D. V. *Adaptivnoe obuchenie v vysshem obrazovanii: za i protiv. Adaptive Learning in Higher Education: Pros and Cons*. Moscow, Nacional'nyj issledovatel'skij universitet "Vysshaja shkola jekonomiki", 2020, 36 p. (In Russ.).
3. Shpak I. I. *To a professional field model creating, on the base of modular technologies, for an adaptive educational process the circuit engineering studying*. Distancionnoe obuchenie – obrazovatel'naya sreda XXI veka : materialy IX mezhdunarodnoj nauchno-metodicheskoy konferencii, Minsk, 26 maja 2022 g. [*Distance Learning – Educational Environment of the XXI Century: Materials of the IX International Scientific and Methodical Conference, Minsk, 26 May 2022*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2022, pp. 52–53 (In Russ.).
4. Kasanin S. N. *Preparation of scientific personnel of higher qualification in conditions of innovative transformations at military faculty*. Organizaciya podgotovki nauchnyh kadrov vysshej kvalifikacii v usloviyah innovacionnyh preobrazovanij na voennom fakultete : materialy nauchno-metodicheskogo seminar, Minsk, 30 oktyabrya 2012 g. [*Organization of Training Scientific Personnel of Higher Qualification in Conditions of Innovative Transformations at Military Faculty: Materials of Scientific-Methodical Seminar, Minsk 30 October 2012*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2013, pp. 3–7 (In Russ.).
5. Kasanin S. N., Alyohin A. A., Romanovich A. G. *Application of tablet computers in the learning process at military faculty*. Innovacionnye tekhnologii v uchebnom processe : materialy 51-j nauchnoj konferencii aspirantov, magistrantov i studentov, Minsk, 17 aprelya 2015 g. [*Innovative Technologies in Educational Process: Materials of the 51st Scientific Conference of Graduate Students, Undergraduates and Students, Minsk, 17 April 2015*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2015, pp. 13–14 (In Russ.).
6. Kasanin S. N., Dyuzhov G. Yu. *Impact of implementing innovative technologies in the practice of distance learning on improving the quality of specialist training*. Distancionnoe obuchenie – obrazovatel'naya sreda XXI veka : materialy IX Mezhdunarodnoj nauchno-metodicheskoy konferencii, Minsk, 3–4 dekabrya 2015 g. [*Distance Learning – Educational Environment of the XXI Century: Materials of the IX International Scientific and Methodical Conference, Minsk, 3–4 December 2015*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2015, pp. 52–53 (In Russ.).
7. Kasanin S. N., Sharibchenko A. S. *Information computer networks and systems in education*. Distancionnoe obuchenie – obrazovatel'naya sreda XXI veka : materialy IX mezhdunarodnoj nauchno-metodicheskoy konferencii, Minsk, 3–4 dekabrya 2015 g. [*Distance Learning – Educational Environment of the XXI Century: Materials of the IX International Scientific and Methodical Conference, Minsk, 3–4 December 2015*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2015, pp. 299–300 (In Russ.).
8. Paskrobka S. I., Kasanin S. N. *Analysis of students' use of computer networks and systems*. Distancionnoe obuchenie – obrazovatel'naya sreda XXI veka : materialy IX mezhdunarodnoj nauchno-metodicheskoy konferencii, Minsk, 3–4 dekabrya 2015 g. [*Distance Learning – Educational Environment of the XXI Century: Materials of the IX International Scientific and Methodical Conference, Minsk, 3–4 December 2015*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2015, pp. 275–276 (In Russ.).
9. Kasanin S. N., Zhusupov M. M. *Improvement of higher education in conditions of innovative development*. Problemy povysheniya effektivnosti obrazovatel'nogo processa na baze informacionnyh tekhnologij : materialy IX Mezhdunarodnoj specializirovannoj nauchnoj konferencii, Minsk, 22 aprelya 2016 g. [*Problems of Increasing the Efficiency of the Educational Process Based on Information Technology: Materials*

of the IX International Specialized Scientific Conference, Minsk, 22 April 2016). Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2016, pp. 5–9 (In Russ.).

10. Kasanin S. N. *Information learning environment at the military faculty in the context of modern educational process*. Povyshenie kachestva podgotovki voennyh specialistov v uchrezhdeniyah obrazovaniya : materialy raboty mezhvuzovskogo nauchno-metodicheskogo seminar, Minsk, 30 noyabrya 2016 g. [*Improving the Quality of Military Training in Educational Institutions: Proceedings of the Interuniversity Scientific-Methodical Seminar, Minsk, 30 November 2016*]. Minsk, Belorusskij gosudarstvennyj universitet informatiki i radioelektroniki, 2016, pp. 3–5 (In Russ.).

11. Shpak I. I. The modular concept of the ILO in combination with multimedia information technologies is the basis for improving the modern educational process. *Modern Technologies in System of Additional and Professional Education : Materials of the VI International Scientific Conference on May 2–3, 2018*. Prague, Vedecko vydavatel'ske centrum "Sociosfera-CZ", 2018, pp. 52–58 (In Russ.).

12. Shpak I. I. *Modularity (based on the ILO concept) and adaptability – real ways to improve the effectiveness of distance learning in universities in the conditions of a pandemic*. Universe of university : sbornik materialov Mezhdunarodnoj nauchnoj internet-konferencii, Ekaterinburg, 18 maya 2021 g.; Ural'skij institut upravleniya – filial Rossijskoj akademii narodnogo hozjajstva i gosudarstvennoj sluzhby pri Prezidente Rossijskoj Federacii [*Univers of University: Proceedings Of The International Scientific Internet Conference, Yekaterinburg, 18 May 2021; Ural Institute of Management – branch of Russian Academy of National Economy and Public Administration under the President of the Russian Federation*]. Ekaterinburg, 2021, pp. 338–341 (In Russ.).

13. Shpak I. I. *Modular educational technologies in the age of informatization and e-learning*. Informacionnye sistemy i tekhnologii: upravlenie i bezopasnost' : sbornik statej II Mezhdunarodnoj zaochnoj nauchno-prakticheskoy konferencii, Tol'yatti, dekabr' 2013 g. [*Information Systems and Technologies: Management and Security : Collection of Articles of the II International Correspondence Scientific and Practical Conference, Tolyatti, December 2013*]. Tolyatti, Povolzhskij gosudarstvennyj universitet servisa, 2013, pp. 362–373 (In Russ.).

14. Shpak I. Modular approach to the study of displays for electric vehicles. *Book of Abstracts of International Conference "EuroDisplay 2019", Minsk, Belarus, 16–20 September 2019*. Minsk, 2019. Poster Session, P-14, p. 98.

15. Shpak I. I., Kurmashev V. I. *Modular approach to the study of displays for electric vehicles*. Doklady Belorusskogo gosudarstvennogo universiteta informatiki i radioelektroniki [*Doklady BGUIR*], 2019, no. 7(125), pp. 129–135. <http://dx.doi.org/10.35596/1729-7648-2019-125-7-129-135> (In Russ.).

16. Ehsani M., Gao Y., Longo S., Kambiz M. Ebrahimi. *Modern Electric, Hybrid Electric, and Fuel Cell Vehicles: Fundamentals, Theory and Design*. 3rd Edition, CRC press, 2018, 546 p.

17. Shpak I. I., Kulikovskij D.V., Skudnyakov Yu. A., Shelyagovich A. S. *Modular educational technologies as an effective means of studying electric vehicles*. Razvitie informatizacii i gosudarstvennoj sistemy nauchno-tekhnicheskoy informacii (RINTI-2018) : doklady XVII Mezhdunarodnoj konferencii, Minsk, 20 sentyabrya 2018 g. [*Development of Informatization and the State System of Scientific and Technical Information (RINTI-2018) : Reports of the XVII International Conference, Minsk, 20 September 2018*], Minsk, Ob"edinjonnyj institut problem informatiki Nacional'noj akademii nauk Belarusi, 2018, pp. 309–312 (In Russ.).

18. Templier F. *OLED Microdisplays. Technology and Applications*. John Wiley & Sons, Ltd, 2014, 256 p.

Информация об авторах

Шпак Иван Ильич, кандидат технических наук, доцент, доцент кафедры информационных систем и технологий, Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники.

Касанин Сергей Николаевич, кандидат технических наук, доцент, заместитель генерального директора по научной работе, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.

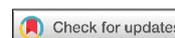
Information about the authors

Ivan I. Shpak, Ph. D. (Eng.), Associate Professor, Associate Professor of the Department of Information Systems and Technologies, Belarusian State University of Informatics and Radioelectronics.

Sergey N. Kasanin, Ph. D. (Eng.), Associate Professor, Deputy Director General for Scientific Work, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.

ОБРАБОТКА СИГНАЛОВ, ИЗОБРАЖЕНИЙ, РЕЧИ, ТЕКСТА И РАСПОЗНАВАНИЕ ОБРАЗОВ

SIGNAL, IMAGE, SPEECH, TEXT PROCESSING AND PATTERN RECOGNITION



УДК 004.932
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-62-73>

Оригинальная статья
Original Paper

Новый признак для описания изображений рукописной подписи на базе локальных бинарных шаблонов

В. В. Старовойтов[✉], У. Ю. Ахунджанов

*Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси,
ул. Сурганова, 6, Минск, 220012, Беларусь
✉E-mail: valerys@newman.bas-net.by*

Аннотация

Цели. Рассматривается задача описания инвариантных признаков цифрового изображения рукописной подписи, представляющих распределение ее локальных особенностей. Подробно описывается формирование принципиально нового подхода к вычислению таких признаков.

Методы. Используются методы обработки цифровых изображений. Сначала изображение преобразуется в бинарное представление, затем выполняется его морфологическая и медианная фильтрация. Далее с помощью метода главных компонент осуществляется поворот изображения для придания подписи горизонтальной ориентации. Вырезается описывающий подпись прямоугольник и масштабируется в шаблон определенного размера (в статье использовался шаблон размером 300×150 пикселей). После этого формируется граница подписи. По ее бинарному контуру вычисляются локальные бинарные шаблоны, т. е. каждому пикселу ставится в соответствие число от 0 до 255, которое описывает расположение контурных пикселей в окрестности 3×3 каждого пикселя. Формируется гистограмма вычисленных шаблонов для 256 интервалов. Первый и последний интервалы отбрасываются, так как они соответствуют всем черным и белым пикселям в окрестности и не являются информативными. Оставшиеся 254 числа представляют собой массив новых локальных признаков подписи.

Результаты. Исследования выполнены на базах оцифрованных подписей TUIT и CEDAR, содержащих истинные и поддельные подписи 80 человек. Точность корректной верификации подписей на этих базах составила порядка 78 и 70 %.

Заключение. Экспериментально подтверждена возможность применения предложенного признака для решения задач верификации подлинности рукописной подписи.

Ключевые слова: оцифрованная подпись, верификация, обработка изображений, математическая морфология, структурирующий элемент, локальный бинарный шаблон, гистограмма, признак описания подписи

Для цитирования. Старовойтов, В. В. Новый признак для описания изображений рукописной подписи на базе локальных бинарных шаблонов / В. В. Старовойтов, У. Ю. Ахунджанов // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 62–73. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-62-73>

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 25.07.2022

Подписана в печать | Accepted 22.08.2022

Опубликована | Published 29.09.2022

A new feature for handwritten signature image description based on local binary patterns

Valery V. Starovoitov[✉], Umidjon Yu. Akhundjanov

*The United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus,
st. Surganova, 6, Minsk, 220012, Belarus*

[✉]E-mail: valerys@newman.bas-net.by

Abstract

Objectives. The problem of describing the invariant features of a digital image of handwritten signature that describes the distribution of its local features is considered. The formation of fundamentally new approach to the calculation of such features is described.

Methods. Digital image processing methods are used. First an image is converted into a binary representation, then its morphological and median filtering is performed. Then using the method of principal components, the image is rotated to give the signature a horizontal orientation. A rectangle describing the signature is cut out, then it is scaled to the template of a certain size. In the article the template of 300×150 pixels was used. Then the border of the signature is formed. Local binary patterns are calculated from its binary contour, i.e. each pixel is assigned a number from 0 to 255, which describes the location of the edge pixels in 3×3 neighborhood of each pixel. A histogram of calculated patterns for 256 intervals is formed. The first and last intervals are discarded because they correspond to all black and white pixels in the neighborhood and are not informative. The remaining 254 numbers of the array form new local features of the signature.

Results. The studies were performed on the bases of digitized signatures TUIT and CEDAR containing true and fake signatures of 80 persons. The accuracy of correct verification of signatures on these bases was about 78 % and 70 %.

Conclusion. The possibility of using the proposed possibilities for solving the problems of verifying the authenticity of handwritten signatures has been experimentally confirmed.

Keywords: digitized signature, verification, image processing, mathematical morphology, structuring element, local binary template, histogram, sign description attribute

For citation. Starovoitov V. V., Akhundjanov U. Yu. *A new feature for handwritten signature image description based on local binary patterns*. *Informatika [Informatics]*, 2022, vol. 19, no. 3, pp. 62–73 (In Russ.). <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-62-73>

Conflict of interest. The authors declare of no conflict of interest.

Введение. Рукописная подпись широко применяется с давних времен для удостоверения подлинности документов и верификации личности. Традиционно анализ подписи используется при проведении криминалистической экспертизы. Для эффективной верификации подписи необходимо привлечение специалистов, что увеличивает стоимость этой процедуры, снижает производительность ее выполнения и вносит субъективность в результат анализа. Таким образом, задача разработки эффективных систем автоматизированного распознавания подлинности рукописной подписи является актуальной [1–4].

Верификация – это подтверждение соответствия представленной биометрической характеристики человека определенному идентификатору, который указывает пользователь [5]. Про-

цедура выполняется путем сравнения кода (из представленной биометрической характеристики) с кодами, хранящимися в базе данных и соответствующими определенному идентификатору пользователя. Проблема проверки подлинности рукописной подписи относится к задачам распознавания образов. Основные сложности с распознаванием подписи связаны со следующими факторами:

- подпись представляет собой краткое, малоинформативное, не всегда инвариантное представление данных;
- она может быть выполнена разными предметами (шариковыми либо чернильными ручками, карандашами), иметь разные оттенки цвета и толщину линий;
- почерки разных людей естественным образом бывают похожи;
- подпись человека всегда вариативна;
- злоумышленники могут подделывать подписи, в том числе с применением технических средств.

Верификацию рукописной подписи можно выполнять статически в режиме online и динамически в режиме offline. Статическое, или offline-, распознавание подписи выполняется после того, как ее образ на бумаге был оцифрован. Затем цифровые изображения преобразуются и анализируются [1–3]. В динамических, или online-, системах анализ начинается в процессе написания подписи. Это позволяет дополнительно собирать информацию о последовательности координат x и y точек при написании подписи, информацию о силе нажатия, скорости написания и т. д. У статического режима проверки подписи меньше информативных признаков, что делает его более сложным [1, 2].

Для решения задачи распознавания подписи человека большое значение имеет ее инвариантное представление в виде цифрового изображения. Для этого изображение необходимо подвергнуть предварительной обработке.

Основные этапы предварительной обработки. В работе были определены следующие основные этапы предварительной обработки исходных цифровых изображений подписей (ИЦП):

- оцифровка ИЦП с разрешением порядка 600 dpi;
- преобразование ИЦП в бинарное изображение подписи (БИП);
- фильтрация БИП методами математической морфологии для стабилизации толщины линий;
- медианная фильтрация БИП;
- нормализация ориентации БИП;
- вырезание описывающего БИП прямоугольника;
- масштабирование БИП в шаблон заданного размера;
- выделение краев нормализованного бинарного изображения подписи;
- вычисление локальных бинарных шаблонов (local binary patterns, LBP) признаков контура изображения подписи;
- построение гистограммы вычисленных LBP-признаков.

Исходное изображение подписи может быть сделано разными чернилами, например синего или черного цвета. Поэтому стандартное преобразование цветного изображения в полутоновое может привести к частичной потере информации. Проще вычислить сумму яркостей цифрового изображения подписи в каждом из трех RGB-каналов и в качестве полутонового представления подписи выбрать тот канал, в котором сумма максимальна. Далее оно преобразуется в бинарное изображение методом Отсу [6]. Это преобразование изображений с глобальным порогом. При однородном фоне данный метод хорошо сегментирует изображение. На рис. 1 показан пример преобразования ИЦП в БИП методом Отсу.

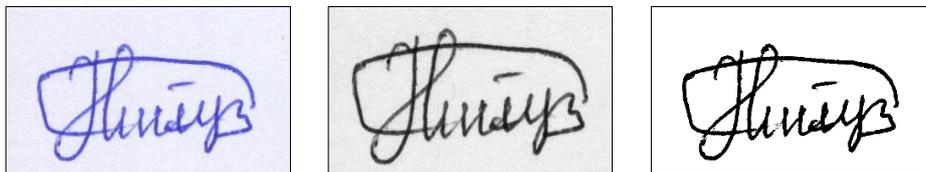


Рис. 1. Преобразование ИЦП в бинарное представление
Fig.1. Transformation of original digital image of a signature into binary representation

Операции математической морфологии. Бинарные изображения легко интерпретировать в виде множества черных точек. Если яркость пиксела равна единице (черный цвет), он принадлежит подписи, если нулю (белый цвет) – фону. К такому представлению применимы методы математической морфологии, где важную роль играет понятие структурирующего элемента. Он задается в виде небольшой матрицы, состоящей из 0 и 1 и фиксированного центра элемента. Размер и форма элемента определяют результат морфологических операций [7]. На практике чаще используются симметричные структурирующие элементы (рис. 2), центр которых расположен в центре определяющей их матрицы.

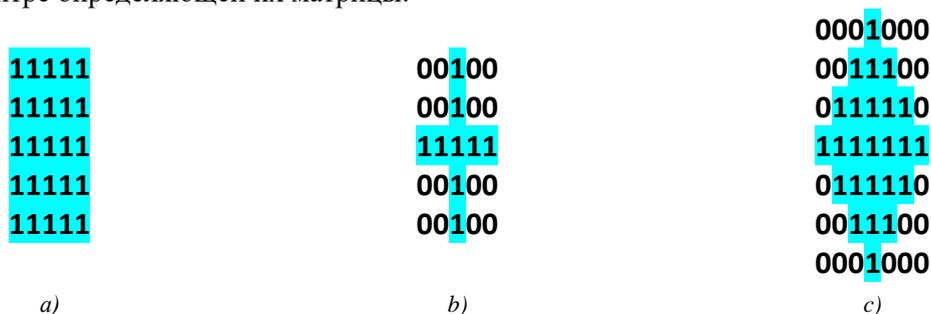


Рис. 2. Примеры структурирующих элементов: а) квадрат размерностью 5×5; б) крест размерностью 5×5; в) ромб размерностью 7×7

Fig. 2. Examples of structuring elements: a) square with dimension of 5×5; б) cross with dimension of 5×5; в) rhombus with dimension of 7×7

Основными операциями бинарной математической морфологии являются дилатация (dilation), эрозия (erosion), замыкание (closing) и отмыкание (opening) [5]. В результате выполнения эрозии исходное множество черных пикселей ужимается в соответствии с формой структурирующего элемента. Следует отметить, что в результате операции эрозии на изображениях могут исчезнуть объекты, размер которых меньше структурирующего элемента. Эрозия бинарного изображения B структурирующим элементом S обозначается $B \ominus S$ и задается выражением $B \ominus S = \{b | b + s \in B \forall s \in S\}$.

