

СПЕЦИАЛЬНЫЙ ВЫПУСК

К 45-ЛЕТИЮ КАФЕДРЫ ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ ТЕХНИКИ ЮГО-ЗАПАДНОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО УНИВЕРСИТЕТА

*Под редакцией доктора технических наук, профессора С. Г. Емельянова
и доктора технических наук, профессора В. С. Титова*

СОДЕРЖАНИЕ

ПРЕДИСЛОВИЕ.....	5
МЕТОДЫ ЦИФРОВОЙ ОБРАБОТКИ ИЗОБРАЖЕНИЙ	
Титов В. С., Труфанов М. И. Направления развития методов, алгоритмов и аппаратных средств повышения качества изображений оптико-электронных систем.....	7
Муха Ю. П., Королева И. Ю., Королев А. Д., Титов Д. В. Синтез структуры гибкого интеллектуального интерфейса для систем технического зрения.....	11
Мирошниченко С. Ю., Титов В. С., Яценко А. А. Метод автоматической локализации протяженных геопространственных объектов на космических снимках.....	17
ВЫЧИСЛИТЕЛЬНАЯ ТЕХНИКА	
Ватугин Э. И., Титов В. С. Алгоритмическая оптимизация программной реализации метода параллельно-последовательной декомпозиции граф-схем параллельных алгоритмов.....	23
Ватугин Э. И., Леонов М. Е. Использование смежной окрестности при жадном последовательном формировании блоков разбиения граф-схем параллельных алгоритмов.....	30
Бобынцев Д. О., Борзов Д. Б., Типикин А. П. Анализ качества размещения параллельных подпрограмм в матричных мультиконтроллерах.....	35
Борзов Д. Б., Соколова Ю. В., Минайлов В. В. Перераспределение подпрограмм в отказоустойчивых мультипроцессорных системах.....	39
Бредихин Р. В., Ньян Лин, Зотов И. В. Об организации встроенного аппаратного взаимоконтроля в логических мультиконтроллерах.....	44
СРЕДСТВА ОБРАБОТКИ ТЕЛЕВИЗИОННЫХ ИЗОБРАЖЕНИЙ	
Егоров С. И., Титов В. С., Графов О. Б. Декодер кода Риды—Соломона для цифрового телевидения.....	50

Егоров С. И., Авдеев В. О., Ватугин Э. И., Панищев В. С. Декодер LDPS-кодов для цифрового телевидения	54
ПРИБОРЫ, УСТРОЙСТВА И СИСТЕМЫ АВТОМАТИЧЕСКОГО УПРАВЛЕНИЯ	
Бобырь М. В., Титов В. С. Проектирование адаптивной нечетко-логической системы управления. Часть I	60
Бобырь М. В. Проектирование адаптивной нечетко-логической системы управления. Часть II	66
Чернецкая И. Е., Яхонтова Е. С. Автоматизированная система управления технологическими операциями с помощью методов нечеткой логики	71
Жусубалиев Ж. Т., Андриянов А. И., Михалев А. А., Шеин В. А. Квазипериодическая динамика системы управления с широтно-импульсной модуляцией.....	75
Иванов В. И., Ключев А. Л. Применение частотно-независимых цепей для определения обобщенных параметров многоэлементных RLC-двухполюсников	81
ИНФОРМАЦИЯ	87
SUMMARY (<i>перевод Ю. И. Копилевича</i>).....	88

SPECIAL ISSUE

TO THE 45th ANNIVERSARY OF THE COMPUTER SCIENCE AND ENGINEERING DEPARTMENT OF THE SOUTH-WEST STATE UNIVERSITY

*By Edition of S. G. Emeljanov, Doctor of Technical Science, Professor
V. S. Titov, Doctor of Technical Science, Professor*