Пример бинарного представления подписи до применения математической морфологии приведен на рис. 3. При увеличении изображения подписи можно увидеть неровные края изображения, которые требуют морфологической коррекции изображения для более точного выделения краев подписи. Использование краев подписи делает ее представление инвариантным к толщине линии.

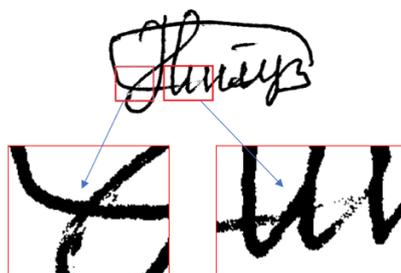


Рис. 3. Пример бинарного представления подписи без фильтрации
 Fig. 3. An example of binary signature representation without filtering

Дилатация – это процедура, обратная эрозии. Она расширяет множество черных пикселей с учетом размеров и формы структурирующего элемента. Дилатация бинарного изображения B структурирующим элементом S обозначается $B \oplus S$ и задается следующим образом:

$$B \oplus S = \bigcup_{b \in B} S_b.$$

Замыкание – это операция, которая состоит из последовательного применения операций дилатации и эрозии. Замыкание бинарного изображения B структурирующим элементом S обозначается $B \bullet S$ и задается выражением $B \bullet S = (B \oplus S) \ominus S$.

Результат обработки БИП с помощью операций математической морфологии и структурирующим элементом в форме креста размером 5×5 (см. рис. 2, *b*) представлен на рис. 4. После обработки толщина подписи стала более однородной. Утолщение линий можно компенсировать эрозией. Применение морфологических операций позволяет избавиться от искажений подписи, возникающих в процессе ее написания. Медианный фильтр с маской 5×5 удаляет импульсный шум. На рис. 5 показан результат исправления фрагментов подписи, изображенных на рис. 3.



Рис. 4. Применение бинарной морфологии и фильтрации для рукописной подписи: *a*) исходное бинарное изображение; *b*) изображение после дилатации; *c*) после эрозии; *d*) после медианной фильтрации с маской 5×5

Fig. 4. Application of binary morphology and filtering for handwritten signature: a) original binary image; b) image after dilation; c) after erosion; d) after median filtering with 5×5 mask

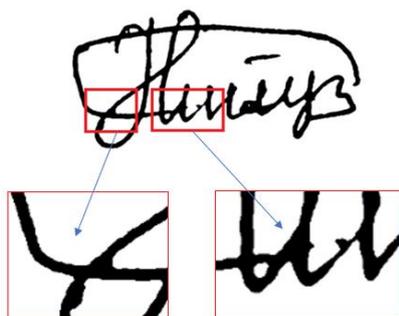


Рис. 5. Улучшение бинарного представления подписи в результате применения математической морфологии и фильтрации

Fig. 5. Improving the binary representation of the signature as a result of applying mathematical morphology and filtering

Поворот и выделение контуров рукописной подписи. На следующем этапе предварительной обработки выполняются поворот и приведение изображения подписи к определенному стандартному размеру, который сохраняет индивидуальные особенности ее начертания. Поворот выполняется для множества черных пикселей методом вычисления главных компонент (principal component analysis, PCA). В данном случае вычисляются две компоненты. Угол между главной компонентой и горизонтальной осью определяет угол поворота множества черных пикселей. Подробности приведены в работе [8].

Морфологические операции можно также использовать для выделения границ бинарного объекта. Граничные пиксели имеют в своей окрестности как минимум один фоновый пиксел размером 3×3 . Таким образом, применив оператор эрозии со структурирующим элементом такого же размера, можно удалить все граничные точки. Тогда граница, т. е. связное множество пикселей, вычисляется как разность между исходным изображением и изображением, полученным в результате эрозии (рис. 6). Граница подписи является более инвариантным ее представлением, чем скелет, так как меньше зависит от толщины линий.



Рис. 6. Пример выделения контуров подписи
 Fig. 6. An example of highlighting the contours of the signature

Новый признак подписи на базе локальных бинарных шаблонов. В качестве признака, описывающего структуру подписи, предлагается использовать LBP, вычисляемые по бинарному представлению контура подписи. Они известны с 1994 г. как текстурные признаки, определяемые для полутоновых изображений, и вычисляются в окрестности каждого пиксела как однобайтовое число. LBP описывают окрестность пиксела размером 3×3 в зависимости от значений яркости [5, 9, 10]. Порядок расположения соседей зафиксирован, их позиции пронумерованы от 0 до 7. Если яркость i -го соседнего пиксела больше яркости центрального, ему присваивается код 2^i , если меньше – код 0. Затем коды всех восьми соседей суммируются. Сумма находится в диапазоне от 0 до 255 и присваивается в виде текстурного кода центральному пикселу окрестности.

В настоящей работе впервые предлагается применить вычисление LBP к пикселям бинарного представления контуров подписи. Они определяются так же, как описано выше, но код 2^i присваивается i -му соседнему пикселу при условии, что он имеет черный цвет (значение 0) (рис. 7).



Рис. 7. Вычисление LBP-числа на бинарном изображении
 Fig. 7. LBP-number calculation on a binary image

Десятичная форма получающегося восьмибитного двоичного числа может быть представлена следующим образом:

$$LBP(x_c, y_c) = \sum_{n=0}^7 s(i_n, i_c) 2^n,$$

где i_c соответствует значению центрального пиксела (x_c, y_c) , i_n – значениям восьми смежных пикселей, а знаковая функция $s(x)$ определена как равенство

$$s(x, y) = \begin{cases} 1, & \text{если } x = y = 0, \\ 0 & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

После кодирования всех пикселей изображения подписи строится гистограмма вычисленных LBP-значений, представляющая собой массив из 256 элементов. Из этого массива отбрасываются первый и последний элементы, соответствующие вариантам кода, когда все восемь соседних пикселей имеют белые либо черные значения. Получившийся набор из 254 чисел является новым инвариантным LBP-признаком, описывающим распределение локальных особенностей подписи человека независимо от ее цвета, толщины линий, исходных размеров и ориентации.

Тестирование инвариантности нового признака подписи. Для проверки возможности использования представленного выше признака для описания индивидуальных особенностей подписи человека был выполнен следующий эксперимент. Определялся коэффициент корреляции Пирсона между LBP-признаками описанного типа, вычисленными для сравниваемых подписей. Если эти признаки определяют настоящие подписи, сделанные одним человеком, корреляция между ними должна быть высокой, а корреляция между признаками, вычисленными для истинной и поддельной подписи, должна быть ниже. Коэффициент корреляции Пирсона рассчитывается по формуле

$$r_{xy} = \frac{\sum (x_i - x_{\text{сред}})(y_i - y_{\text{сред}})}{\sqrt{\sum (x_i - x_{\text{сред}})^2 \sum (y_i - y_{\text{сред}})^2}},$$

где x_i, y_i – значения LBP-признаков двух подписей; $x_{\text{сред}}, y_{\text{сред}}$ – их средние значения.

Отметим, что если подпись была скопирована, то коэффициент корреляции при сравнении с оригинальной подписью может быть равен единице или очень близок к ней.

Инвариантность описания подписей с помощью LBP-признаков тестировалась на двух базах данных рукописных подписей: TUIT, сформированной с помощью студентов Ферганского филиала Ташкентского университета информационных технологий имени Мухаммада аль-Хорезми, и CEDAR (URL: <http://www.cedar.buffalo.edu/NIJ/data/signatures.rar>). Из каждой базы использовано по 400 изображений рукописных подписей 40 человек, по пять подлинных и пять поддельных подписей каждого человека. В экспериментах все изображения преобразовывались, как описано выше, в шаблон размером 300×150 пикселей.

LBP-признаки подлинных подписей каждого человека из указанных выше баз данных сравнивались между собой следующим образом. Первая истинная (org) подпись первого человека сравнивалась с его остальными истинными подписями: (Org1.1, Org1.2), (Org1.1, Org1.3), (Org1.1, Org1.4), (Org1.1, Org1.5), затем вторая подпись с остальными: (Org1.2, Org1.3), (Org1.2, Org1.4), (Org1.2, Org1.5), третья с остальными и т. д. Эти сравнения выполнялись для всех истинных подписей 40 человек. Всего вычислялись 400 коэффициентов корреляции между LBP-признаками истинных подписей 40 человек в каждой из двух баз. Эти данные составили класс 1 (истинные подписи). Затем LBP-признаки всех поддельных (false) подписей каждого из 40 человек сравнивались с двумя случайно выбранными подлинными подписями того же человека, например: (F1.1, Org1.1), (F1.2, Org1.1), (F1.3, Org1.1), (F1.4, Org1.1), (F1.5, Org1.1), (F1.1, Org1.3), (F1.2, Org1.3), (F1.3, Org1.3), (F1.4, Org1.3), (F1.5, Org1.3). Эти 400 чисел составили класс 2 (поддельные и истинные подписи). Схематично процедура сравнения представлена на рис. 8, общее количество сравниваемых пар истинных и поддельных подписей из каждой базы равно 800.

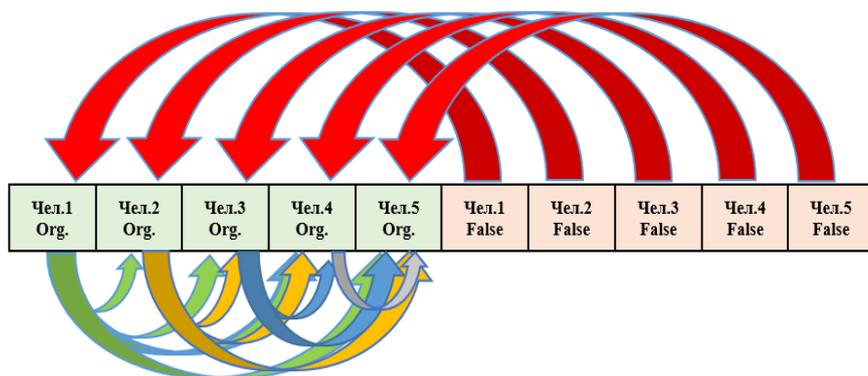


Рис. 8. Принцип сравнения подлинных и поддельных подписей одного человека

Fig. 8. The principle of comparing genuine and fake one person's signature

На рис. 9 приведены примеры LBP-гистограмм нескольких рукописных подписей и коэффициенты корреляции между ними.

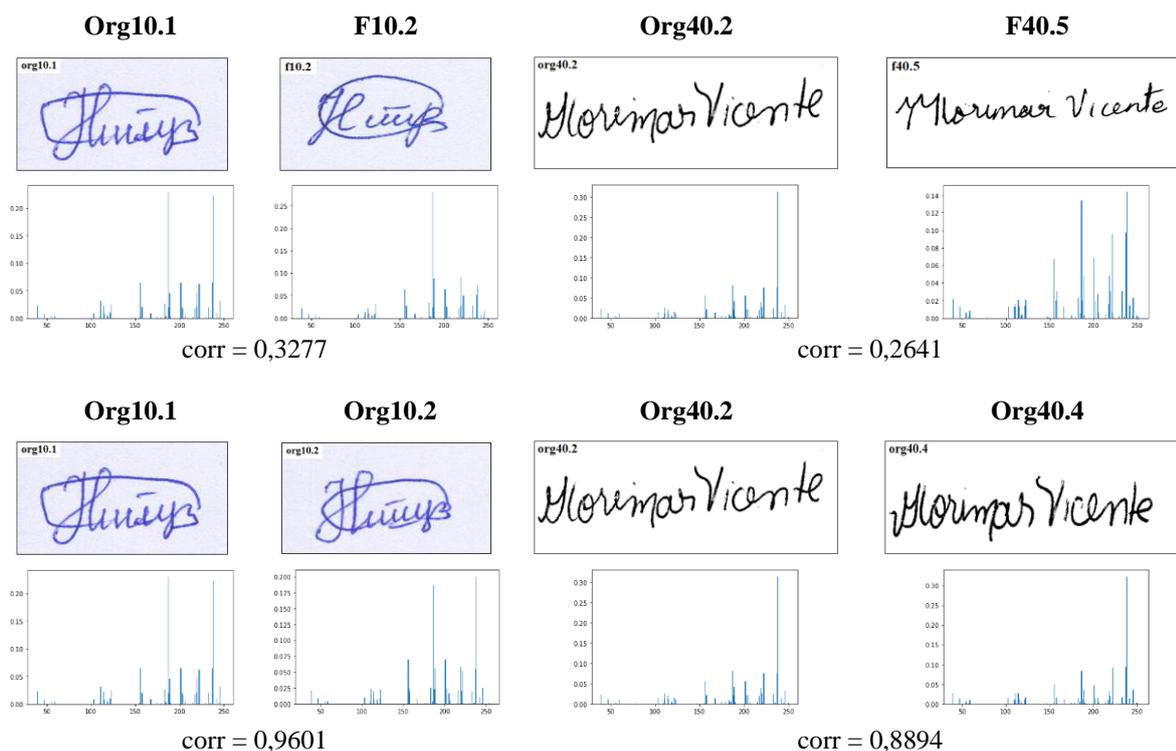


Рис. 9. Сравнение LBP-гистограмм и вычисленные по ним коэффициенты корреляции

Fig. 9. Comparison of LBP-histograms and calculated correlation coefficients

В процессе выполнения экспериментов выявлены случаи, когда поддельные подписи были очень похожи на реальные и коэффициент корреляции Пирсона между истинной подписью и поддельной был высоким. Например, на рис. 10 показаны поддельные подписи, у которых корреляция по данному признаку составляет 0,8771 и 0,7589. У отдельных людей, наоборот, их собственноручные подписи могут быть существенно различными.

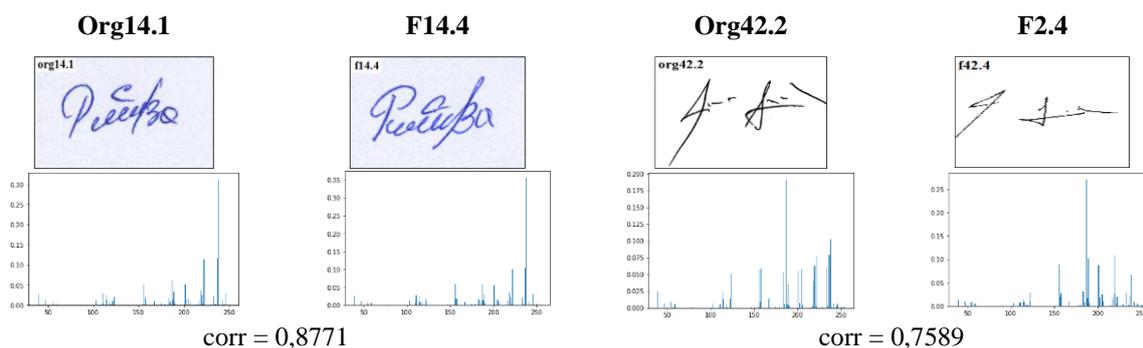


Рис. 10. Примеры высокой корреляции LBP-признака для подлинных и поддельных подписей

Fig. 10. Examples of high LBP correlation for genuine and fake signatures

Далее все множество коэффициентов корреляции между LBP-признаками истинных и поддельных подписей разных людей разделялось на два класса методом линейно-дискриминантного анализа [12, 13]. Порог, разделяющий поддельные и подлинные подписи, равнялся $T = 0,6$ (рис. 11).

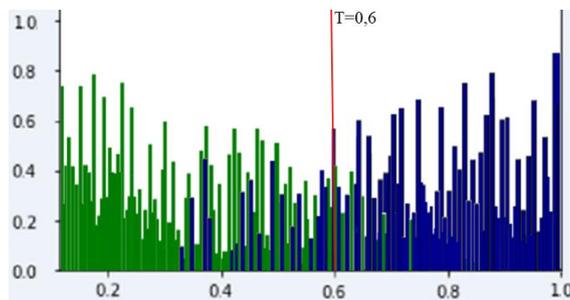


Рис. 11. График коэффициентов корреляции между LBP-признаками подлинных (синего цвета) и поддельных (зеленого цвета) подписей

Fig. 11. Plot of correlation coefficients between LBP features of genuine (blue) and fake (green) signatures

Результаты классификации собраны в матрицы ошибок (confusion matrix). В табл. 1 представлены количественные данные верно и ошибочно классифицированных по коэффициенту корреляции истинных подписей одного человека (класс 1) и истинных с поддельными подписями одного человека (класс 2) из баз CEDAR и TUIT.

Таблица 1
Матрицы ошибок классификации пар подписей

Table 1
Confusion matrices in the classification of pairs of signatures

Предсказанные классы <i>Predicted classes</i>	Истинная классификация <i>True classification</i>	
	Класс 1 (истинные – истинные) <i>Class 1 (true – true)</i>	Класс 2 (истинные – поддельные) <i>Class 2 (true – fake)</i>
<i>Для базы CEDAR For CEDAR base</i>		
Класс 1	319	92
Класс 2	81	308
<i>Для базы TUIT For TUIT base</i>		
Класс 1	284	108
Класс 2	116	292

По матрицам ошибок вычислены оценки результатов классификации: accuracy – доля правильных ответов или точность; balanced accuracy – сбалансированная доля правильных ответов; recall – полнота; F1 – гармоническое среднее (формулы приведены в работе [11]) (табл. 2).

Таблица 2
 Результаты классификации рукописных подписей

Table 2
 The results of handwritten signatures classification

База данных Database	Accuracy	Balanced Accuracy	Recall	F1
CEDAR	0,7837	0,7837	0,7975	0,7839
TUIT	0,6950	0,7055	0,7300	0,6876



Рис. 12. Пары подлинных подписей одного человека из базы TUIT, имеющие низкий коэффициент корреляции между их LBP-признаками

Fig. 12. Pairs of genuine signatures of the same person from the TUIT database that have low correlation coefficient between LBP features

Часто истинные подписи одного человека визуально существенно отличаются друг от друга. На рис. 12 приведены примеры нескольких пар таких подписей из базы TUIT и коэффициенты корреляции между их LBP-признаками.

Заключение. Подпись человека очень вариативна, имеет разные размеры, ориентацию и цвет. Две подписи одного человека, сделанные в разное время, могут иметь разное количество элементов. В статье предложен принципиально новый признак описания рукописной подписи человека. Он инвариантен к ее размеру, повороту, цвету, толщине и небольшим изменениям, присущим человеческому почерку. Признак представляет собой массив значений гистограммы LBP-чисел, вычисленных по бинарному представлению границы геометрически нормализованной подписи. Эксперименты показали, что, вычисляя корреляцию Пирсона между такими признаками, можно различать подписи, сделанные одним человеком, и отличать поддельные под-

писи. Возможность разделения подлинных и поддельных подписей подтверждена с помощью линейно-дискриминантного анализа.

Для дальнейшего повышения точности распознавания поддельной рукописной подписи ЛВР-признаки, описанные в данной статье, будут использованы в классификаторах на базе искусственных нейронных сетей и случайного леса.

Вклад авторов. В. В. Старовойтов выдвинул предположение о новом признаковом описании подписи, осуществил постановку задачи исследования и научное редактирование статьи; У. Ю. Ахунджанов экспериментально подтвердил выдвинутое предположение, определил последовательность экспериментальных исследований, разработал ПО, выполнил эксперименты и проанализировал полученные результаты, подготовил иллюстративный материал.

Список использованных источников

1. Kaur, H. Signature identification and verification techniques: state-of-the-art work [Electronic resource] / H. Kaur, M. Kumar // *J. of Ambient Intelligence and Humanized Computing*. – 2021. – P. 1–19. – Mode of access: <https://link.springer.com/article/10.1007/s12652-021-03356-w>. – Date of access: 24.04.2022. <https://doi.org/10.1007/s12652-021-03356-w>
2. Hafemann, L. G. Offline handwritten signature verification – Literature review / L. G. Hafemann, R. Sabourin, L. S. Oliveira // *Seventh Intern. Conf. on Image Processing Theory, Tools and Applications, Montreal, Canada, 28 Nov. – 01 Dec. 2017. – Montreal, 2017. – P. 8.* <https://doi.org/10.1109/ipta.2017.8310112>
3. A perspective analysis of handwritten signature technology / M. Diaz [et al.] // *ACM Computing Surveys*. – 2019. – Vol. 51, no. 6. – P. 1–39. <https://doi.org/10.1145/3274658>
4. Kalera, M. K. Offline signature verification and identification using distance statistics / M. K. Kalera, S. Srihari, A. Xu // *Intern. J. of Pattern Recognition and Artificial Intelligence*. – 2004. – Vol. 18, no. 7. – P. 1339–1360. <https://doi.org/10.1142/S0218001404003630>
5. Шапиро, Л. Компьютерное зрение / Л. Шапиро, Дж. Стокман ; пер. с англ. – 3-е изд. – М. : БИНОМ. Лаборатория знаний, 2015. – 763 с.
6. Otsu, N. A threshold selection method from gray-level histograms / N. Otsu // *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics*. – 1979. – Vol. 9, no. 1. – P. 62–66.
7. A writer-independent off-line signature verification system based on signature morphology / R. Kumar [et al.] // *Proc. of the First Intern. Conf. on Intelligent Interactive Technologies and Multimedia, Allahabad, India, 27–30 Dec. 2010. – Allahabad, 2010. – P. 261–265.* <https://doi.org/10.1145/1963564.1963610>
8. Ахунджанов, У. Ю. Предварительная обработка изображений рукописных подписей для последующего распознавания / У. Ю. Ахунджанов, В. В. Старовойтов // *Системный анализ и прикладная информатика*. – 2022. – № 2. – С. 4–9. <https://doi.org/10.21122/2309-4923-2022-2-4-9>
9. Kamal, N. N. Offline signature recognition using centroids of local binary vectors / N. N. Kamal, L. E. George // *Intern. Conf. on New Trends in Information and Communications Technology Applications, Baghdad, Iraq, 2–4 Oct. 2018. – Baghdad, 2018. – Vol. 938. – P. 255–268.* https://doi.org/10.1007/978-3-030-01653-1_16
10. Jadhav, T. Handwritten signature verification using local binary pattern features and KNN / T. Jadhav // *Intern. Research J. of Engineering and Technology*. – 2019. – Vol. 6, no. 4. – P. 579–586.
11. Старовойтов, В. В. Сравнительный анализ оценок качества бинарной классификации / В. В. Старовойтов, Ю. И. Голуб // *Информатика*. – 2020. – Т. 17, № 1. – С. 87–101. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2020-17-1-87-101>
12. Huh, S. Linear discriminant analysis for signatures / S. Huh, D. Lee // *IEEE Transactions on Neural Networks*. – 2010. – Vol. 21, no. 12. – P. 1990–1996.
13. Bharathi, R. K. Discriminative DCT: An efficient and accurate approach for off-line signature verification / R. K. Bharathi, B. H. Shekar // *Fifth Intern. Conf. on Signal and Image Processing, Bangalore, India, 8–10 Jan. 2014. – Bangalore, 2014. – P. 179–184.* <https://doi.org/10.1109/ICSIP.2014.34>

References

1. Kaur H., Kumar M. Signature identification and verification techniques: state-of-the-art work. *Journal of Ambient Intelligence and Humanized Computing*, 2021, pp. 1–19. Available at: <https://link.springer.com/article/10.1007/s12652-021-03356-w> (accessed 24.04.2022). <https://doi.org/10.1007/s12652-021-03356-w>

2. Hafemann L. G., Sabourin R., Oliveira L. S. Offline handwritten signature verification – Literature review. *Seventh International Conference on Image Processing Theory, Tools and Applications, Montreal, Canada, 28 November – 01 December 2017*. Montreal, 2017, p. 8. <https://doi.org/10.1109/ipta.2017.8310112>
3. Diaz M., Ferrer M. A., Impedovo D., Malik M. I., Pirlo G., Plamondon R. A perspective analysis of handwritten signature technology. *ACM Computing Surveys*, 2019, vol. 51, no. 6, pp. 1–39. <https://doi.org/10.1145/3274658>
4. Kalera M. K., Srihari S., Xu A. Offline signature verification and identification using distance statistics. *International Journal of Pattern Recognition and Artificial Intelligence*, 2004, vol. 18, no. 7, pp. 1339–1360. <https://doi.org/10.1142/S0218001404003630>
5. Shapiro L. G., Stockman G. C. *Computer Vision*. 1st ed., 2001, 608 p.
6. Otsu N. A threshold selection method from gray-level histograms. *IEEE Transactions on Systems, Man and Cybernetics*, 1979, vol. 9, no. 1, pp. 62–66.
7. Kumar R., Kundu L., Sharma J. D., Chanda B. A writer-independent off-line signature verification system based on signature morphology. *Proceedings of the First International Conference on Intelligent Interactive Technologies and Multimedia, Allahabad, India, 27–30 December 2010*. Allahabad, 2010, pp. 261–265. <https://doi.org/10.1145/1963564.1963610>
8. Akhundjanov U. Yu., Starovoitov V. V. *Pre-processing of handwritten signature images for following recognition*. *Sistemnyj analiz i prikladnaja informatika [System Analysis and Applied Information Science]*, 2022, no. 2, pp. 4–9 (In Russ.). <https://doi.org/10.21122/2309-4923-2022-2-4-9>
9. Kamal N. N., George L. E. Offline signature recognition using centroids of local binary vectors. *International Conference on New Trends in Information and Communications Technology Applications, Baghdad, Iraq, 2–4 October 2018*. Baghdad, 2018, vol. 938, pp. 255–268. https://doi.org/10.1007/978-3-030-01653-1_16
10. Jadhav T. Handwritten signature verification using local binary pattern features and KNN. *International Research Journal of Engineering and Technology*, 2019, vol. 6, no. 4, pp. 579–586.
11. Starovoitov V. V., Golub Y. I. *Comparative study of quality estimates of binary classification*. *Informatika [Informatics]*, 2020, vol. 17, no. 1, pp. 87–101 (In Russ.). <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2020-17-1-87-101>
12. Huh S., Lee D. Linear discriminant analysis for signatures. *IEEE Transactions on Neural Networks*. 2010, vol. 21, no. 12, pp. 1990–1996.
13. Bharathi R. K., Shekar B. H. Discriminative DCT: An efficient and accurate approach for off-line signature verification. *Fifth International Conference on Signal and Image Processing, Bangalore, India, 8–10 January 2014*. Bangalore, 2014, pp. 179–184. <https://doi.org/10.1109/ICSIP.2014.34>

Информация об авторах

Старовойтов Валерий Васильевич, доктор технических наук, профессор, главный научный сотрудник, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.
E-mail: valerys@newman.bas-net.by

Ахунджанов Умиджон Юнус угли, аспирант, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.
E-mail: umidjan_90@mail.ru

Information about the authors

Valery V. Starovoitov, D. Sc. (Eng.), Professor, Chief Researcher, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.
E-mail: valerys@newman.bas-net.by

Umidjon Yu. Akhundjanov, Postgraduate Student, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.
E-mail: umidjan_90@mail.ru



УДК 004.89
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-74-85>

Оригинальная статья
Original Paper

Распознавание изображений товаров электронной коммерции с использованием модели внимания и нейронной сети YOLACT

В. В. Сорокина^{1✉}, С. В. Абламейко^{1,2}

¹Белорусский государственный университет,
пр. Независимости, 4, Минск, 220050, Беларусь
✉E-mail: viktoria.sorokina.96@gmail.com

²Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси,
ул. Сурганова, 6, Минск, 220012, Беларусь

Аннотация

Цели. Предлагается алгоритм распознавания изображений товаров электронной коммерции с использованием модели внимания и нейронной сети YOLACT. Целью работы является улучшение взаимодействия между перекрестными признаками изображения с помощью модульной архитектуры, в которой применяется модель внимания к разным веткам сети.

Методы. Основными методами распознавания изображений товаров электронной коммерции являются создание и аннотация набора данных для обучения нейронной сети, выбор архитектуры и встраивание модели внимания, валидация и проведение тестов, а также интерпретация результатов.

Результаты. Сверточная нейронная сеть YOLACT модифицировалась моделью внимания для решения задачи распознавания объектов электронной коммерции, что позволило получить более качественные результаты, чем у классической сети YOLACT.

Заключение. В ходе эксперимента был подготовлен набор данных товаров электронной коммерции, произведена его аннотация, построены две нейронные сети для сравнения результатов. Результаты исследования показали, что использование модели внимания положительно влияет как на качество обученной сети, так и на скорость сходимости. Это отражается в улучшенных метриках для распознавания и сегментации объектов.

Ключевые слова: распознавание объектов, сверточная нейронная сеть, модель внимания, сеть YOLACT, электронная коммерция

Для цитирования. Сорокина, В. В. Распознавание изображений товаров электронной коммерции с использованием модели внимания и нейронной сети YOLACT / В. В. Сорокина, С. В. Абламейко // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 74–85. <https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-74-85>

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 12.06.2022
Подписана в печать | Accepted 18.08.2022
Опубликована | Published 29.09.2022

E-commerce image recognition using attention model and YOLACT neural network

Viktoria V. Sorokina^{1✉}, Sergey V. Ablameyko^{1,2}

¹*Belarusian State University,
av. Nezavisimosti, 4, Minsk, 220050, Belarus*
✉E-mail: viktoria.sorokina.96@gmail.com

²*The United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus,
st. Surganova, 6, Minsk, 220012, Belarus*

Abstract

Objectives. We propose the algorithm for e-commerce image recognition using attention model and neural network YOLACT. A modular architecture is used that applies an attention model to different branches of the network in order to improve the interaction between image cross-features.

Methods. The main methods to recognize e-commerce products are the creation and annotation of a dataset for the neural network training, the choice of architecture and embedding an attention model, the validation and testing, and interpretation of the results.

Results. Convolutional neural network YOLACT has been modified by the attention model to solve image recognition task that allowed to obtain results superior in quality to the results showed by classic YOLACT.

Conclusion. In the course of the experiment, a data set of e-commerce products was prepared, annotated, and two neural networks were built to compare the results. The results of the study showed that the use of the attention model has a positive effect on both the quality of the trained network and on the rate of convergence, which is reflected in improved metrics for object recognition and segmentation.

Keywords: object recognition, convolutional neural network, attention model, network YOLACT, e-commerce

For citation. Sorokina V. V., Ablameyko S. V. *E-commerce image recognition using attention model and YOLACT neural network*. *Informatika [Informatics]*, 2022, vol. 19, no. 3, pp. 74–85 (In Russ.).
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-74-85>

Conflict of interest. The authors declare of no conflict of interest.

Введение. На сегодняшний день распознавание объектов является одной из ключевых задач компьютерного зрения. За последние несколько лет появилось достаточное количество различных подходов к решению данной задачи. Распознавание объектов предполагает определение локализации и класса объекта на изображении. Алгоритмы создают список категорий объектов, присутствующих на изображении вместе с выровненной по осям ограничивающей рамкой (bounding box), указывающей положение и масштаб каждого экземпляра каждой категории объектов. Распознавание объектов играет важную роль в широком спектре приложений, включая анализ медицинских изображений, автономные транспортные средства, видеонаблюдение и дополненную реальность, а также в сфере электронной коммерции.

В виртуальном мире электронной коммерции фотография товара имеет ключевое значение. Продажи интернет-магазинов в значительной степени зависят от внешнего вида товаров. Важно использовать качественные изображения для электронной коммерции, чтобы привлечь трафик, визуально ответить на вопросы и превратить посетителей сайта в покупателей.

Основными требованиями к фотографиям товаров электронной коммерции на сегодняшний день являются следующие:

- размер минимум 500×500 пикселей. Так, например, требования сети Amazon – 1000×1000, а Walmart – 2000×2000 пикселей;
- формат TIFF, JPEG, PNG, JPG (наиболее популярный);
- соотношение сторон 1:1, однако для определенных категорий товаров может понадобиться портретная ориентация;
- высококачественные снимки с фокусом на продукте и профессиональным освещением;

- большинство продавцов предпочитают белый фон;
- площадь, занимаемая продуктом в кадре, как минимум 50 %;
- разрешение 72–300 dpi.

Процесс подготовки изображения товара электронной коммерции является трудозатратным с точки зрения как материальных, так и человеческих ресурсов. Для экономии многие продавцы, особенно представители малого и среднего бизнеса, снимают продукты без привлечения профессиональных фотографов и аренды студий, а затем обрабатывают фотографии в различных редакторах. Таким образом, необработанные фотографии товаров электронной коммерции могут отличаться по качеству, хотя и имеют общую специфику.

Существует множество алгоритмов для распознавания объектов. В более традиционных подходах используются алгоритмы компьютерного зрения для определения различных характеристик изображения, таких как цветовая гистограмма или края, и для идентификации групп пикселей, которые могут принадлежать объекту. Эти результаты затем передаются в регрессионную модель, предсказывающую местоположение объекта вместе с его меткой.

Вместе с тем подходы, основанные на глубоком обучении, используют сверточные нейронные сети (англ. convolutional neural network, CNN), в которых признаки объекта не нужно определять и извлекать отдельно. Поскольку методы глубокого обучения являются передовыми для задачи распознавания объектов, то именно на них будет сосредоточено внимание в данной работе.

Как уже упоминалось выше, распознавание объектов можно сформулировать как задачу нахождения объекта на изображении, т. е. его локализации, выраженной в определении рамки (bounding box), и классификации – присвоения метки для определенного объекта.

В статье предлагается подход для распознавания изображений товаров электронной коммерции, работающий в реальном времени и основанный на использовании архитектуры YOLACT [1], которая модифицирована при помощи модели внимания [2].

Анализ существующих подходов. Важность изображений в электронной коммерции хорошо изучена. В настоящее время применение нейронных сетей для распознавания товаров электронной коммерции в основном охватывает следующие две задачи:

- классификация изображений. Это фундаментальная задача компьютерного зрения, которая стремится разделить изображения на разные категории;
- распознавание объекта, т. е. определение объекта на изображении путем указания обрамляющей прямоугольной рамки (bounding box) и его дальнейшая категоризация. За последние несколько лет в связи с продолжающимся развитием нейронных сетей многие ученые и разработчики создали и оптимизировали такие фреймворки, как Caffe, TensorFlow, MXNet и PyTorch, чтобы помочь ускорить процедуры обучения и прогнозирования.

В данной работе рассматривается распознавание изображений товаров электронной коммерции как конкретный исследовательский вопрос, связанный с задачей распознавания объектов. В настоящее время методы компьютерного зрения уже получили широкое распространение при решении задач распознавания объектов, однако для распознавания изображений товаров электронной коммерции применяются гораздо реже. Задача распознавания изображений товаров электронной коммерции является более сложной, чем обычное обнаружение объектов. Несмотря на то что она требует учета некоторых специфических ситуаций, при ее решении используются те же методы.

В работе [3], посвященной построению умной системы для подбора оптимальных изображений товаров в электронной коммерции, для классификации изображений используются два типа алгоритмов: на основе методов машинного обучения, например случайный лес, и неглубокие сети в сочетании с сетями типа ResNet в качестве основы. Недостатком данного подхода является высокая чувствительность модели к обучающему множеству.

В исследовании [4] для классификации изображений электронной коммерции на основе контента был предложен алгоритм, использующий метод кластеризации k -средних с вычислением расстояния между классами изображений. Построенная модель показала высокую точность классификации, однако требует предварительной обработки изображений в виде удаления шумов, выравнивания цветов и сегментации самих объектов.

Лукас Боссард и др. [5] предложил классификацию одежды и разработал для этого набор данных из более чем 80 000 изображений, применяя алгоритмы случайного леса, трансдуктивный метод опорных векторов (англ. Transductive Support Vector Machine, TSVM) и трансферный лес.

В работе [6] разработана улучшенная модель распознавания с использованием региональных сверточных нейронных сетей (R-CNN). Модель обучали поверх сверточной сети AlexNet и использовали веса предварительно обученной сети ImageNet. Недостатками модели являются сложность реализации, невозможность достичь скорости реального времени и применение нестандартных слоев.

В настоящей статье используется сеть YOLACT, которая относится к классу CNN. В архитектуре CNN веса являются элементами ядра – матрицы, участвующей в операции свертки. Каждое из ядер «скользит» по соответствующим входным каналам изображения, создавая обработанную их версию. Отличительной чертой YOLACT является скорость, на момент представления это был самый быстрый метод распознавания объектов и сегментации экземпляров в реальном времени [1]. Однако в связи с тем что YOLACT является полностью сверточной нейронной сетью, ее обучение происходит медленно и сложно, поскольку каждый отдельный этап нужно обучать отдельно. Для решения этой проблемы авторы предлагают использовать модель внимания.

Основная цель работы заключается в повышении предсказательной точности модели с сохранением скорости реального времени. Для этого решается задача распознавания изображений товаров электронной коммерции, необходимо распознать на изображениях объекты 26 классов.

Выбор нейронной сети. В зависимости от архитектуры и подхода к распознаванию объектов можно выделить следующие виды нейронных сетей:

- полностью сверточные сети (fully convolutional networks, FCN);
- сверточные сети с графическими моделями (convolutional models with graphical models);
- модели на основе кодера-декодера (encoder-decoder based models);
- модели на основе многомасштабных и пирамидальных сетей (multi-scale and pyramid network based models);
- региональные сверточные сети (R-CNN based models);
- расширенные сверточные модели и семейство DeepLab (dilated convolutional models and DeepLab family);
- рекуррентные сверточные сети (recurrent neural network based models);
- генеративные модели и состязательное обучение (generative models and adversarial training);
- сверточные модели с активными контурами (convolutional models with active contour models).

Все они имеют преимущества и недостатки в зависимости от исходных требований. На выбор архитектуры в данном исследовании влияли два фактора: скорость предсказания (работа должна осуществляться в режиме реального времени) и способность к поддержке распознавания внутриклассовой вариации. Объекты из подобных подчиненных категорий часто имеют лишь незначительные различия.

В связи с тем что нейронная сеть YOLACT являлась самой быстрой моделью для распознавания объектов, была выбрана именно ее архитектура. Эта модель позволяет решать задачи распознавания объектов и сегментации с полностью сверточной топологией. В представленной работе она используется для распознавания изображений товаров электронной коммерции в реальном времени.

Основная идея авторов при создании классической архитектуры YOLACT [1] заключается в добавлении ветви маски к существующей одноэтапной модели для решения задачи сегментации аналогично добавлению ветви маски в нейронную сеть Faster R-CNN при создании нейронной сети Mask R-CNN, но без явного шага локализации функции (например, повторного объединения функций). Для этого задача сегментации была разделена на две более простые параллельные задачи, результаты которых могут быть объединены для формирования финальных масок. Первая ветвь использует FCN для создания набора масок прототипа размером, совпадающим с самим изображением, которые не зависят от каких-либо экземпляров распознаваемых

объектов. Вторая ветвь добавляется к ветви обнаружения объекта, чтобы предсказать вектор коэффициентов маски для каждого якоря, кодирующего представление экземпляра в пространстве прототипа. Наконец, для каждого экземпляра, который остается после прохождения через алгоритм NMS (non maximum suppression, техника максимального подавления), создается маска данного экземпляра путем линейной комбинации этих двух ветвей. Архитектура YOLACT показана на рис. 1 [1].