CONTENTS

PREFACE.....	5
METHODS OF DIGITAL IMAGE PROCESSING	
Titov V. S., Truphanov M. I. Problems in Development of New Methods, Algorithms, and Hardware for Improvement of Image Quality of Optic-Electronic Vision Systems..	7
Mukha Yu. P., Koroleva I. Yu., Korolev A. D., Titov D. V. Synthesis of the Structure of Adaptable Intelligent Interface for Technical Vision System.....	11
Miroshnichenko S. Yu., Titov V. S., Yaschenko A. A. A Method for Localization of Extended Geospatial Objects with Satellite Images.....	17
COMPUTER TECHNIQUES	
Vatutin E. I., Titov V. S. Algorithmic Optimization of Program Implementation of the Parallel-Sequential Method for Partition of Parallel Algorithm Graph-Scheme.....	23
Vatutin E. I., Leonov M. E. Using of Adjacent Neighborhood at Greedy Sequential Partition of Parallel Graph-Schemes	30
Bobyntsev D. O., Borzov D. B., Tipikin A. P. Quality Analysis of Parallel Subroutines Arrangement in Matrix Multi-Controllers.....	35
Borzov D. B., Sokolova Yu. V., Minaylov V. V. Rearrangement of Subroutines in Fault-Tolerant Multi-Processor Systems.....	39
Bredikhin R. V., Nyan Lin, Zotov I. V. On Organization of Built-In Hardware-Level Mutual Self-Test in Logical Multi-Controllers	44
MEANS OF TV IMAGE PROCESSING	
Egorov S. I., Titov V. S., Grafov O. B. A Reed—Solomon Decoder for DVB.....	50
Egorov S. I., Avdeev V. O., Vatutin E. I., Panishchev V. S. LDPC-Decoder for DVB	54

INSTRUMENTS, DEVICES, AND SYSTEMS OF AUTOMATED CONTROL

Bobyr M. V., Titov V. S. Design of Adaptive Fuzzy-Logic Control System. Part I.....	60
Bobyr M. V. Design of Adaptive Fuzzy-Logic Control System. Part II.....	66
Chernetskaya I. E., Yakhontova E. S. Automated System for Technological Operations Management Based on Fuzzy Logic	71
Zhusubaliyev Zh. T., Andriyanov A. I., Mikhalev A. A., Shein V. A. Quasiperiodic Dynamics of Control System with Pulse-Width Modulation	75
Ivanov V. I., Kliuev A. L. Using Frequency-Independent Circuits to Determine Generalized Parameters of Multiple-Unit Two-Terminal RLC-Network.....	81
INFORMATION	87
SUMMARY	88

Editor-in-Chief E. B. Yakovlev

ПРЕДИСЛОВИЕ

Специальный выпуск журнала посвящен 45-летию кафедры вычислительной техники Юго-Западного государственного университета.

В статьях настоящего выпуска представлены результаты исследований, выполненных сотрудниками кафедры. В соответствии с тематикой статьи помещены в четыре раздела.

В первом разделе „Методы цифровой обработки изображений“ рассмотрены проблемы развития новых методов, алгоритмов и аппаратных средств повышения качества изображений опико-электронных систем, а также метод автоматической локализации протяженных геопространственных объектов на космических снимках.

Второй раздел „Вычислительная техника“ посвящен вопросам алгоритмической оптимизации программной реализации метода параллельно-последовательной декомпозиции граф-схем параллельных алгоритмов, анализу качества размещения параллельных подпрограмм в матричных мультиконтроллерах, организации встроенного аппаратного взаимоконтроля в логических мультиконтроллерах.

В третьем разделе „Средства обработки телевизионных изображений“ предложена структурно-функциональная организация декодера кода Рида—Соломона и декодера LDPC-кодов для приемников цифрового телевидения.

В четвертом разделе „Приборы, устройства и системы автоматического управления“ наибольшее внимание уделено проектированию адаптивной нечетко-логической системы управления оборудованием, автоматизированной системе управления технологическими операциями с помощью методов нечеткой логики, динамике системы управления с широтно-импульсной модуляцией. Интерес представляет статья, посвященная применению частотно-независимых цепей для определения обобщенных параметров многоэлементных двухполосников, позволяющих создать целый ряд первичных преобразователей.

Результаты исследований, представленные в выпуске, получили положительную оценку на целом ряде международных и российских научно-технических конференций.

Коллектив преподавателей Юго-Западного государственного университета выражает искреннюю признательность редакции журнала за возможность публикации статей и помощь в подготовке этого выпуска.

*Ректор Юго-Западного государственного университета
доктор технических наук, профессор С. Г. ЕМЕЛЬЯНОВ*

*Заведующий кафедрой вычислительной техники
Юго-Западного государственного университета
доктор технических наук, профессор В. С. ТИТОВ*

PREFACE

This special issue of the Journal is devoted to the 45th anniversary of the Computer Science and Engineering Department of the South-West State University.

Results of researches carried out during the years by the Department are presented in the papers included in the issue.

In accordance with the papers themes, the table of contents consists of four sections.

The first is called “Methods of the digital image processing”. The papers concern the problems development of new methods, algorithms, and software for improvement of image quality, synthesis of flexible interface block structure for technical vision systems, methods of automatic localization of extensive ground objects in space images.

The second section titled “Computer engineering” is devoted to the problems of algorithmic optimization of program realization of parallel-consistent method for decomposition of parallel algorithm flowgraph, analysis of the quality of parallel subprograms arrangement in matrix controller, organization of built-in hardware control in logic controllers.

The third section, “Assets of the television images processing”, is devoted to structural-functional scheme of decoder of Reed—Solomon code and a decoder of LDPC-code for digital TV receivers.

In the fourth section named “Devices, facilities, and systems of automatic control”, much attention is given to design of adaptive fuzzy-logic systems of device control, automated system of technological operations control with the use of fuzzy-logic methods, dynamics of control systems with pulse-length modulation. Of interest is the papers devoted to the use of frequency-independent circuits for determination of integrated parameters of multiple-unit ports enable creation of a set of primary converters.

The results included in the issue have won recognition of several international and national scientific conferences.

The team of lecturers of the South-West State University is truly grateful to the Journal editorial staff for the possibility of publishing the papers and sincerely appreciates the help in preparation of this special issue.

*Rector of South-West State University,
Doctor of Technical Sciences, Professor S. G. EMELJANOV*

*Head of the Computer Science and Engineering Department
of the South-West State University,
Doctor of Technical Sciences, Professor V. S. TITOV*

МЕТОДЫ ЦИФРОВОЙ ОБРАБОТКИ ИЗОБРАЖЕНИЙ

УДК 680.5.01:621.384

В. С. ТИТОВ, М. И. ТРУФАНОВ

НАПРАВЛЕНИЯ РАЗВИТИЯ МЕТОДОВ, АЛГОРИТМОВ И АППАРАТНЫХ СРЕДСТВ ПОВЫШЕНИЯ КАЧЕСТВА ИЗОБРАЖЕНИЙ ОПТИКО-ЭЛЕКТРОННЫХ СИСТЕМ

Рассмотрены основные проблемы развития алгоритмов, методов и аппаратных средств повышения качества изображений в оптико-электронных системах, предназначенных для распознавания и анализа изображений объектов при решении широкого класса задач.

Ключевые слова: оптико-электронная система, система технического зрения, тенденции, алгоритм.

В настоящее время оптико-электронные системы (ОЭС), как и распознающие системы технического зрения (РСТЗ), используются в различных отраслях народного хозяйства, науки и техники для решения широкого класса разнообразных задач. Они предназначены для обработки изображений и получения измерительной информации при автоматическом слежении и управлении, исследовании природных ресурсов и окружающей среды. Повышение качества обработки изображений с учетом минимизации аппаратно-программного обеспечения ОЭС и РСТЗ — актуальная задача.

Основными направлениями развития ОЭС и РСТЗ являются:

1) углубление знаний об объектах исследования и условиях работы систем, создание адекватных моделей этих объектов;

2) развитие общей теории и методов расчета и проектирования (прежде всего — теории приема и обработки многомерного сигнала, общих схемотехнических решений, унификации методов расчета основных узлов и характеристик прибора в целом) систем с учетом их специфики. Актуальной задачей является внедрение САПР на всех этапах проектирования и разработки ОЭС и РСТЗ;

3) развитие и внедрение методов адаптации алгоритмов, адаптации конструктивных параметров и характеристик систем, учитывающих внешние изменяющиеся условия их работы;

4) использование новой элементной базы, например, приемников изображений на основе КМОП технологии, выполненных по технологии „активный пиксел“, с применением микроболометрических матриц;

5) расширение методов обработки оптических сигналов, базирующихся на вейвлет-преобразовании, быстром преобразовании Фурье;

6) создание новых методов, алгоритмов и аппаратных средств обработки изображений на основе системного подхода и комплексного учета основных факторов, влияющих на качество функционирования систем.