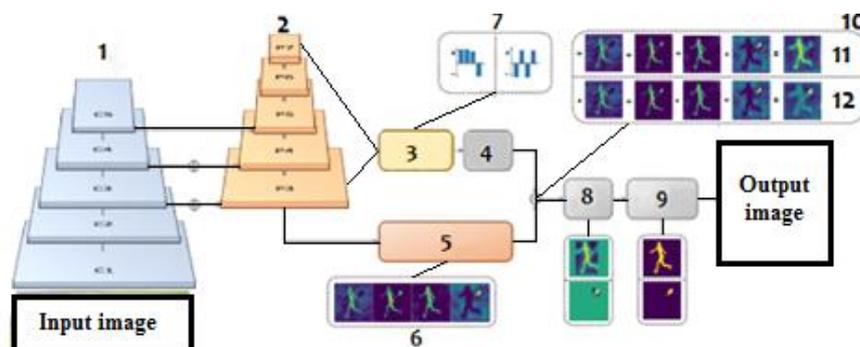


Рис. 1. Архитектура сети YOLACT [1]:

1 – карта признаков; 2 – пирамида признаков; 3 – слои предсказания;
4 – NMS; 5 – протонет; 6 – прототипы; 7 – коэффициенты маски; 8 – обрезка;
9 – порог; 10 – ансамбль; 11, 12 – обнаружение

Fig. 1. YOLACT network architecture [1]:

1 – features map; 2 – features pyramid; 3 – prediction layers;
4 – NMS; 5 – proto-net; 6 – prototypes; 7 – mask coefficients;
8 – pruning; 9 – threshold; 10 – ensemble; 11, 12 – detection

Для обучения модели используются три функции потерь (Loss function): Loss классификации (L_{cls}), Loss регрессии рамки вокруг объекта (L_{box}) и Loss маски (L_{mask}) с весами 1, 1,5 и 6,125 соответственно. Функции L_{cls} и L_{box} определены так же, как в работе [7]. Затем для вычисления L_{mask} применяется пиксельная двоичная перекрестная энтропия BCE (binary cross entropy) между получившимися масками (M) и масками истинности (Mgt): $L_{mask} = BCE(M, Mgt)$.

В основу сети положена архитектура сети ResNet-101 (рис. 2) [8] и базовый размер изображения 800×800 пикселей. Для обучения регрессора применяется функция потерь smooth- L_1 , для классификации – функция перекрестной энтропии softmax.

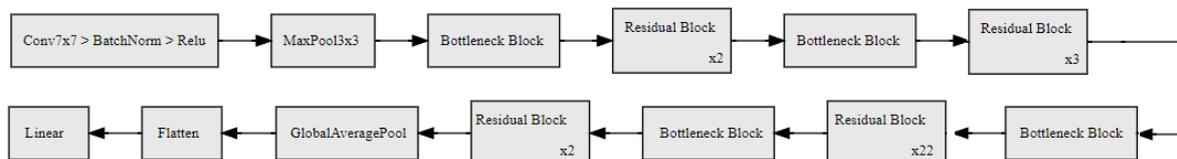


Рис. 2. Архитектура сети ResNet-101

Fig. 2. ResNet-101 network architecture

Модель внимания и ее применение для распознавания объектов электронной коммерции. Модель внимания [2], впервые созданная для машинного перевода, приобрела огромную популярность в сообществе искусственного интеллекта. За прошедшие годы она стала важной частью архитектуры нейронной сети для различных приложений обработки естественного языка, распознавания речи и компьютерного зрения. Модель внимания может интерпретировать нейронные сети и преодолевать ограничения рекуррентных нейронных сетей.

Системы, построенные при помощи модели внимания, фокусируются только на соответствующей части входных данных, полезных для получения необходимых знаний или работы над за-

дачей, и игнорируют несущественные детали. Авторы предлагают модифицировать основу ResNet-101 [8] нейронной сети YOLACT с помощью модели внимания для сосредоточения только на релевантных признаках изображения при решении задачи распознавания изображений товаров электронной коммерции.

Модель внимания фиксирует кросс-канальные корреляции признаков, сохраняя при этом независимое представление в метаструктуре. Модуль сети выполняет набор преобразований для вложений низкой размерности и объединяет их выходные данные. Каждое преобразование включает в себя применение модели внимания по каналам, чтобы зафиксировать взаимозависимости карт признаков, и имеет одну и ту же топологию. Такой подход позволяет ускорить обучение с помощью идентичной реализации, так же как и у унифицированных операторов CNN. Полученный вычислительный блок называется блоком разделения внимания. Объединением нескольких блоков разделения внимания и образуется необходимая архитектура.

Блок разделения внимания состоит из группы карт признаков и операторов разделения внимания. Признаки делятся на группы, которые управляются гиперпараметром мощности (cardinality) группы K . В блок входит также новый гиперпараметр основания R , который отражает количество разделений внутри группы K таким образом, что общее количество групп признаков $G = KR$.

Модель внимания встраивается в сеть ResNet-101 следующим образом: два последовательных полносвязных слоя с числом групп, равным мощности группы, добавляются после объединяющего слоя, чтобы предсказать веса внимания каждого блока. При такой реализации первые сверточные слои 1×1 могут быть объединены в один слой. Сверточные слои 3×3 могут быть реализованы с помощью одной групповой свертки с количеством групп $R \cdot K$. Поэтому блок модели внимания имеет модульную структуру, в которой используются стандартные операторы CNN. Внутренняя структура блока сети ResNet-101 (представлена блоком Bottleneck Block на рис. 2) замещается блоком модели внимания (рис. 3).

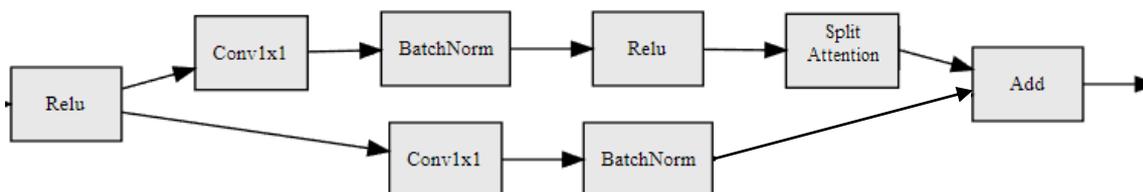


Рис. 3. Архитектура блока сети ResNet-101 с моделью внимания

Fig. 3. ResNet-101 network block architecture with attention model

Как правило, в реализациях ResNet применяется пошаговая свертка на уровне 3×3 вместо уровня 1×1 для сохранения пространственной информации. Сверточные слои требуют обработки границ карты признаков с помощью стратегий заполнения нулями. Этот подход не является оптимальным, поэтому вместо пошаговой свертки в модели внимания используется средний слой пула с размером ядра 3×3 .

Модель внимания применялась в слоях основы ResNet-101 совместно с групповой нормализацией, работа выполнялась с использованием фреймворка PyTorch.

Построение обучающего множества. Распознавание изображений товаров электронной коммерции имеет свои особенности по сравнению с распознаванием обычных объектов. Так, например, современные методы распознавания объектов YOLO, SSD, Faster R-CNN и Mask R-CNN оценивают свои алгоритмы на наборах данных PASCAL VOC и MS COCO, в которых распределение данных таково, что более 70 % изображений содержат объекты, принадлежащие к одной категории, а более 50 % – только один экземпляр на изображении, что не соответствует специфике области электронной коммерции. Кроме того, для товаров электронной коммерции характерен большой разброс по качеству снимков. Они могут быть сделаны в профессиональной студии с однородным фоном и освещением, а могут быть размытыми и нечеткими.

Для обучения сети был собран обучающий набор данных, представленный как предварительно обработанными, так и «сырыми» фотографиями продуктов. Он состоит из 62 032 изображений, на которых представлено 26 классов объектов. Набор данных создавался путем сочетания самого идентифицируемого объекта и произвольного фона с использованием методов поворота, растяжения и центрирования.

Каждое изображение имеет размер 800×800 пикселей и хранится в формате RGB, все каналы которого представлены восьмибитной структурой (рис. 4).

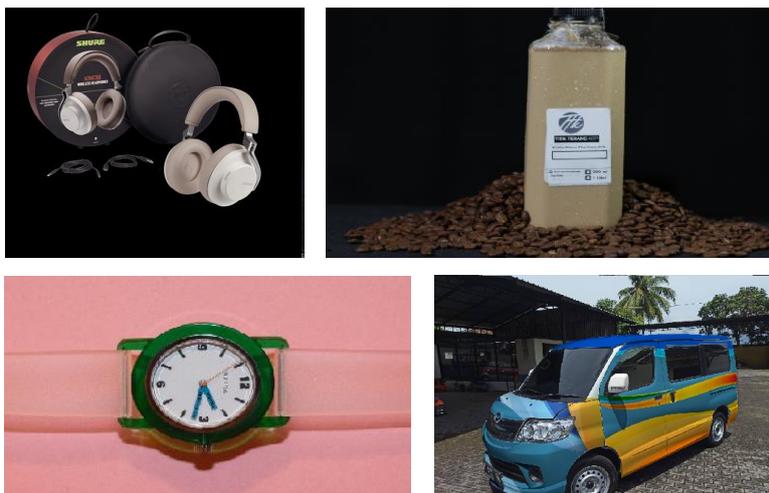


Рис. 4. Примеры изображений обучающей выборки

Fig. 4. Examples of images from training dataset

Для решения задачи распознавания каждое изображение из обучающего набора данных также получает метку класса, координаты рамки (bounding box) и бинарную маску (рис. 5) – одноканальное изображение, где 0 обозначает отсутствие объекта или заднего фона, а 255 – наличие объекта или переднего фона.



Рис. 5. Оригинальное изображение и его бинарная маска

Fig. 5. Original image and its binary mask

Тестовый набор данных состоит из аналогичных изображений и включает в себя 12 098 изображений. При решении задачи распознавания объектов с помощью нейронных сетей типовым методом является предварительная обработка данных для их стандартизации. Она включает различные алгоритмы в зависимости от поставленной задачи: фильтрация шумов, изменение контраста, подчеркивание границ и т. д.

Для сферы электронной коммерции характерно использование различных по качеству (за шумленности, разрешению, яркости и т. д.) изображений, которые необходимо приводить к единому стандарту – снимкам высокого разрешения со светлым фоном. Для этого изображения сначала необходимо стандартизировать, а затем применить сегментацию для изменения фона.

Поскольку набор данных для обучения ввиду специфики предметной области собирался вручную, при построении обучающего множества для нейронной сети каждое изображение оценива-

лось по следующим параметрам: тусклости, белизне, однородности, размеру и размытости. В случае отклонения по какому-либо признаку изображение проходило процедуру автокоррекции, что не является темой настоящей статьи, поэтому ниже будут показаны результаты работы алгоритмов предобработки данных для изображений, не требующих автокоррекции. Рассмотрим перечисленные параметры более подробно.

Тусклость. Анализ ярких цветов, присутствующих на изображении, помогает определить, тусклое изображение или нет. Данный метод включает в себя следующие шаги:

- 1) определение всех цветов RGB-изображения;
- 2) сортировка пикселей изображения;
- 3) проверка темных тонов (меньше 25 для каждого из RGB-каналов) и их подсчет.

Если итоговый процент больше 85, то изображение считается тусклым. Пример тусклого изображения представлен на рис. 6 (изображение тусклое на 4,93 %).



Рис. 6. Результат работы алгоритма по определению тусклости изображения

Fig. 6. The result of the algorithm for determining the dimness of the image

Белизна. Некоторые изображения могут быть также слишком белыми или яркими. Аналогично определению тусклости (вместо темных пикселей рассматриваются светлые со значением больше 244 по каждому из каналов) производится анализ белизны. Пример работы алгоритма показан на рис. 7 (процент белизны изображения составляет 94,715 %).



Рис. 7. Результат работы алгоритма по определению белизны изображения

Fig. 7. The result of the algorithm for determining the whiteness of the image

Однородность. Некоторые изображения могут не содержать вариаций значений пикселей и быть полностью однородными. Количество перепадов яркости – это мера, которая указывает количество краев, присутствующих на всем изображении. Если это число окажется небольшим, то изображение, скорее всего, является однородным и его сегментация не будет точной. Для построения данного алгоритма использовался метод Кэнни определения границ [9]. Пример однородного изображения показан на рис. 8 (средняя ширина пиксела 0,0998).



Рис. 8. Результат работы алгоритма по определению однородности

Fig. 8. The result of the algorithm for determining the homogeneity

Размытость. Для определения размытости изображения использовалась дисперсия дискретного оператора Лапласа [10]:

$$\begin{bmatrix} 0 & 1 & 0 \\ 1 & -4 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \end{bmatrix}.$$

В этом методе происходит бинаризация изображения, затем производится свертка полученного единственного канала изображения с помощью фильтра. Если указанное значение меньше порогового значения 100, то изображение будет размытым. Пример неразмытого изображения приведен на рис. 9 (коэффициент размытости 157,69087).



Рис. 9. Результат работы алгоритма по определению размытости

Fig. 9. The result of the algorithm for determining the blur

Результаты распознавания и их обсуждение. В настоящей работе обучались две сети YOLACT: классическая и с применением модели внимания. Обучение модели было направлено на распознавание 26 классов объектов электронной коммерции: модели (человека в полный рост), обуви (четырёх классов), одежды (пяти классов), еды (пяти классов), косметики (пяти классов), кухонной техники, аксессуаров и класса заднего фона. Для обучения применялись видеокарта GPU NVIDIA T4 и размер пакета $batch_size = 4$. Такая величина пакета была выбрана из-за специфики электронной коммерции, так как изображения должны быть высокого разрешения (не менее 800×800 пикселей). Модель внимания использовалась в нейронной сети ResNet-101 для выделения наиболее значимых признаков объекта. Она позволила улучшить распознавание объектов в среднем на 3 %.

Результаты работы классической YOLACT со стандартизацией весов и с применением модели внимания представлены на рис. 10 и в таблице. В качестве метрики использовалась mAP (mean average precision). Из таблицы видно, что добавление механизмов внимания в сеть YOLACT повышает точность предсказания.



Рис. 10. Результаты работы сети YOLACT: a) флаконы; b) майка; c) зеркало (относится к категории мебели), распознанные сетью
 Fig. 10. Results of the YOLACT neural network: a) bottles; b) T-shirt; c) mirror (belongs to furniture category) recognized by the network

Средняя точность работы обученных сетей
 Average precision of the trained neural networks

Метод Method	Метрики Metrics						
	FPS	AP	AP ₅₀	AP ₇₅	AP _S	AP _M	AP _L
YOLACT	28,31	33,7	53,5	35,9	17,2	35,6	45,7
YOLACT со стандартизацией весов [13]	28,31	36,8	59,2	38,2	22,4	37,2	47,2
YOLACT с моделью внимания	28,31	37,4	59,9	39,3	25,2	37,7	48,4

Еще одним результатом применения модели внимания стало увеличение скорости обучения нейронной сети. Для получения результатов, равнозначных полученным стандартной сетью YOLACT, понадобилось в 2,5 раза меньше итераций при обучении.

Обсуждение результатов. В работе предложено использовать модель внимания для задачи распознавания изображений товаров электронной коммерции, что позволит обнаружить корреляции признаков на разных слоях сети для выделения значимой и отсеивания незначимой информации об объекте на изображении.

По итогам проведенного тестирования было выявлено, что обученная сеть обладает свойствами временной стабильности и более быстрой сходимости. Несмотря на это и тот факт, что ре-

зультаты распознавания и сегментации представленной в работе сети более высокого качества, чем у сетей Mask R-CNN [11] и FCIS [12], можно выделить следующие проблемы при их генерации:

1. Ошибка локализации. Если в одном месте на сцене имеется слишком много объектов, сеть может не локализовать каждый объект в собственном прототипе. В этом случае она будет выводить что-то более близкое к маске переднего плана, чем объект, сегментированный по некоторым объектам в группе.

2. Качество данных. Если изображение не соответствует стандартам по однородности, тусклости, размытости и т. д., то стандартные методы автокоррекции не дают ощутимого результата.

Возможным путем решения перечисленных проблем является использование автоматической предобработки данных для улучшения качества изображения.

Добавление модели внимания в архитектуру YOLACT позволяет улучшить как скорость обучения, так и качество распознавания. Эксперименты показали, что улучшение становится более значительным при увеличении сложности сети.

Заключение. В ходе исследования был подготовлен набор данных, произведена его аннотация и построена сеть YOLACT с добавлением модели внимания. Данная модель была обучена на собранном наборе данных, проведены ее валидация и тестирование. Установлено, что модель внимания позволяет сети более точно сосредоточиться на признаках объекта. Это влияет на качество обученной сети и скорость сходимости.

Было выявлено, что использование модели внимания обуславливает значительное улучшение метрик как для распознавания, так и для сегментации объектов. По сравнению с обучением классической сети YOLACT использование модели внимания дает улучшение на 3 % для задачи распознавания.

Предложенный метод может быть применен и к другим архитектурам нейронных сетей, а также использован для YOLACT при увеличении размера входного изображения и, соответственно, выходной маски.

Вклад авторов. В. В. Сорокина подготовила набор данных для обучения, произвела его аннотацию, выполнила анализ различных архитектур нейронных сетей, построила модель внимания в нейронную сеть YOLACT и провела эксперименты по обучению и валидации построенной модели. С. В. Абламейко определил цели и задачи исследования, направление работы для достижения поставленных целей, принял участие в анализе и интерпретации результатов.

References

1. Bolya D., Zhou C., Xiao F., Lee Y. J. YOLACT: Real-time instance segmentation. *Proceedings of the IEEE/CVF International Conference on Computer Vision (ICCV), Seoul, Korea (South), 27 October – 2 November 2019*, pp. 9157–9166.
2. Bahdanau D., Cho K., Bengio Y. Neural Machine Translation by Jointly Learning to Align and Translate. *3rd International Conference on Learning Representations, San Diego, CA, USA, 7–9 May 2015*. Available at: <https://arxiv.org/abs/1409.0473?context=stat> (accessed 01.02.2021).
3. Chaudhuri A., Messina P., Kokkula S., Subramanian A., Krishnan A., ..., Kandaswamy V. A smart system for selection of optimal product images in e-commerce. *IEEE International Conference on Big Data (Big Data), Seattle, WA, USA, 10–13 December 2018*, pp. 1728–1736.
4. Zhang X. Content-based e-commerce image classification research. *IEEE Access*, 2020, vol. 8, pp. 160213–160220.
5. Bossard L., Dantone M., Leistner C., Wengert C., Quack T., Van Gool L. Apparel classification with style. *Asian Conference on Computer Vision, Berlin, 2012*, vol. 7727, pp. 321–335.
6. Lao B., Jagadeesh K. Convolutional neural networks for fashion classification and object detection. *CCCV 2015 Computer Vision*, pp. 120–129.
7. Dai J., He K., Li Y., Ren S., Sun J. Instance-sensitive fully convolutional networks. *14th European Conference on Computer Vision, Amsterdam, 11–14 October 2016*, vol. 9910, pp. 534–549.
8. He K., Zhang X., Ren S., Sun J. Deep Residual Learning for Image Recognition. *2016 IEEE Conference on Computer Vision and Pattern Recognition, Las Vegas, NV, USA, 27–30 June 2016*, 2016, pp. 770–778.