Первое и второе из отмеченных выше направлений развития довольно тесно связаны для ряда ОЭС и РСТЗ. Наибольшую перспективу, с точки зрения повышения точности

измерений (обнаружения), проводимых в реальном масштабе времени, имеют встраиваемые оптико-электронные устройства распознавания изображений, работающие в двух или трех спектральных диапазонах [1]. Используя ряд методов обработки оптического многомерного сигнала (например, геометро-оптический метод моментов) или совмещая метод моментов с методами оптической спектральной селекции, можно решить задачу практически одновременного обнаружения (распознавания) и измерения параметров большого класса объектов — источников оптического излучения. Совмещение функций обнаружения и измерения в одной системе долгое время считалось невозможным.

В последнее время совершенствовались методы расчета основных параметров и характеристик ОЭС и РСТЗ. Развитие универсальных методов энергетического и точностного расчета, использующих типовые алгоритмы, позволяет оценивать возможности систем для решения конкретной практической задачи и оптимизировать их основные параметры.

Диапазон изменения характеристик объекта, окружающей среды (внешних условий), параметров технологического процесса достаточно широк, поэтому для удовлетворительного функционирования таких систем необходимо их адаптировать путем изменения параметров отдельных блоков, структуры и алгоритмов работы.

Большинство работ по РСТЗ с изменяющимися параметрами сводится лишь к описанию функциональных схем, обеспечивающих подстройку параметров отдельных блоков. Поэтому разработка принципов адаптации, методов конструирования оптико-электронных систем, способных перестраивать параметры, структуру и алгоритм работы для достижения наилучших функциональных возможностей, является актуальной задачей.

Для разработки ОЭС интерес представляет структурно-параметрический уровень адаптации, если известны уравнение состояния и измерения, статистические характеристики ошибок измерений и шума системы. Для преодоления исходной неопределенности управления применяется алгоритмический уровень адаптации, основанный на изменении структуры алгоритма (изменении вектора состояния) при изменении характера движения или смещения источника излучения, а также на определении параметров алгоритма оценивания по поступающим измерениям [2].

Развитию современной базы ОЭС и РСТЗ посвящено большое количество публикаций. Один из путей совершенствования — использование многоэлементных приемников излучения в качестве анализаторов изображения [3], сканирующих устройств, служащих для обнаружения объектов, их распознавания, измерения параметров этих объектов. В связи с развитием элементной базы актуальной задачей становится определение применимости тех или иных типовых схем и конструктивных решений.

Разработка новых методов, алгоритмов и аппаратных средств, направленных на повышение качества обработки изображений, является одним из направлений развития ОЭС и РСТЗ. Для решения данной задачи необходимо разработать принципы построения, включая математические модели, методы, алгоритмическое обеспечение и устройства, позволяющие автоматически повышать качество изображения, и как следствие — качество функционирования РСТЗ, путем коррекции радиальной и тангенциальной дисторсий, сферических аберраций и комы оптической системы оптико-электронного датчика; адаптивной калибровки РСТЗ; уменьшения искажений, вносимых приемником измерения. Кроме этого, необходимо предусмотреть возможность создания малогабаритных устройств повышения качества изображения, входящих в состав РСТЗ различного назначения, применяемых в промышленности, медицине, обеспечивающих обработку изображений в режиме реального времени за счет низкой вычислительной сложности алгоритмического обеспечения и обрабатывающих только искаженную область изображения при сохранении остальной неискаженной части изображения (без обработки) [4].

В соответствии с указанными направлениями развития ОЭС и РСТЗ требуется посредством разработки новых и совершенствования известных подходов решить следующие задачи.

1. Разработка математической модели РСТЗ, включая калибровку угловых и линейных параметров, влияющих на качество получаемых бинокулярной системой технического зрения стереоизображений; определение и коррекцию радиальной дисторсии, комы, сферической, хроматической аберраций; повышение качества изображения при формировании панорамных изображений; адаптацию при калибровке РСТЗ к внешним условиям освещенности и шуму на изображении.

2. Создание методов и алгоритмов адаптивной и статической калибровки оптико-электронных датчиков и распознающих систем технического зрения.

3. Разработка алгоритмов параметрической и алгоритмической адаптации оптико-электронных устройств калибровки, повышающих качество функционирования РСТЗ.

4. Разработка математической модели и алгоритмов предварительной обработки изображения, описывающих процессы фильтрации изображения и выделения контуров объектов.

5. Создание метода компенсации эффекта размытости изображения движущихся объектов.

6. Разработка аппаратных средств, направленных на повышение качества изображения и решение прикладных задач распознавания [5, 6].

Основными принципами повышения качества изображения являются калибровка РСТЗ и входящих в них оптико-электронных датчиков, снижение аберраций оптической системы, коррекция искажений, вызванных многоэлементными приемниками излучения.

Калибровка систем технического зрения, как правило, основана на анализе изображения специального калибровочного объекта с известными геометрическими и цветовыми характеристиками [4]. Такой подход не всегда обеспечивает высокую точность калибровки вследствие погрешностей самого объекта и не позволяет корректировать искажения в автоматическом режиме, что является обязательным условием для многих областей применения РСТЗ. Разработка принципов повышения качества изображения путем калибровки РСТЗ по изображению рабочей сцены без использования калибровочного объекта позволит создавать адаптивные устройства, повышающие качество изображения и расширяющие функциональные возможности автоматических и автоматизированных систем.

Снижение аберраций оптической системы базируется на двух различных принципах — введении корректирующих линз (наиболее распространено) и цифровой обработке всего кадра полученного изображения (не имеет широкого распространения вследствие значительной вычислительной сложности).

Введение корректирующих линз приводит к усложнению конструкции оптической системы, увеличению ее массы и габаритов, к усилению аберраций, на которые не направлена коррекция. Подобный принцип не может быть применен для малогабаритных оптических систем, используемых, например, при эндоскопии, в мобильных роботах и роботах типа „глаз-на-руке“ („hand-eye“), видеоустройствах скрытого наблюдения.

Для рассмотрения второго принципа снижения аберраций выделим аберрации, вызывающие геометрические искажения изображения — дисторсию, хроматическую и аберрации, вызывающие снижение резкости изображения — сферическую, кому, астигматизм, кривизну поля.

Для повышения качества изображения за счет уменьшения влияния аберраций первого типа рассчитывается влияние аберрации на каждую точку изображения с последующим переносом точек изображения в истинные позиции [7]. Недостатками известных технических решений является необходимость предварительного определения характеризующих аберрацию параметров путем анализа изображения специального калибровочного объекта, а также невысокая проработанность алгоритмического обеспечения и устройств повышения качества

изображения (известны программные способы, требующие привлечения относительно мощных вычислительных ресурсов, аппаратные способы не развиты).

Устранить указанные недостатки для повышения качества изображения можно, используя принципы определения параметров дисторсии по изображению рабочей сцены. Алгоритмическое обеспечение с низкой вычислительной сложностью позволит создавать специальные устройства, корректирующие указанные аберрации непосредственно в процессе ввода изображения [4, 7].

Влияние аберраций второго типа может быть уменьшено путем восстановления истинной яркости точек изображения на основе решения систем уравнений большой размерности и применения итерационных алгоритмов. Однако практическая реализация подобных принципов затруднена из-за их крайне высокой вычислительной сложности, а также невозможности их автоматического выполнения вследствие отсутствия объективных критериев оценки качества восстановленного изображения.

Выходом из данной ситуации является коррекция только тех областей изображений, которые в наибольшей степени влияют на качество функционирования системы технического зрения, при сохранении остального изображения неизменным (что существенно уменьшает временные и вычислительные затраты на его обработку).