9. Green B. *Canny Edge Detecor*. Available at: https://docs.opencv.org/master/da/d22/tutorial_py_canny.html (accessed 01.02.2021).

10. Pech-Pacheco J. L., Cristobal G., Chamorro-Martinez J., Fernandez-Valdivia J. *Diatom Autofocusing in Brightfield Microscopy: A Comparative Study*. Available at: <http://optica.csic.es/papers/icpr2k.pdf> (accessed 01.02.2021).

11. He K. Mask R-CNN. *IEEE International Conference on Computer Vision (ICCV), Venice, 22–29 October 2017*, pp. 2980–2988.

12. Qi H., Dai J., Ji X., Wei Y. Fully convolutional instance-aware semantic segmentation. *IEEE International Conference on Computer Vision and Pattern Recognition (CVPR), Honolulu, 21–26 July 2017*, pp. 4438–4446.

13. Sorokina V., Ablameyko S. Neural network training acceleration by weight standardization in segmentation of electronic commerce images. *Studies in Computational Intelligence*, 2020, vol. 976, pp. 237–244.

Информация об авторах

Сорокина Виктория Вадимовна, аспирант кафедры веб-технологий и компьютерного моделирования механико-математического факультета, Белорусский государственный университет.
<https://orcid.org/0000-0002-2128-1943>

Абламейко Сергей Владимирович, академик НАН Беларуси, доктор технических наук, профессор, лауреат Государственной премии Республики Беларусь, заслуженный деятель науки Республики Беларусь, Белорусский государственный университет, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.
<https://orcid.org/0000-0001-9404-1206>

Information about the authors

Viktoria V. Sorokina, Postgraduate Student of Web-Technologies and Computer Modeling Department of Mechanics and Mathematics Faculty, Belarusian State University.
<https://orcid.org/0000-0002-2128-1943>

Sergey V. Ablameyko, Academician of the National Academy of Sciences of Belarus, D. Sc. (Eng.), Professor, Laureate of the State Prize of the Republic of Belarus, Honored Scientist of the Republic of Belarus, Belarusian State University, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.
<https://orcid.org/0000-0001-9404-1206>

МАТЕМАТИЧЕСКОЕ МОДЕЛИРОВАНИЕ

MATHEMATICAL MODELING



УДК 004.942, 519.876.5
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-86-100>

Оригинальная статья
Original Paper

Форсированное управление движением мобильного робота

Т. Ю. Ким^{1✉}, Г. А. Прокопович¹, А. А. Лобатый²

¹Объединенный институт проблем информатики
Национальной академии наук Беларуси,
ул. Сурганова, 6, Минск, 220012, Беларусь
✉E-mail: tatyana_kim92@mail.ru

²Белорусский национальный технический университет,
пр. Независимости, 65, Минск, 220013, Беларусь

Аннотация

Цели. Требуется повысить эффективность работы отдельного транспортного мобильного робота на складе за счет оптимизации регулирования скорости его передвижения. Для этого необходимо регулировать положение, скорость, ускорение и направление движения мобильного робота в каждый момент времени по известному маршруту. Предложена методика форсированного управления движением транспортного мобильного робота. На ее основе в среде Simulink разработан блок управления различными маневрами движений робота, который вычисляет его расстояние до ближайшей точки поворота или останова и на основании построенной циклограммы определяет соответствующую скорость в каждый момент времени. Блок управления может быть использован в практических приложениях, требующих оптимального управления движением транспортных роботов по заранее известной местности.

Методы. Применяется метод теории оптимального управления по критерию максимального быстродействия, волновой алгоритм для поиска кратчайшего пути и метод конечных автоматов для релейного управления ускорением движения.

Результаты. На основе предложенной методики форсированного управления движением транспортного мобильного робота в среде Simulink разработана система управления маневрами, обеспечивающая минимальное время прохождения на каждом отрезке пути. Под маневрами подразумеваются прямолинейное движение робота, а также его разворот на месте в двух режимах: с выходом на максимальную скорость и без выхода. Методика строится на предположении, что движение транспортного робота равномерноускоренное. Дополнительным результатом разработанной системы управления является то, что при ее масштабировании на группу роботов появляется возможность спрогнозировать время и место их потенциальных столкновений (коллизий), чтобы впоследствии учитывать это для эффективного управления уже группой роботов.

Заключение. Разработанная система может быть использована для управления реальным транспортным мобильным роботом, оснащенным сервоприводом, при решении задач перевозки грузов по складу.

Ключевые слова: транспортный мобильный робот, дифференциальный привод, форсированное управление, моделирование движения, равноускоренное движение

Для цитирования. Ким, Т. Ю. Форсированное управление движением мобильного робота / Т. Ю. Ким, Г. А. Прокопович, А. А. Лобатый // Информатика. – 2022. – Т. 19, № 3. – С. 86–100.
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-86-100>

Конфликт интересов. Авторы заявляют об отсутствии конфликта интересов.

Поступила в редакцию | Received 01.07.2022

Подписана в печать | Accepted 10.08.2022

Опубликована | Published 29.09.2022

Forced motion control of a mobile robot

Tatyana Yu. Kim¹, Ryhor A. Prakapovich¹, Alexander A. Lobatyi²

¹*The United Institute of Informatics Problems
of the National Academy of Sciences of Belarus,
st. Surganova, 6, Minsk, 220012, Belarus*

✉E-mail: tatyana_kim92@mail.ru

²*Belarusian National Technical University,
av. Nezavisimosti, 65, Minsk, 220013, Belarus*

Abstract

Objectives. The increase of the efficiency of a separate transport mobile robot in a warehouse due to optimal regulation of the speed of its movement. It is required to control the position, speed, acceleration and direction of movement of the mobile robot at each moment of time along a known route. A method for forced control of the movement of a transport mobile robot was proposed. A control block for various motion maneuvers was developed in Simulink environment, which calculates the distance to the nearest turning point or stop and then by constructed cyclogram the corresponding speed at each moment of time is determined. The proposed control unit can be used in practice for the tasks of optimal movement of transport robots in predetermined area.

Methods. The method of the theory of optimal control according to the criterion of maximum speed, the wave algorithm for finding the shortest path, the method of finite automata for relay control of the acceleration of movement are used.

Results. Based on the proposed method of forced control of the movement of a transport mobile robot in the Simulink environment, a maneuver control system was developed that provides the minimum travel time for each segment of the path. Maneuvers mean the rectilinear movement of the robot, as well as its turn on the spot, in two modes: with and without reaching maximum speed. The technique is based on the assumption that the movement of the transport robot is uniformly accelerated. A side result of the developed control system is that when it is scaled to a group of robots, it becomes possible to predict the time and place of their potential collisions, in order to subsequently take into account a group of robots for effective control.

Conclusion. The developed control system can be used to control a real transport mobile robot equipped with a servo drive in solving the problems of transporting goods around the warehouse.

Keywords: transport mobile robot, differential drive, forced control, kinematic modeling, uniformly accelerated motion

For citation. Kim T. Yu., Prakapovich R. A. Lobatyi A. A. *Forced motion control of a mobile robot.* Informatika [Informatics], 2022, vol. 19, no. 3, pp. 86–100 (In Russ.).
<https://doi.org/10.37661/1816-0301-2022-19-3-86-100>

Conflict of interest. The authors declare of no conflict of interest.

Введение. За последние десятилетия увеличился научно-практический интерес мировых компаний к транспортным мобильным роботам (ТМР), которые стали неотъемлемой частью современных логистических систем [1]. Благодаря преимуществам современных сенсорных и вычислительных систем ТМР могут быть внедрены практически в любой производственный процесс, сопряженный с необходимостью тесной работы с персоналом, в том числе в складских помещениях достаточно большой площади.

Сферой применения складских мобильных роботов являются сортировочные склады предприятий, занимающихся электронной коммерцией, или автомобилестроение, производственные процессы которого требуют операций с большим числом деталей. Например, автоматизированные ТМР способны автономно совершать погрузку паллет на территории склада, перемещать тяжелые грузы или осуществлять сборку деталей, что заменяет рутинный человеческих труд. Такие роботы универсальны, могут транспортировать различные предметы, прерываясь только для подзарядки. В результате внедрения мобильных роботов значительно повышается эффективность производственных процессов.

Поскольку на складе, как правило, работает несколько роботов, важно обеспечить не только корректную навигацию внутри склада, но и максимальную скорость их передвижения, исключив при этом столкновения между роботами и другими объектами. Для этого ТМР должны передвигаться в помещениях с максимально возможной скоростью по нанесенным на пол магнитным (или цветоконтрастным) лентам или специальным меткам в виде QR-кодов. Отметим, что складское помещение чаще всего представляет собой прямоугольник с рядами многоярусных стеллажей.

Для управления ТМР обычно используются промышленные контроллеры электроприводов на базе метода векторного управления. Современные промышленные контроллеры гарантируют быстрое действие, точность выполнения задаваемых команд и отлаженность действий. В связи с этим перед системами управления верхнего уровня стоит задача определения оптимальной скорости движения ТМР в каждый момент времени.

Целью настоящей работы является повышение эффективности работы ТМР на складе за счет минимизации затраченного времени, которая достигается благодаря оптимальному регулированию скорости его движения при различных маневрах.

Форсированное управление при прямолинейном движении. Как правило, математическая постановка задачи управления движением мобильного робота сводится к решению обратной задачи кинематики его транспортной платформы [2]. Имеется ряд работ [3, 4], предлагающих различные подходы к реализации оптимальных систем управления техническими системами по комплексным критериям. В настоящей статье рассматривается задача оптимального управления минимизацией времени движения, не учитывающая энергетические затраты. В основу предлагаемого решения задачи был положен метод форсированного управления [5], который характеризуется наличием детерминированных начального и конечного состояний объекта управления без случайных возмущений и с учетом ограничений на максимальное значение управления. Указанные допущения совпадают с условиями использования современных ТМР в безлюдных логистических складах.

На рис. 1 изображена типовая траектория движения ТМР по заранее известному складскому помещению, заданному в виде последовательности координат. Как правило, для экономии места радиус поворота ТМР сводится практически к нулю, т. е. поворот робота происходит на месте. В связи с этим представим траекторию движения ТМР как набор прямолинейных отрезков S_k , $k = \overline{1, n}$.

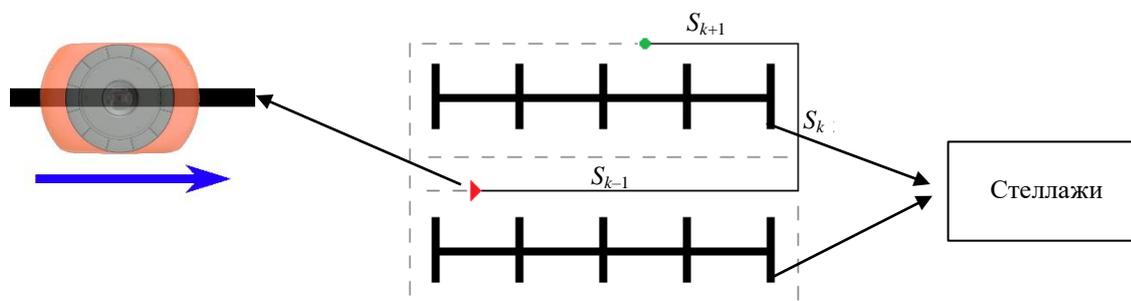


Рис. 1. Траектория движения мобильного робота на основе математической модели

Fig. 1. Movement trajectory of a mobile robot based on a mathematical model

Предположим, что движение ТМР является равноускоренным. Рассмотрим типичную циклограмму его движения вдоль прямой на расстояние S_k . Чтобы преодолеть указанное расстояние, робот должен пройти этап разгона, движения с допустимой или максимальной скоростью и в процессе этапа торможения снизить набранную скорость до нуля (рис. 2, а). Следовательно, процесс прохождения требуемого отрезка можно представить в виде суммы трех последовательных режимов, состоящих из трех отрезков:

$$S_k = S_{k1} + S_{k2} + S_{k3}, \quad (1)$$

где S_k – расстояние, которое должен проехать робот; S_{k1} – отрезок пути, пройденный в режиме ускорения, S_{k2} – в режиме равномерного движения и S_{k3} – в режиме торможения.

Для каждого расстояния S_k требуется рассчитать длины отрезков из формулы (1) и соответствующие им временные интервалы. Зададим ограничения для ТМР: ускорение разгона a_a и торможения a_b , а также максимальную скорость V_{\max} , которую робот может достичь или которая является максимально допустимой в конкретном технологическом процессе на обслуживаемом производстве. Тогда согласно закону изменения скорости материальной точки на каждом из отрезков S_{k1} , S_{k2} и S_{k3} будут видны соответствующие характерные особенности функций скорости $V(t)$ и ускорения $a(t)$ (рис. 2, а).

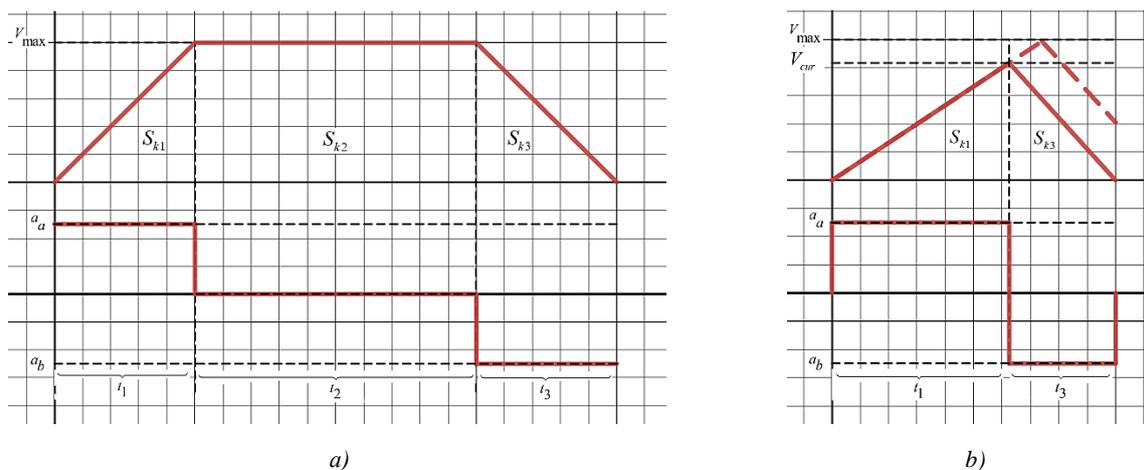


Рис. 2. Графики изменения скорости и ускорения ТМР при следующих условиях: а) робот успевает выйти на постоянную скорость; б) режим разгона резко сменяется на режим торможения

Fig. 2. Graph of the change in speed and acceleration of TMR under the condition: а) the robot manages to reach a constant speed; б) acceleration mode abruptly changes to deceleration mode

Рассмотрим движение робота как движение материальной точки. Этот процесс можно описать уравнениями равноускоренного движения на каждом из отрезков пути:

$$\dot{S}(t) = V(t), \quad S(t_0) = S_0; \quad (2)$$

$$\dot{V}(t) = a(t), \quad V(t_0) = V_0, \quad (3)$$

где S – пройденный путь, м; V – скорость мобильного робота, м/с.

Анализируя приведенные графики, можно сделать предположение, что управляющим воздействием для системы является ускорение:

$$a(t) = a \cdot \text{sign}(\tau - t). \quad (4)$$

Перепишем выражение (4) для управления скоростью:

$$V(t) = \begin{cases} V_0(t) + a_a \Delta t, & 0 < t \leq t_1; \\ V_{\max}, & t_1 < t \leq t_1 + t_2; \\ V_0(t) - a_b \Delta t, & t_1 + t_2 < t \leq T, \end{cases} \quad (5)$$

где t – значение времени в процессе управления; τ – дискретный момент времени переключения управления, $\tau = [t_1, t_2, t_3]$; t_1 – время разгона; t_2 – отрезок времени, когда скорость достигает максимума и остается постоянной; t_3 – время торможения; a_a – ускорение при разгоне (acceleration); a_b – ускорение при торможении (breaking).

Рассмотрим случай движения ТМР при равноускоренном движении:

$$S_k = S_0 + V_0 t + \frac{at^2}{2}, \quad (6)$$

где S_0 – начальное положение, V_0 – начальная скорость, a – ускорение.

На основе формулы (6) найдем интервалы пути для S_k : S_{k1} , S_{k2} и S_{k3} . Сначала за время t_1 , разгоняясь до максимальной скорости, ТМР проезжает отрезок S_{k1} . При этом его начальное положение и скорость равны нулю. На отрезке S_{k2} в течение времени t_2 значение скорости робота является максимальным и остается постоянным, поэтому отрезок S_{k2} равен произведению максимальной скорости на время t_2 . На отрезке S_{k3} за время t_3 скорость робота снижается с максимальной до нуля. Следовательно, ускорение получает отрицательное значение:

$$\begin{cases} S_{k1} = \frac{a_a t_1^2}{2}, & (7) \\ S_{k2} = V_{\max} t_2, & (7a) \\ S_{k3} = V_{\max} t_3 - \frac{a_b t_3^2}{2}, & (7b) \end{cases}$$

где V_{\max} – максимальная скорость мобильного робота, м/с; a_a – ускорение при разгоне, м/с²; a_b – ускорение при торможении, м/с²; t_1 – время, за которое происходит разгон; t_2 – время, когда скорость достигает максимума и является постоянной; t_3 – время, за которое происходит торможение.

Подставив полученные интервалы пути (7)–(7 б) в формулу (1), найдем общее расстояние S_k , которое должен пройти робот с выходом на максимальную скорость V_{\max} :

$$S_k = \frac{a_a t_1^2}{2} + V_{\max} t_2 + V_{\max} t_3 - \frac{a_b t_3^2}{2}. \quad (8)$$

Далее найдем временные отрезки t_1 , t_2 и t_3 . Для этого рассмотрим формулу скорости при равноускоренном движении:

$$V = V_0 + at. \quad (9)$$

На отрезке S_{k1} , когда начальная скорость равна нулю, а ускорение равно ускорению разгона (a_a) за время t_1 , скорость достигает максимального значения:

$$V_{\max} = a_a t_1. \quad (10)$$

На отрезке S_{k3} из-за наличия отрицательного ускорения a_b скорость за время t_3 падает с максимума до нуля:

$$\begin{aligned} V_{\max} - a_b t_3 &= 0, \\ V_{\max} &= a_b t_3. \end{aligned} \quad (10 a)$$

Из формулы (10) найдем значение t_1 , а из (10 a) – значение t_3 . Тогда при известном значении пройденного пути S_k в соответствии с формулами (5), (7)–(7 б) и (10), (10 a) определим t_2 :

$$\begin{cases} t_1 = \frac{V_{\max}}{a_a}, & (11) \\ t_2 = \frac{2S_k a_a a_b - V_{\max}^2 (a_a + a_b)}{2V_{\max} a_a a_b}, & (11 a) \\ t_3 = \frac{V_{\max}}{a_b}. & (11 б) \end{cases}$$

Следовательно, общее время T , затраченное ТМР на прохождение одного отрезка пути S_k , вычисляется по формуле

$$T = t_1 + t_2 + t_3. \quad (12)$$

Между тем на практике могут встретиться такие короткие отрезки пути S_k , когда ТМР не выходит на значение максимальной скорости V_{\max} . В этом случае циклограмма принимает вид не трапеции, а треугольника (см. рис. 2, b).

Найдем значения характерных величин, при которых возникает указанная ситуация. Для начала определим расстояние S_{Trh} (threshold) участков путей, когда робот за время t_1 проедет отрезок S_{k1} , достигнув при этом максимальной скорости V_{\max} , и сразу начнет тормозить, проезжая отрезок S_{k3} , т. е. $S_{k2} = 0$ и $t_2 = 0$:

$$S_{Trh} = \frac{a_a t_1^2}{2} + V_{\max} t_3 - \frac{a_b t_3^2}{2}. \quad (13)$$

Далее, подставив уже полученные формулы (11) и (11 б) в равенство (13), получим расстояние разгона и тормозного пути до полной остановки:

$$S_{Trh} = \frac{V_{\max}^2 (a_a + a_b)}{2a_a a_b}. \quad (14)$$

Таким образом, если заданное расстояние пути S_k меньше S_{Trh} (14), то требуемый путь будет состоять из двух отрезков S_{k1} и S_{k3} , за исключением участка S_{k2} и временного интервала t_2 . Общее расстояние S_k для данного условия будет иметь вид

$$S_k = S_{k1} + S_{k3}. \quad (15)$$

Тем не менее бывают случаи, когда заданный путь S_k является настолько коротким, что ТМР не успевает достичь максимально возможной скорости V_{max} и скорость растет до некоторого значения V_{cur} (current), $V_{cur} < V_{max}$ (см. рис. 2, b). На основе формулы (6) при равноускоренном движении ТМР найдем путь для каждого участка S_{k1} и S_{k3} , когда максимальная скорость, которую смог развить ТМР на расстоянии S_k , равна V_{cur} :

$$S_k = \frac{a_a t_1^2}{2} + V_{cur} t_3 - \frac{a_b t_3^2}{2}, \quad (16)$$

где V_{cur} – текущая скорость ТМР, не достигающая V_{max} .

Так как расстояние S_k равно сумме отрезков S_{k1} и S_{k3} , то в рассматриваемом случае график функции $V(t)$ представляется в виде неравностороннего треугольника (см. рис. 2, b). Поэтому воспользуемся формулой (14), заменив максимальную скорость V_{max} на скорость V_{cur} , и получим равенство

$$S_k = \frac{V_{cur}^2 (a_a + a_b)}{2a_a a_b}. \quad (17)$$

На основе формулы (17) найдем значение

$$V_{cur} = \sqrt{\frac{2S_k a_a a_b}{(a_a + a_b)}}. \quad (18)$$

Далее, применив формулы (11) и (11 б) при равноускоренном движении, когда скорость достигает V_{cur} , и формулу (18), найдем отрезки времени t_1 и t_3 :

$$\begin{cases} t_1 = \frac{V_{cur}}{a_a} = \sqrt{\frac{2S_k a_b}{a_a (a_a + a_b)}}, \\ t_3 = \frac{V_{cur}}{a_b} = \sqrt{\frac{2S_k a_a}{a_b (a_a + a_b)}}. \end{cases} \quad (19)$$

Тогда общее время T , состоящее из интервалов t_1 и t_3 (19) и затраченное ТМР на прохождение пути S_k , определяется равенством

$$T = t_1 + t_3. \quad (20)$$

Следовательно, общее время для случаев (19) и (20) при условии (14) рассчитывается по формулам

$$T = \begin{cases} \frac{V_{\max}(a_a + a_b)}{2a_a a_b} + \frac{S_k}{V_{\max}} & \text{при } S_k > \frac{V_{\max}^2(a_a + a_b)}{2a_a a_b}, \\ \sqrt{\frac{2S_k(a_a + a_b)}{a_a a_b}} & \text{при } S_k \leq \frac{V_{\max}^2(a_a + a_b)}{2a_a a_b}. \end{cases} \quad (21)$$

Данная методика подходит для управления не только линейной, но и угловой скоростью. Модифицируем предложенную методику форсированного управления для поворота на $\pm 90^\circ$ между любыми двумя участками. При этом закон углового движения также целесообразно формировать по закону форсированного управления:

$$\begin{cases} \dot{\Psi} = \omega, \\ \dot{\omega} = a, \end{cases}$$

где a – угловое ускорение, м/с^2 .

При прямолинейном движении угловые скорость и ускорение равны нулю, а при повороте ТМР на месте линейные скорость и ускорение равны нулю. Угловая скорость ω при линейных скоростях движения правого и левого колес V_{right} и V_{left} определяется выражением

$$\omega = \frac{V_{right} - V_{left}}{b},$$

где b – расстояние между колесами.

Учитывая тот факт, что ТМР должен вращаться на месте, т. е. знаки линейных скоростей правого и левого колес должны быть противоположными, получим равенство

$$\omega = \pm \frac{2V}{b},$$

где V – линейная скорость ТМР, вычисляемая по формуле (9), а знак \pm указывает направление поворота: по часовой стрелке « \rightarrow » и против « \leftarrow ».

Далее необходимо вычислить путь S_k , пройденный одним колесом при повороте робота на месте на угол α . Рассчитаем радиус поворота колеса

$$r = \frac{b}{2} \quad (22)$$

и путь, пройденный колесом при повороте на угол α ,

$$S_k = \frac{\pi r \alpha}{180} = \frac{\pi b \alpha}{360}. \quad (23)$$

Тогда время T , удовлетворяющее условию (21), находится по формуле

$$T = \frac{V_{\max}(a_a + a_b)}{2a_a a_b} + \frac{\pi b \alpha}{360 \cdot V_{\max}} \quad (24)$$

или

$$T = \sqrt{\frac{\pi b \alpha (a_a + a_b)}{180 \cdot a_a a_b}}, \quad (24 a)$$

если оно удовлетворяет условию (21 a).

Численное моделирование. В качестве прототипа был выбран широко известный транспортный робот Amazon Kiva, который имеет компактный размер $75 \times 60 \times 30$ см, вес 110 кг, полезная нагрузка робота достигает 450 кг. Как и большинство подобных роботов, он развивает скорость до 5 км/ч (1,3 м/с), что соответствует скорости ходьбы взрослого человека (URL: <https://procesosindustriales.net/lean-manufacturing/la-familia-de-amazon-robotics-kiva-regasus-xanthus-y-mas/>). Ускорение, с которым разгоняется ТМР, меньше, чем ускорение его торможения. При моделировании были рассмотрены три стандартных случая:

1. *Движение на большие дистанции, когда V_{cur} достигает максимума и некоторое время остается постоянным.* Были проведены экспериментальные вычисления при следующих условиях: $V_{max} = 0,8$ м/с, $a_a = 0,3$ м/с², $a_b = 0,5$ м/с² и $S_k = 24$ м. С учетом формулы (14) и заданных условий пороговое значение пройденного пути $S_{Thr} = 0,706$. Расстояние S_k удовлетворяет условию (21), следовательно, скорость движения ТМР выйдет на свое максимальное значение. Эффективность разработанной методики подтверждается результатами моделирования. На рис. 3, а представлена циклограмма зависимости ускорений a_a , a_b и скорости V от времени t . При заданных значениях τ происходит своевременное переключение управления с a_a на 0 и с 0 на a_b . Время переключения τ равняется $t_1 = 2,667$, $t_2 = 27,870$ и $t_3 = 1,600$ с. Видно, что ускорение переключается на 0 в момент, когда линейная скорость достигает максимума при t_1 , далее на отрезке t_2 мобильный робот движется на максимальной скорости V_{max} , затем на отрезке t_3 срабатывает торможение и ТМР снижает скорость. На рис. 3, б изображен путь, пройденный мобильным роботом за время T .

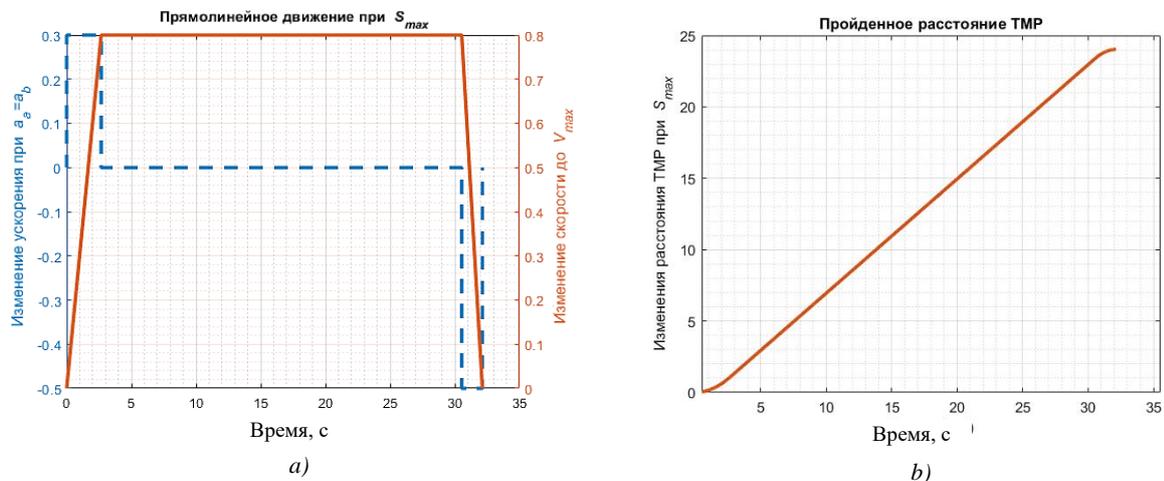


Рис. 3. Результаты моделирования при ограничениях на a_a и V_{max} при S_{max} :

а) циклограмма изменения ускорения и скорости ТМР; б) график зависимости расстояния от времени

Fig. 3. Simulation results under restrictions on a_a and V_{max} at S_{max} :

a) cyclogram of the change of acceleration and speed TMR; b) graph of distance versus time

2. *Движение на такое расстояние, на котором после завершения разгона сразу наступает этап торможения, т. е. V_{cur} достигает своего максимального значения, но не сохраняет его.* Указанный тип движения, удовлетворяющий условию (21 а), реализуется только для расстояния $S_k = 1,7$ м, где время переключения τ равняется $t_1 = 2,661$ с и $t_3 = 1,597$ с, общее время $T = 4,258$ с (рис. 4, б). При таких условиях ТМР успевает разогнаться до V_{max} , но пропускает отрезок t_2 (рис. 4, а).

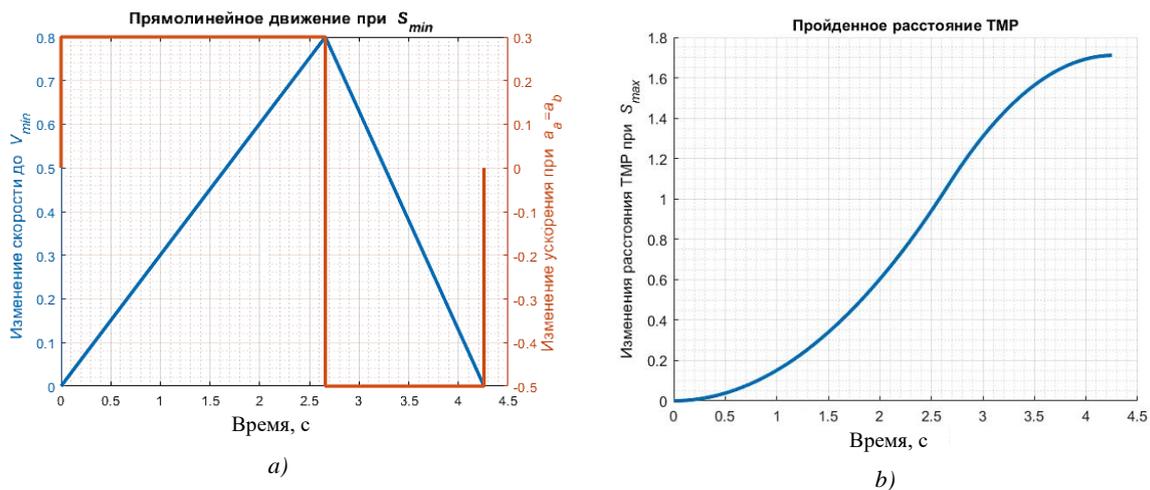


Рис. 4. Результаты моделирования при ограничениях на a_a и V_{max} при S_k :
a) циклограмма изменения ускорения и скорости TMR; b) график зависимости расстояния от времени

Fig. 4. Simulation results under restrictions on a_a and V_{max} at S_k :
a) cyclogram of the change of acceleration and speed TMR; b) graph of distance versus time

3. Поворот TMR на месте на 90° . Учитывая расстояние между колесами $b = 25$ см и требуемый угол поворота $\alpha = 90^\circ$, по формуле (23) рассчитали, что каждое из колес должно проехать в соответствующем направлении по дуге длиной $S_k = 0,3927$ м. Полученное расстояние удовлетворяет условию (21 a). Следовательно, TMR не успевает разогнаться до максимальной скорости V_{max} . Поэтому максимальная скорость, с которой он будет поворачивать в момент времени t_1 , $V_{cur} = 0,384$ м/с (рис. 5, a). Время переключения τ равняется $t_1 = 1,279$ с и $t_3 = 0,767$ с, общее время поворота $T = 2,047$ с (рис. 5, b).

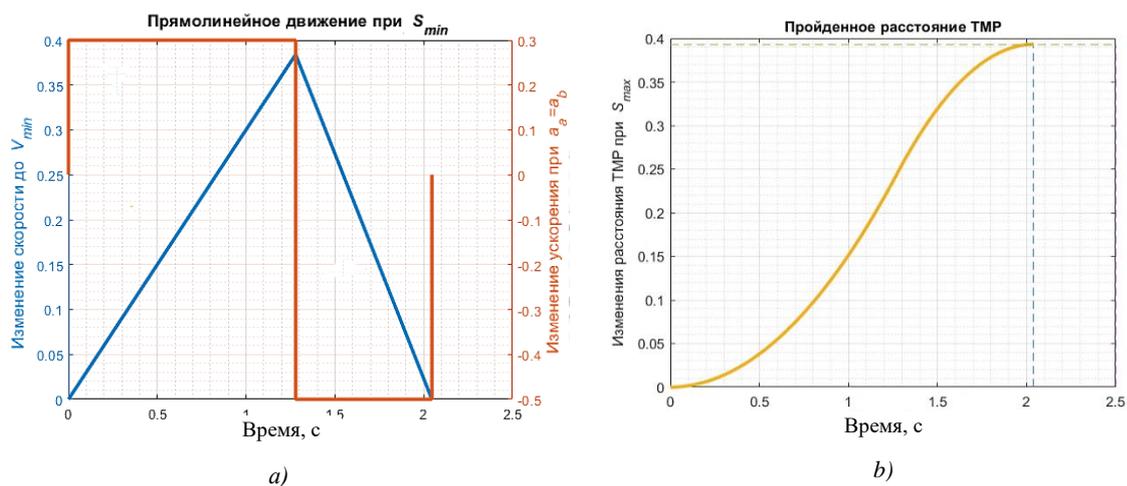


Рис. 5. Результаты моделирования при повороте TMR на 90° : a) циклограмма изменения ускорения и скорости; b) график зависимости расстояния от времени

Fig. 5. Simulation results when turning to 90° : a) cyclogram of the change of acceleration and speed TMR; b) graph of distance versus time

Результаты моделирования показали, что разработанная методика форсированного управления подходит для мобильного робота при условии заданной максимальной скорости и при максимальных ускорениях для разгона и торможения. На основании формулы (12), удовлетворяю-

щей условию (21), рассчитывается общее время, необходимое для прохождения длинной дистанции. Если же расстояние оказывается меньшим, чем в условии (21 а), то используется формула (20) для коротких дистанций и формулы (24), (24 а) для поворота ТМР на месте на 90°.

Блок управления маневрами. На основе предложенной методики форсированного управления в среде Simulink был разработан блок управления маневрами, который работает по принципу конечного автомата (рис. 6).

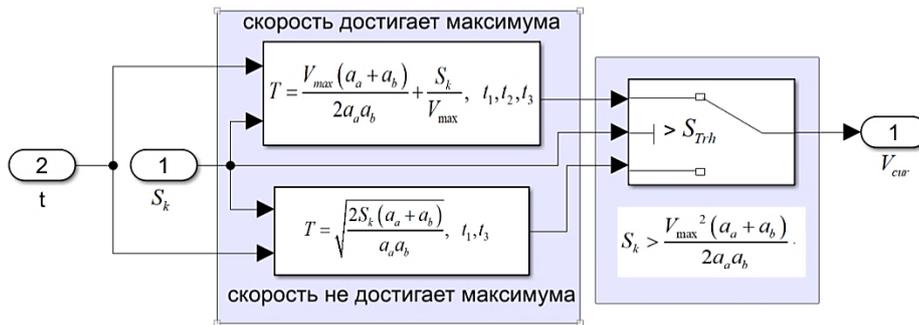


Рис. 6. Блок управления маневрами
Fig. 6. Maneuver control unit

На вход разработанного блока подаются текущее время t и длина пути S_k , который должен проехать ТМР, а на выход – требуемая линейная скорость V в каждый момент времени t . Значение скорости определяется по формуле (9), значение ускорения a – по формуле (4). Если длина заданного пути больше, чем пороговое значение S_{Trh} , то $\tau = [t_1, t_2, t_3]$, где t_1, t_2 и t_3 вычисляются по формулам (11)–(11 б). В противном случае $\tau = [t_1, t_3]$ и t_1, t_3 вычисляются по формуле (19).

Схема расстановки стеллажей. В работе предлагается алгоритм движения мобильного робота по заданной траектории с минимальным затрачиваемым временем относительно передвижения по складскому помещению. Зонирование и проектирование схемы расстановки стеллажей для склада имеют принципиальное значение, так как от этого зависит, насколько быстро ТМР доедет до точки назначения. Рассмотрим пример склада, размер которого составляет 45×40 м, а стеллажи расположены в шесть рядов по четыре стеллажа в каждом (рис. 7). Для удобства представим их в виде элементов матрицы 6×4. Пути между стеллажами имеют двухстороннее движение. Это сделано для того, чтобы предотвратить столкновения роботов на прямолинейном отрезке. Цветом отмечены направления движения: красным – движение справа налево, желтым – слева направо, зеленым – сверху вниз, синим – снизу вверх.

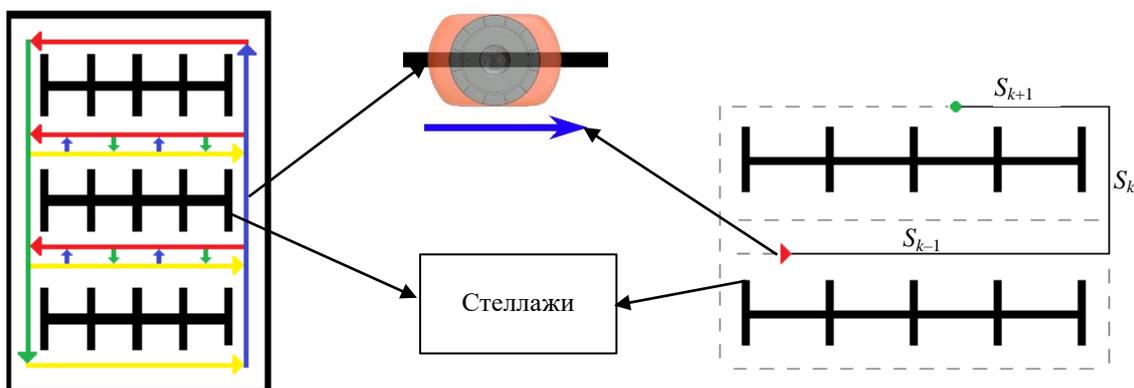


Рис. 7. Схема расстановки стеллажей на складе и траектория движения ТМР
Fig. 7. The layout of racks in the warehouse and the trajectory of the movement of TMR

На рис. 7 изображена типовая траектория движения ТМР, где мобильному роботу заданы координаты старта и прибытия. С помощью волнового алгоритма [6, 7] вычисляется кратчайший путь с координатами точек поворота, далее расстояние между полученными координатами (точками) определяется переменной S_k . Представим траекторию движения ТМР как набор прямолинейных отрезков.