Таким образом, в работе рассмотрены подходы к повышению качества изображения в распознающих системах технического зрения, основанные на новых способах и алгоритмах обработки изображений.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Сизов А. С., Титов Д. В., Труфанов М. И. Многофункциональная встраиваемая система технического зрения для интеллектуальных комплексов видеонаблюдения // Телекоммуникации. 2011. № 4. С. 19—23.
2. Расстригин Л. А. Адаптация сложных систем. Рига: Зинатне, 1981. 375 с.
3. Degtyarev S. V., Yakovleva V. S. The adaptive image sensor with reconfigurable parameters and structure // Proc. of 7th Intern. Conf. on Pattern recognition and image analysis: new information technologies PRIA-7-2004. St. Petersburg, 2004. Vol. 2. P. 566—567.
4. Ширабакина Т. А., Труфанов М. И., Тевс С. С. Особенности способов калибровки систем технического зрения // Датчики и системы. 2005. № 5. С. 63—65.
5. Труфанов М. И. Распознающие оптико-электронные устройства медицинской экспресс-диагностики // Изв. вузов. Приборостроение. 2009. Т. 52, № 2. С. 66—70.
6. Титов В. С., Труфанов М. И. Аппаратно-ориентированные алгоритмы и устройства обработки изображений на ПЛИС для распознающих систем технического зрения // Датчики и системы. 2009. № 8. С. 72—75.
7. Титов Д. В., Ширабакина Т. А. Модуль цифровой коррекции дисторсии изображения // Изв. вузов. Приборостроение. 2009. Т. 52, № 2. С. 74—78.

Сведения об авторах

- Виталий Семенович Титов** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; заведующий кафедрой; E-mail: titov-kstu@rambler.ru
- Максим Игоревич Труфанов** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: temp1202@mail.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

Ю. П. МУХА, И. Ю. КОРОЛЕВА, А. Д. КОРОЛЕВ, Д. В. ТИТОВ

СИНТЕЗ СТРУКТУРЫ ГИБКОГО ИНТЕЛЛЕКТУАЛЬНОГО ИНТЕРФЕЙСА ДЛЯ СИСТЕМ ТЕХНИЧЕСКОГО ЗРЕНИЯ

Рассмотрены проблемы передачи информации, полученной при помощи систем технического зрения, предложен способ решения этих проблем путем применения гибкого интеллектуального интерфейса (ГИИ). Формализована работа ГИИ при помощи теории категорий.

Ключевые слова: гибкий интеллектуальный интерфейс, оптимальные структуры, техническое зрение.

Современное производство невозможно представить без применения систем технического зрения, позволяющих автоматизировать производственные процессы. Однако при создании больших территориально распределенных систем технического зрения требуется передавать информацию между узлами системы.

Предположим, что информация, получаемая при помощи систем технического зрения, передается как в рамках сложной производственной сети, так и между ее участками. В процессе обмена информацией между узлами и подсистемами системы может возникнуть ряд трудностей, а именно:

- 1) несовместимость оборудования разных производителей или использование устаревшего оборудования, не поддерживающего возможности современной техники;
- 2) нестыковка производственных подсетей, опирающихся на различные стеки протоколов передачи информации.

Преодолеть такие проблемы позволяет устройство, обеспечивающее автоматическую настройку, трансформацию передаваемых данных с учетом существующих стандартов; приведение передаваемых информационных пакетов к виду, воспринимаемому как источником, так и приемником сигнала. Назовем это устройство гибким интеллектуальным интерфейсом (ГИИ). Интерфейс с варьируемыми характеристиками обеспечивает функционирование системы в условиях изменяющихся параметров каналов связи, соединяющих функциональные блоки систем управления или измерения, а также адаптируется к различным топологиям и методам передачи измерительной информации (ИИ), представленной в цифровом виде. Разнообразие и сложность решаемых интерфейсом задач приводят к его усложнению вследствие введения в состав интерфейса микропроцессорных узлов с соответствующим ПО.

Для построения ГИИ необходимо определить последовательность выполняемых им действий, а также, используя специализированный математический аппарат, формализовать их.

Процесс передачи информации возможно представить как последовательную пересылку блоков данных от источника к ГИИ и от ГИИ — к приемнику. Все три основных звена системы (источник, приемник, ГИИ) имеют структуру, согласно ГОСТ [1], включающую 7 уровней, каждый из которых отвечает за свою часть преобразований, выполняемых с исходными данными. На рис. 1 приведена схема передачи данных с использованием ГИИ (f_1, \dots, f_7 — функции определения необходимого преобразования и само преобразование; p_1, \dots, p_7 — функции соответствующего уровня семиуровневой системы OSI; a_{12}, \dots, a_{67} — морфизмы уровней приемной части ГИИ; b_{76}, \dots, b_{21} — морфизмы уровней части стока ГИИ; $a_1 f_1, \dots, a_7 f_7$ — морфизмы приемной части и части преобразования ГИИ; $p_1 b_1, \dots, p_7 b_7$ — морфизмы приемной

части и функциональной части соответствующего уровня ГИИ; $f_1 p_1, \dots, f_7 p_7$ — морфизмы части преобразования и функциональной части соответствующего уровня ГИИ).