Верификация разработанной методики максимального быстродействия. Для верификации предложенной методики форсированного управления была разработана математическая модель [8, 9] в виде системы уравнений кинематики ТМР и проведены экспериментальные исследования.

Эксперимент 1. Рассмотрим варианты передвижения ТМР на примере рис. 8, а, б, где три робота перемещаются по складскому помещению и не пересекаются между собой. На рис. 8, в показан вариант, когда пути трех ТМР пересекаются в разное время. Благодаря выведенным формулам прямолинейного равноускоренного движения (21) и (21 а) можно узнать, где находится каждый робот в каждый момент времени. На рис. 8, д показано, что два робота, путь которых обозначен черным цветом, столкнутся на 21,58-й с. Вторая пара ТМР (путь бордового цвета) столкнется через 22,82 с. Третья пара (путь синего цвета) столкнется через 36,45 с. Вариант, когда один из ТМР пропускает другого, будет рассматриваться в дальнейших работах авторов.

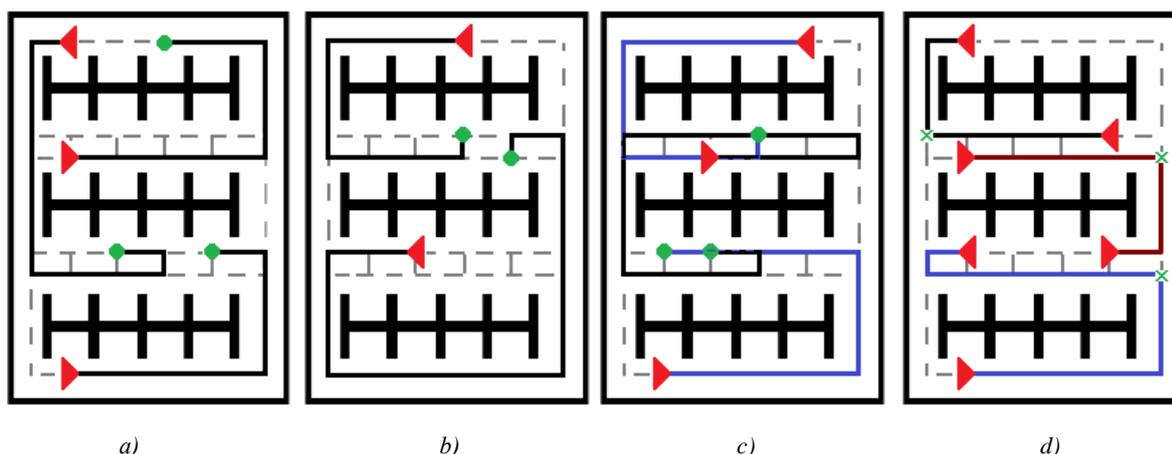


Рис. 8. Траектории движения нескольких ТМР в условиях двухстороннего движения:
 а), б) ТМР не пересекаются друг с другом; в) ТМР пересекаются, но в разные моменты времени;
 д) ТМР столкнутся на 10-й с

*Fig. 8. The trajectory of the movement of several transport robots, under the condition of two-way movement:
 a), b) movement of the TMR, when they do not intersect with each other; c) TMR movements when they are stopped,
 but at different times; d) movement of TMRs when the robots collide at the 10th second*

Эксперимент 2. Вычислим расстояние между роботами в каждый момент времени и определим потенциальные моменты столкновения между ними на общих участках их траекторий движения. Поставим следующие условия:

- 1) количество запущенных ТМР шесть;
- 2) стартовые и конечные позиции отличаются друг от друга;
- 3) время прохождения каждого робота варьируется в диапазоне от 30 до 78 с;
- 4) расстояние до столкновения 2 м.

Результаты симуляции (табл. 1) показали, что роботы 1 и 4 столкнутся на 12,455-й с.

Эксперимент 3. Были запущены пять ТМР из разных точек, что составляет более 500 вариантов отрезков пути S_k , длина которых варьируется от 2 до 24 м. Наиболее часто проходимым отрезком (рис. 9) по территории склада является отрезок длиной 12 м, реже всего проходят отрезок в 6 м.

Таблица 1
Расстояния между шестью роботами в момент столкновения роботов 1 и 4

Table 1
Distances between six robots at the moment of collision of robots 1 and 4

Робот	Расстояния, м Distances, m					
	1	2	3	4	5	6
1	–	24,0758	10,0000	0	6,2338	2,7616
2		–	34,0533	24,0754	22,3607	22,0000
3			–	10,0000	13,3739	12,1502
4				–	6,2338	2,7616
5					–	4,0000
6						–

Эксперимент 4. Были запущены четыре ТМР из разных точек склада к одной точке прибытия (4, 2). Необходимо было выяснить время прохождения T , расстояние пути S и количество поворотов, совершенных каждым роботом. Зная местоположение роботов в каждый момент времени, можно рассчитать задержки, при которых не будет столкновений при пересечении траекторий. В результате робот 3 придет в точку прибытия быстрее, чем остальные роботы, совершив всего два поворота. Больше времени понадобилось роботу 4, потому что его траектория включила шесть поворотов. Абсолютно все ТМР проехали свой отрезок, не пересекаясь друг с другом.

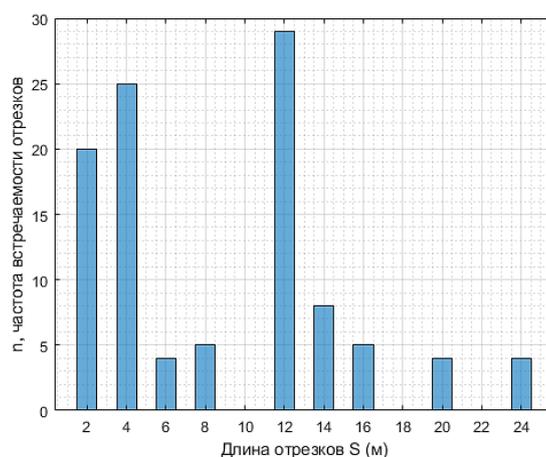


Рис. 9. Гистограмма отрезков S_k для пяти запущенных ТМР

Fig. 9. Histogram of S_k segments for 5 running TMRs

Таблица 2
Результаты моделирования движения четырех роботов

Table 2
Results of motion simulation of four robots

Робот	Расположение стеллажа Shelving location		Пройденный путь S_k , м Distance traveled S_k , m	Затраченное время T , с Elapsed time T , s	Количество поворотов (ber of turns)
	Точка старта Starting point	Точка прибытия Arrival point			
1	(1, 1)	(4, 2)	47,571	63,907	4
2	(3, 4)	(4, 2)	60,356	79,746	6
3	(5, 4)	(4, 2)	18,785	27,812	2
4	(3, 1)	(4, 2)	72,356	94,746	6

Заключение. В работе предложена методика расчета скорости мобильного робота, которая будет полезна при проектировании систем управления ТМР в складских помещениях. Разработанная методика и полученные результаты экспериментов помогут спрогнозировать положение и передвижение мобильного робота по складскому помещению и на основе этого осуществить централизованное управление группой роботов. Спланированный путь и знания, где находится каждый робот в каждый момент времени, помогут избежать нежелательных столкновений.

Вклад авторов. Г. А. Прокопович сформулировал практическую задачу, определил пути достижения цели, руководил процессом реализации блока управления, принял участие в обобщении полученных результатов. А. А. Лобатый аналитически обосновал теорию форсированного движения ТМР. Т. Ю. Ким сделала аналитический обзор, реализовала и верифицировала разработанную методику форсированного управления в среде Simulink, разработала блок управления ТМР, провела экспериментальные исследования, получила результаты по одновременному определению положений нескольких роботов.

Список использованных источников

1. Planning and control of autonomous mobile robots for intralogistics: Literature review and research agenda / G. Fracapane [et al.] // *European J. of Operational Research*. – 2021. – Vol. 294, no. 2. – P. 405–426. <https://doi.org/10.1016/j.ejor.2021.01.019>
2. Bräunl, Th. *Embedded Robotics. Mobile Robot Design and Applications with Embedded Systems* / Th. Bräunl. – Berlin, Heidelberg : Springer, 2008. – XIV, 546 p.
3. Ким, Д. П. Теория автоматического управления : в 2 т. / Д. П. Ким. – М. : Физматлит, 2004. – Т. 2 : Многомерные, нелинейные, оптимальные и адаптивные системы. – 464 с.
4. Сейдж, Э. П. Оптимальное управление системами / Э. П. Сейдж, Ч. С. Уайт ; пер. с англ. – М. : Радио и связь, 1982. – 392 с.
5. Абуфанас, А. С. Аналитический синтез форсированного импульсного управления электроприводом системы слежения / А. С. Абуфанас, А. А. Лобатый, Ю. Ф. Яцына // *Системный анализ и прикладная информатика*. – 2017. – № 4. – С. 16–20. <https://doi.org/10.21122/2309-4923-2017-4-16-20>
6. Rizk-Allah, R. M. A movable damped wave algorithm for solving global optimization problems / R. M. Rizk-Allah, A. E. Hassanien // *Evolutionary Intelligence*. – 2019. – No. 12. – P. 49–72. <https://doi.org/10.1007/s12065-018-0187-8>
7. Patel, Apoorva D. Wave algorithms: Optimal database search and catalysis [Electronic resource] / Apoorva D. Patel // *AIP Conference Proceedings*. – 2006. – No. 2. – P. 261–272. – Mode of access: <https://doi.org/10.1063/1.2400898>. – Date of access: 30.05.2022.
8. Ким, Т. Ю. Имитационное моделирование движения двухколесного робота robosake на горизонтальной плоскости / Т. Ю. Ким, Г. А. Прокопович // XVII Междунар. науч. конф. «Молодежь в науке», Минск, 22–25 сент. 2020 г. – Минск, 2020. – С. 398–400.
9. Ким, Т. Ю. Цифровой двойник транспортной тележки с дифференциальным приводом для отладки алгоритма следования по траектории / Т. Ю. Ким, Г. А. Прокопович // Междунар. конф. «Наука и инновации» : сб. науч. тр., Минск, 2020. – Минск, 2020. – С. 496–499.

References

1. Fracapane G., Koster R., Sgarbossa F., Strandhagen J. O. Planning and control of autonomous mobile robots for intralogistics: Literature review and research agenda. *European Journal of Operational Research*, 2021, vol. 294, no. 2, pp. 405–426. <https://doi.org/10.1016/j.ejor.2021.01.019>
2. Bräunl Th. *Embedded Robotics. Mobile Robot Design and Applications with Embedded Systems*. Berlin, Heidelberg, Springer, 2008, XIV, 546 p.
3. Kim D. P. Teoriya avtomaticheskogo upravleniya : v 2 tomah. *Theory of Automatic Control : In 2 Volumes*. Moscow, Fizmatlit, 2004, vol. 2: Mnogomernie, nelineinie, optimalnie i adaptivnie sistemi. *Multidimensional, nonlinear, optimal and adaptive systems*, 464 p. (In Russ.).
4. Sage A. P., White C. C. *Optimum Systems Control*. 2nd Edition. Prentice Hall, 1977, 372 p.
5. Abufanas A. S., Lobaty A. A., Yacina Y. F. *Analytical synthesis of forced pulse electronic drive control of a tracking system*. *Sistemnyj analiz i prikladnaja informatika [System Analysis and Applied Information Science]*, 2017, no. 4, pp.16–20 (In Russ.). <https://doi.org/10.21122/2309-4923-2017-4-16-20>

6. Rizk-Allah R. M., Hassanien A. E. A movable damped wave algorithm for solving global optimization problems. *Evolutionary Intelligence*, 2019, no. 12, pp. 49–72. <https://doi.org/10.1007/s12065-018-0187-8>
7. Patel Apoorva D. Wave algorithms: Optimal database search and catalysis. *AIP Conference Proceedings*, 2006, no. 2, pp. 261–272. Available at: <https://doi.org/10.1063/1.2400898> (accessed 30.05.2022).
8. Kim T. Yu, Prokopovich G. A. *Simulation of the movement of a two-wheeled robot robocake on a horizontal plane*. XVII Mezhdunarodnaja nauchnaja konferencija «Molodezh' v nauke», Minsk, 22–25 sentjabrja 2020 g. [XVII International Scientific Conference "Youth in Science", Minsk, 22–25 September 2020]. Minsk, 2020, pp. 398–400 (In Russ.).
9. Kim T. Yu, Prokopovich G. A. *Digital twin of a transport cart with a differential drive for debugging the path-following algorithm*. Mezhdunarodnaja konferencija «Nauka i innovacii»: sbornik nauchnyh trudov, Minsk, 2020 [International Conference "Science and Innovation": Collection of Scientific Papers, Minsk, 2020]. Minsk, 2020, pp. 496–499 (In Russ.).

Информация об авторах

Ким Татьяна Юрьевна, аспирант, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.

<http://orcid.org/0000-0002-4126-6572>

E-mail: tatyana_kim92@mail.ru

Прокопович Григорий Александрович, кандидат технических наук, доцент, заведующий лабораторией робототехнических систем, Объединенный институт проблем информатики Национальной академии наук Беларуси.

<http://orcid.org/0000-0002-3412-9174>

E-mail: rprakapovich@robotics.by

Лобатый Александр Александрович, доктор технических наук, профессор, Белорусский национальный технический университет.

E-mail: lobaty@tut.by

Information about the authors

Tatyana Yu. Kim, Postgraduate Student, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.

<http://orcid.org/0000-0002-4126-6572>

E-mail: tatyana_kim92@mail.ru

Ryhor A. Prakapovich, Ph. D. (Eng.), Associate Professor, Head of the Robotics Systems Department, The United Institute of Informatics Problems of the National Academy of Sciences of Belarus.

<http://orcid.org/0000-0002-3412-9174>

E-mail: rprakapovich@robotics.by

Alexander A. Lobaty, D. Sc. (Eng.), Professor, Belarusian National Technical University.

E-mail: lobaty@tut.by

ЮБИЛЕИ И ПАМЯТНЫЕ ДАТЫ

ANNIVERSARIES AND MEMORABLE DATES

Распознавание образов и обработка изображений в Беларуси: краткая история ассоциации и проведения конференций PRIP

*К 30-летию создания Белорусской ассоциации по анализу
и распознаванию изображений*

С. В. Абламейко

доктор технических наук, профессор, академик Национальной академии наук Беларуси,
профессор механико-математического факультета Белорусского государственного
университета, Главный член IAPR

E-mail: ablameyko@bsu.by

Pattern recognition and image processing in Belarus: a brief history of the association and holding PRIP conferences

*To the 30th anniversary of the establishment of the Belarusian Association
for Analysis and Image Recognition*

Sergey V. Ablameyko

D. Sc. (Eng.), Professor, Academician of the NASB, Professor of the Faculty of Mechanics
and Mathematics of the Belarusian State University, IAPR Fellow

E-mail: ablameyko@bsu.by

В середине 1950-х гг. начало формироваться научное направление в кибернетике по разработке теоретических основ и практической реализации устройств и систем, предназначенных для распознавания объектов, явлений и процессов. Новое направление получило название «Распознавание образов». Его первые приложения были посвящены задачам астрономии, ядерной физики, биофизики и распознаванию символов. В Советском Союзе это направление стало интенсивно развиваться с начала 1960-х гг. в Вычислительном центре АН СССР под руководством Юрия Ивановича Журавлева. В 1976–1978 гг. были опубликованы его работы по ставшему вскоре знаменитым алгебраическому подходу к проблеме синтеза корректных алгоритмов. Публикации внесли значительный вклад в формирование и современное состояние всей проблематики распознавания образов и многих смежных областей прикладной математики и информатики. Данное направление породило целый комплекс исследований мирового уровня в рамках научной школы Ю. И. Журавлева в области математических методов распознавания образов. Среди учеников Юрия Ивановича более 120 кандидатов и 30 докторов наук, в том числе четыре академика РАН (В. Л. Матросов, А. Л. Семенов, В. А. Сойфер, К. В. Рудаков). Многие из них создали свои научные школы в России и за рубежом. К сожалению, 14 января 2022 г. Ю. И. Журавлев ушел из жизни. Всегда будем помнить этого великого ученого, сделавшего очень много для развития нового направления не только в нашей стране.

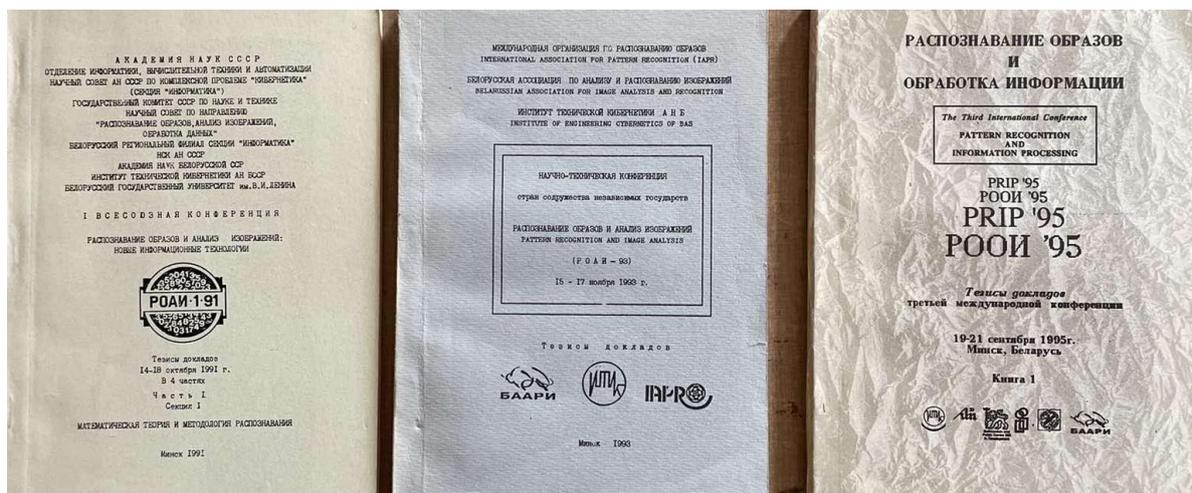
В 1960-е гг. в Институте математики и Институте технической кибернетики (ИТК) АН БССР, Белорусском государственном университете начались теоретические исследования в области распознавания образов и обработки сигналов и изображений. Практическими приложениями этих работ стали программы по распознаванию отпечатков пальцев, графиков и некоторые другие разработки.

По мере увеличения мощностей современных ЭВМ и развития кибернетики со второй половины 1970-х гг. в ИТК АН БССР начали интенсивно развиваться исследования, связанные с обработкой изображений и картографической информации. Уже к концу 1980-х гг. белорусские ученые наряду с российскими и украинскими коллегами занимали ведущие позиции в СССР в этих областях.

В 1980-е гг. в Советском Союзе стали проводиться тематические конференции, где обсуждались вопросы по тематике распознавания образов и обработки изображений (координатор – Вычислительный центр АН СССР, основные организационные вопросы решал И. Б. Гуревич, научную работу выполнял Ю. И. Журавлев). В 1988 г. Советская ассоциация по распознаванию образов и анализу изображений была включена в Международную ассоциацию по распознаванию образов (International Association for Pattern Recognition, IAPR). Уже в 1991 г. было принято решение о проведении в СССР конференции по распознаванию образов и анализу изображений.



Конференция «Распознавание образов и анализ изображений». Первая Всесоюзная конференция «Распознавание образов и анализ изображений» (РОАИ) состоялась в октябре 1991 г. на базе ИТК АН БССР. Участие в конференции приняли более 300 советских ученых из всех научных центров СССР, на заседании был представлен 171 доклад. Тезисы докладов были изданы в четырех частях.



Первые труды тезисов докладов РОАИ (1991-1995)

The first works of theses of reports of the PRIA (1991-1995)

Создание Белорусской ассоциации по анализу и распознаванию изображений. После распада СССР в 1991 г. перед всеми учеными Беларуси встала задача представить себя на международной арене, показать свои достижения, в том числе индивидуальные результаты и публикации, мировому сообществу ученых, работающих во многих сферах науки.

Основные научные исследования и организационно-технические мероприятия в области обработки изображений проходят под эгидой IAPR, объединяющей исследователей более 40 стран. Кроме IAPR, существуют Европейская ассоциация по машинному зрению и многие другие объединения ученых (по искусственному интеллекту, нейронным сетям и т. д.), которые занимаются вопросами обработки изображений.

В сентябре 1992 г. я был в командировке в Университете г. Линчепинга (Швеция). Уже прошло восемь месяцев после распада Советского Союза. Правопреемником СССР стала Россия, и Советская ассоциация по распознаванию образов (член международной ассоциации IAPR) стала российской. Для Беларуси ситуация оказалась более сложной, поскольку мы оказались в какой-то степени отрезанными от международной деятельности и необходимо было что-то предпринимать. В Университете г. Линчепинга работала профессор Гунилла Боржефорс, которая в то время руководила комитетом по членству в IAPR. Мы с ней были к тому времени

хорошо знакомы и много обсуждали вопросы и задачи, возникшие в Беларуси в новой ситуации. Было решено, что IAPR не будет возражать, если белорусы создадут свою ассоциацию и вступят в IAPR.

В Минске после нескольких встреч и долгих дискуссий с В. В. Краснопрошиным, В. П. Шмерко, А. Н. Семашко, Р. Х. Садыховым и Н. Н. Парамоновым было принято решение создать белорусскую ассоциацию. Началась подготовительная работа и сбор необходимых документов. Наконец 14 декабря 1992 г. состоялось учредительное собрание ученых Беларуси и была создана Белорусская ассоциация по анализу и распознаванию изображений (БААРИ). В январе 1993 г. БААРИ была зарегистрирована в Министерстве юстиции Республики Беларусь и в марте того же года принята в IAPR. Таким образом Беларусь стала членом этой организации. Я был избран руководителем БААРИ, В. В. Краснопрошин, Р. Х. Садыхов и В. П. Шмерко – заместителями руководителя, В. В. Старовойтов – секретарем, В. В. Коных – казначеем.

Как руководитель БААРИ я был избран в состав Президиума IAPR, который состоял из представителей национальных ассоциаций. После назначения меня вице-президентом IAPR с 2005 г. представителем Беларуси в IAPR и членом Президиума IAPR является А. В. Тузиков.



Руководство IAPR, Гонконг, 2006
IAPR Guide, Hong Kong, 2006



Президент IAPR докт. Г. Саннити ди Баха
и С. В. Абламейко
*IAPR President Dr. G. Sanniti di Baja
and S. V. Ablameyko*

Конференция «Распознавание образов и обработка информации». В начале 1993 г., когда надо было решать вопросы о проведении второй конференции по распознаванию образов, во многом научная и организационная деятельность в СНГ была приостановлена. Руководство БААРИ возложило на меня обязанности по организации и проведению конференции на базе ИТК АН БССР.

В этот сложный период мы стали заниматься организацией конференции, разослали информационные письма, зарегистрировали участников, приняли доклады, издали сборник докладов. В октябре 1993 г. была проведена Вторая конференция «Распознавание образов и анализ изображений», в рамках которой было представлено 85 докладов из четырех стран, что являлось очень неплохим результатом для того времени.

В 1995 г. конференция стала международной и проводилась совместно с Щецинским техническим университетом (Польша), так как профессор В. П. Шмерко начал там работать с 1994 г. При этом один том трудов издавался в Щецине, а другой – в Минске. Так продолжалось до 1999 г. включительно.

С 1995 г. в Республике Беларусь конференция стала организовываться независимо от Российской академии наук и впервые на двух языках – русском и английском, получив новое наименование «Распознавание образов и обработка информации» (Pattern Recognition and Information Processing, PRIP).

С 1997 г. PRIP проводилась под эгидой IAPR и стала первой конференцией такого уровня на территории СНГ. В качестве руководителей выступали С. В. Абламейко (ОИПИ НАН Беларуси), В. В. Краснопрошин (БГУ), Р. Х. Садыхов (БГУИР). До 2001 г. значительную помощь оказывал В. П. Шмерко (Щецинский технический университет, Польша), в 2006 г. к нам присоединился А. В. Тузиков (ОИПИ НАН Беларуси).

В таблице приведены краткие сведения о конференциях PRIP по годам их проведения.

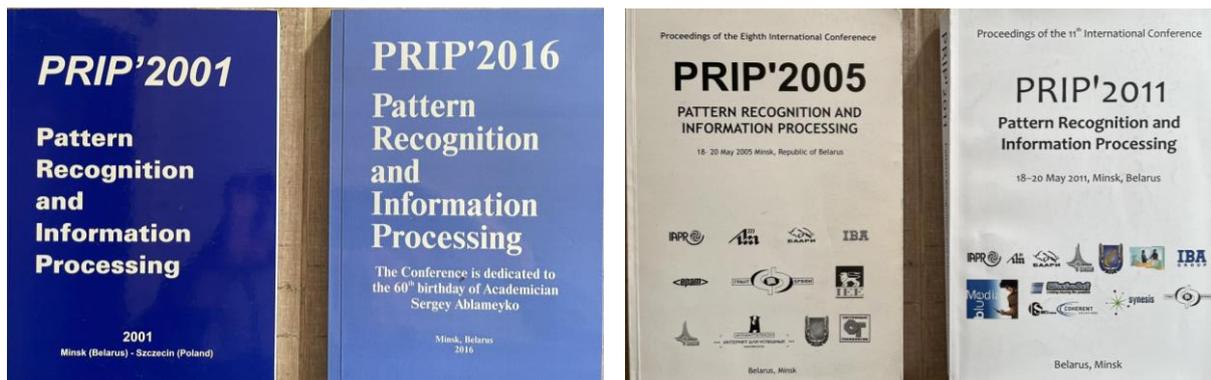
PRIP 1991–2021

Год <i>Year</i>	Количество статей <i>Number of articles</i>	Количество стран <i>Number of countries</i>	Язык <i>Language</i>	Председатель конференции <i>Conference Chairman</i>
1991	171	1	Русский	Ю. И. Журавлев (Вычислительный центр Академии наук СССР, Москва)
1993	85	4	Русский	С. В. Абламейко (Институт технической кибернетики АН БССР, Минск)
1995	107	7	Русский, английский	С. В. Абламейко (Институт технической кибернетики АН БССР, Минск)
1997	130	16	Русский, английский	В. В. Краснопрошин (Белорусский государственный университет, Минск)
1999	113	22	Русский, английский	Р. Х. Садыхов (Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, Минск)
2001	74	22	Английский	С. В. Абламейко (Институт технической кибернетики НАН Беларуси, Минск)
2003	95	24	Английский	В. В. Краснопрошин (Белорусский государственный университет, Минск)
2005	125	28	Английский	Р. Х. Садыхов (Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, Минск)
2007	93	18	Английский	А. В. Тузиков (Объединенный институт проблем информатики НАН Беларуси, Минск)
2009	126	30	Английский	В. В. Краснопрошин (Белорусский государственный университет, Минск)
2011	115	26	Английский	Р. Х. Садыхов (Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, Минск)
2014	106	10	Английский	А. В. Тузиков (Объединенный институт проблем информатики НАН Беларуси, Минск)
2016	82	14	Английский	В. В. Краснопрошин (Белорусский государственный университет, Минск)
2019	98	22	Английский	М. М. Лукашевич (Белорусский государственный университет информатики и радиоэлектроники, Минск)
2021	75	18	Английский	А. В. Тузиков, А. М. Белоцерковский (Объединенный институт проблем информатики НАН Беларуси, Минск)



Участники 10-й Международной конференции
«Распознавание образов и обработка информации», 19–21 мая 2009 г., Минск, Беларусь

*Participants of the 10th International Conference
“Pattern recognition and Information Processing”, 19–21 May 2009, Minsk, Belarus*



Сборники тезисов докладов конференций PRIP
Proceedings of PRIP conferences

Конференции PRIP по очереди проводятся двумя ведущими вузами страны: Белорусским государственным университетом, Белорусским государственным университетом информатики и радиоэлектроники, а также Объединенным институтом проблем информатики НАН Беларуси.



Открытие PRIP 2021. ОИПИ НАН Беларуси
Opening of PRIP 2021. UIIP NAS of Belarus

Конференция поддерживалась разными организациями, в их числе:

- International Association for Pattern Recognition (с 1997 г. по настоящее время);
- IEE Belarus Centre (1993–1999);
- IEEE Computer Society Belarus Sub-Committee (1999);
- INTAS (2001);
- Белорусский фонд информатизации (1995);
- Белорусский республиканский фонд фундаментальных исследований (1999, 2001);
- Министерство образования Республики Беларусь (постоянно);
- Национальная академия наук Беларуси (постоянно).

Конференции PRIP известны и общепризнаны в научном мире. Информация о них включена во все основные международные базы данных по анализу изображений и распознаванию образов. В настоящее время PRIP является одной из ведущих международных конференций по анализу изображений и распознаванию образов в Центральной и Восточной Европе и имеет высокую научную репутацию.

В последние годы подготовленные на основе избранных докладов конференции и расширенные статьи публикуются в международном журнале РАН Pattern Recognition and Image Analysis. Advances in Mathematical Theory and Applications¹ (что особенно важно для нас) и издаются отдельной книгой издательством Springer в серии Lecture Notes in Computer Science.

Результаты белорусских ученых. Во второй половине 1990-х гг. результаты белорусских ученых начали выходить на международный уровень. Ведущими издательствами выпущено много книг белорусских ученых, опубликованы сотни статей и докладов в известных международных журналах и сборниках конференций. Ученые Беларуси приняли участие в работе боль-

¹Журнал индексируется в Web of Science (Emerging Sources Citation Index), Scopus, Russian Science Citation Index на платформе Web of Science.

шинства важнейших международных конференций, выполнили множество контрактов и проектов для зарубежных заказчиков по тематике анализа изображений.

В 2000 г. сформировались сильные научные коллективы по обработке изображений и распознаванию образов в ОИПИ НАН Беларуси (под руководством А. В. Тузикова, А. А. Дудкина, Б. А. Залесского, В. А. Ковалева, В. В. Старовойтова) и ведущих вузах республики. Так, в БГУИР данное направление развивают М. М. Татур, В. Ю. Цветков, М. М. Лукашевич, в БГУ работают коллективы под руководством С. В. Абламейко, В. В. Краснопрошина, А. М. Недзьведя и Ю. С. Харина. За эти годы защищено несколько десятков кандидатских и более десятка докторских диссертаций по тематике распознавания образов и анализа изображений.

В 2002 г. группе белорусских ученых (С. В. Абламейко, Ю. С. Харин, Р. Х. Садыхов, В. В. Старовойтов, А. В. Тузиков) за работы в области обработки и распознавания изображений присуждена Государственная премия Республики Беларусь. Стали создаваться и успешно развиваться частные компании, работающие в этой сфере, что свидетельствует об успешном развитии данного научного направления в нашей стране.



Лауреаты Государственной премии Беларуси, 2002 г.
(Р. Х. Садыхов, Ю. С. Харин, С. В. Абламейко, В. В. Старовойтов, А. В. Тузиков)

Laureates of the State Prize of Belarus, 2002
(*R. Kh. Sadikhov, Yu. S. Kharin, S. V. Ablameyko, V. V. Starovoitov, A. V. Tuzikov*)

К сожалению, время неумолимо... Уже ушли из жизни наши коллеги профессор А. Н. Семашко, профессор Р. Х. Садыхов, кандидат технических наук Н. Н. Парамонов, с которыми мы вместе начинали. 20 лет назад ушел из жизни В. С. Танаев (директор ИТК), который очень поддерживал нас в развитии международной деятельности в 1990-е гг. Будем хранить память о них.

Смело можно сказать, что за 30 лет была создана сильная белорусская школа в области распознавания и обработки изображений, которая широко признается мировой научной общественностью. Внесен значительный вклад в развитие прикладной математики и информатики в части распознавания образов, анализа данных и обработки изображений. Получены глубокие фундаментальные результаты, имеющие одновременно и важное прикладное значение.

От себя лично и от имени своих белорусских коллег я выражаю искреннюю благодарность всем тем, кто постоянно оказывал внимание и помощь в организации и проведении конференций, в том числе российским ученым *И. Б. Гуревичу* за огромную работу в течение более 30 лет, публикацию результатов конференций и совместный плодотворный труд в IAPR, *Ю. И. Журавлеву* за научное руководство белорусскими учеными и участие в первые годы в развитии данного направления; итальянским ученым *Gabriella Sanniti di Baja* (президенту IAPR в 2000–2002 гг.) за неоценимую помощь в организации БААРИ, конференций и сотрудничество, *Carlo Arcelli, Angelo Marcelli, Maria Frucci* за поддержку и участие в конференциях, особенно в начале их организации; шведским ученым *Gunilla Borgefors* и *Ingela Nystrom* (Президенту IAPR в 2014–2016 гг.), оказывающим содействие в нашей совместной работе.

Правила для авторов

Редакция журнала «Информатика» просит авторов руководствоваться приведенными ниже правилами.

I. Статьи принимаются в редакцию через электронную систему подачи по адресу <http://inf.grid.by> в формате файлов текстовых редакторов Microsoft Word. Объем оригинальной статьи – от 8 до 16 стр., включая рисунки, таблицы и достаточное количество наиболее актуальных ссылок; объем обзорной статьи – от 16 до 32 стр., включая все основные ссылки. Текст набирается с переносами, шрифт Times New Roman 11 пт, интервал между строками – одинарный, абзацный отступ 0,5 см, поля по 2,5 см со всех сторон.

Материал статьи должен быть четко структурированным: Введение; основные разделы, в которых изложены цели и задачи, методы, результаты; Заключение (выводы).

II. Статьи о результатах работ, проведенных в научных учреждениях, должны иметь разрешение на публикацию (сопроводительное письмо за подписью руководителя или выписку из заседания ученого совета, отдела или кафедры, акт экспертизы).

III. Статьи в обязательном порядке должны включать аннотацию, ключевые слова, список литературы, информацию об авторах на русском и английском языках.

На титульной странице располагаются следующие метаданные:

1. Индекс по универсальной десятичной классификации (УДК); на русском и английском языках тип статьи (оригинальная или обзорная), название статьи, инициалы и фамилии всех авторов, полное наименование учреждений, где работают авторы, с указанием почтового адреса, при наличии указывается ученая степень и ORCID, e-mail ответственного лица.

2. Аннотация (Abstract) объемом 150–250 слов в оригинальной статье должна быть структурирована отдельными подразделами: Цели, Методы, Результаты, Заключение, а также максимально характеризовать содержательную часть рукописи. Сюда не следует включать впервые введенные термины, аббревиатуры (за исключением общеизвестных), ссылки на литературу.

3. Ключевые слова (Keywords) – наиболее значимые слова или словосочетания по теме работы, отражающие специфику темы, объекты и результаты исследования; перечень ключевых слов должен содержать 5–10 слов.

4. В разделе Благодарности (Acknowledgements) указываются все источники финансирования исследования, а также благодарности людям, которые участвовали в работе над статьей.

5. Автор обязан уведомить редакцию о реальном или потенциальном конфликте интересов, включив информацию в раздел Конфликт интересов (Conflict of interest).

6. Формулы, рисунки, таблицы в статье нумеруются в соответствии с порядком их упоминания в тексте. Ссылки на рисунки и таблицы в тексте обязательны. Рисунки должны быть выполнены с хорошим разрешением в масштабе, позволяющем четко различать надписи и обозначения. Цветные иллюстрации печатаются только в том случае, когда это необходимо для понимания излагаемого материала. Подрисуночные подписи с расшифровкой всех позиций, представленных на рисунке, и названия таблиц набираются шрифтом гарнитуры основного текста размером 9 пт. Перевод подрисуночной подписи и пояснений к рисунку, а также перевод названия таблицы, заголовки строк или столбцов располагаются курсивом после русскоязычной версии.

7. Набор формул выполняется в формульном редакторе Microsoft Equation или Math Type. Прямым шрифтом набираются: греческие и русские буквы; математические символы (\sin , \lg , ∞); символы химических элементов (C, Cl, CH₃); цифры (римские и арабские); индексы (верхние и нижние), являющиеся сокращениями слов. Курсивом набираются латинские буквы, символы физических величин (в том числе и в индексе).

8. Список использованной литературы оформляется в соответствии с требованиями Высшей аттестационной комиссии Республики Беларусь (ГОСТ 7.5–2008). Номер литературной ссылки в тексте дается порядковым номером в квадратных скобках. Ссылаться на неопубликованные работы не допускается.

10. Отдельно оформляется References со следующей структурой: авторы (транслитерация), транслитерированное название монографии, *Перевод названия монографии на английский язык*. Выходные данные с обозначениями на английском языке. От транслитераций названий статей можно отказаться.

Ссылки на учебно-методическую литературу, ГОСТы, авторефераты, статистические отчеты в список не включаются, а оформляются в виде сносок (с подробными рекомендациями можно ознакомиться на сайте журнала в разделе Правила для авторов).

11. В разделе Информация об авторах (Information about the authors) приводятся ФИО авторов полностью, ученая степень, звание, должность, название организации, ORCID (при наличии).

IV. Все поступающие в редакцию рукописи проходят предварительную проверку на соответствие Правилам для авторов. Статья может быть возвращена автору на доработку с просьбой устранить недостатки или дополнить информацию. После проверки на соответствие правилам статья направляется рецензенту с указанием сроков рецензирования.

V. При наличии замечаний рецензента автору предоставляется определенное время на доработку рукописи. Статьи, направляемые на доработку, должны быть возвращены в исправленном виде с ответами на все замечания. Окончательное решение о публикации или отклонении рукописи принимается редколлегией журнала. При положительном заключении рецензента статья передается редактору для подготовки к печати. Редакция оставляет за собой право на редакционные изменения, не искажающие основное содержание статьи.

VI. Редакция журнала предоставляет возможность первоочередного опубликования статей, представленных лицами, которые осуществляют послевузовское обучение (аспирантура, докторантура, соискательство) в год завершения обучения.

VII. Авторы несут ответственность за направление в редакцию статей, уже опубликованных ранее или принятых к публикации другими изданиями.

ИНДЕКСЫ

00827

для индивидуальных
подписчиков

008272

для предприятий
и организаций