При передаче данных возникающие нестыковки между системами и отдельными узлами системы устраняет ГИИ, выполняющий преобразование передаваемой информации на том уровне системы OSI [2, 3], где происходит ошибка [4]. Причем определение типа ошибки и соответствующего уровня системы OSI, на котором произойдет коррекция, выполняется интеллектуальной частью ГИИ. Для интеллектуализации интерфейса требуется в каждый момент времени определять состояние системы, с этой целью необходимо составить базу данных состояний и параметров системы для точной диагностики и последующего принятия решения.

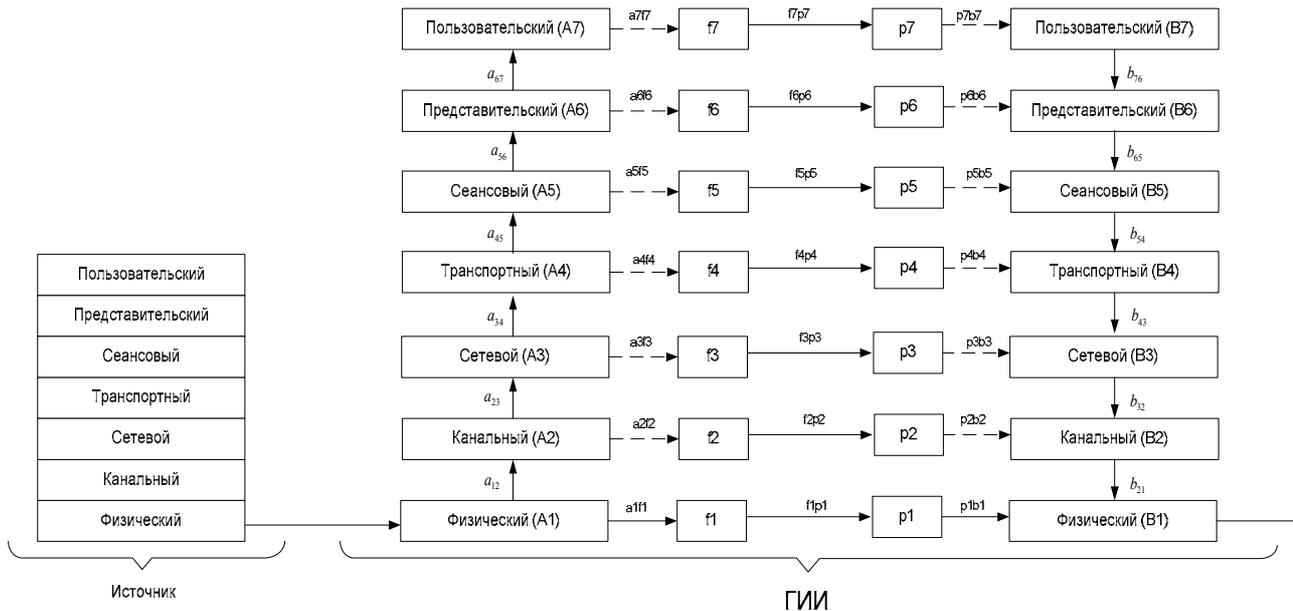


Рис. 1

Формализуем процесс передачи информации через ГИИ. Для этого опишем функции каждого из семи уровней ГИИ (рис. 1), представив их в виде графа. На пользовательском уровне функции зависят от конкретного приложения и в общем виде записи не подаются.

Процесс преобразования входных данных внутри ГИИ можно записать при помощи категорийного аппарата [5]. Запишем уравнения общего вида для каждого из семи уровней. Множество категорий при переходе по принимающей стороне ГИИ представляет собой [6, 7]:

1) $Hom(A_1, F_1)$, где $A_1 = \{\text{множество состояний физического уровня источника}\}$, $F_1 = \{\text{множество состояний блока анализа физического уровня}\}$;

2) $Hom(A_2, F_2) = Hom((A_1, A_2), F_2) = a_{12} * a_2 f_2$, где $A_2 = \{\text{множество состояний канального уровня источника}\}$, $F_2 = \{\text{множество состояний блока анализа канального уровня}\}$.

3) $Hom(A_3, F_3) = Hom((A_2, A_3), F_3) = a_{23} * a_3 f_3 = (a_{12} * a_2 f_2) * a_3 f_3$, где $A_3 = \{\text{множество состояний сетевого уровня источника}\}$, $F_3 = \{\text{множество состояний блока анализа сетевого уровня}\}$;

4) $Hom(A_4, F_4) = Hom((A_3, A_4), F_4) = a_{34} * a_4 f_4 = ((a_{12} * a_2 f_2) * a_3 f_3) * a_4 f_4$, где $A_4 = \{\text{множество состояний транспортного уровня источника}\}$, $F_4 = \{\text{множество состояний блока анализа транспортного уровня}\}$;

5) $Hom(A_5, F_5) = Hom((A_4, A_5), F_5) = a_{45} * a_5 f_5 = (((a_{12} * a_2 f_2) * a_3 f_3) * a_4 f_4) * a_5 f_5$, где $A_5 = \{\text{множество состояний сеансового уровня источника}\}$, $F_5 = \{\text{множество состояний блока анализа сеансового уровня}\}$;

6) $Hom(A_6, F_6) = Hom((A_5, A_6), F_6) = a_{56} * a_6 f_6 = (((((a_{12} * a_2 f_2) * a_3 f_3) * a_4 f_4) * a_5 f_5) * a_6 f_6)$, где $A_6 = \{\text{множество состояний представительского уровня источника}\}$, $F_6 = \{\text{множество состояний блока анализа представительского уровня}\}$;

7) $Hom(A_7, F_7) = Hom((A_6, A_7), F_7) = a_{67} * a_7 f_7 = ((((((a_{12} * a_2 f_2) * a_3 f_3) * a_4 f_4) * a_5 f_5) * a_6 f_6) * a_7 f_7)$, где $A_7 = \{\text{множество состояний пользовательского уровня стороны источника}\}$, $F_7 = \{\text{множество состояний блока анализа пользовательского уровня}\}$.

Множество категорий при переходе с части преобразования ГИИ на его функциональную часть представляет собой:

1) $Hom(F_1, P_1) = f_1 p_1$, где $P_1 = \{\text{множество состояний блока функций физического уровня}\}$;

2) $Hom(F_2, P_2) = f_2 p_2$, где $P_2 = \{\text{множество состояний блока функций канального уровня}\}$;

3) $Hom(F_3, P_3) = f_3 p_3$, где $P_3 = \{\text{множество состояний блока функций сетевого уровня}\}$;

4) $Hom(F_4, P_4) = f_4 p_4$, где $P_4 = \{\text{множество состояний блока функций транспортного уровня}\}$;

5) $Hom(F_5, P_5) = f_5 p_5$, где $P_5 = \{\text{множество состояний блока функций сеансового уровня}\}$;

6) $Hom(F_6, P_6) = f_6 p_6$, где $P_6 = \{\text{множество состояний блока функций представительского уровня}\}$;

7) $Hom(F_7, P_7) = f_7 p_7$, где $P_7 = \{\text{множество состояний блока функций пользовательского уровня}\}$.

Множество морфизмов при переходе по принимающей стороне ГИИ представляет собой:

1) $Hom(P_1, B_1) = p_1 b_1$, где $B_1 = \{\text{множество состояний блока функций физического уровня приемника}\}$;

2) $Hom(P_2, B_2) = Hom(P_2, (B_2, B_1)) = p_2 b_2 * b_{21}$, где $B_2 = \{\text{множество состояний блока функций канального уровня приемника}\}$;

3) $Hom(P_3, B_3) = Hom(P_3, (B_3, B_2)) = p_3 b_3 * b_{32} = (p_2 b_2 * b_{21}) * p_3 b_3$, где $B_3 = \{\text{множество состояний блока функций сетевого уровня приемника}\}$;

4) $Hom(P_4, B_4) = Hom(P_4, (B_4, B_3)) = p_4 b_4 * b_{43} = ((p_2 b_2 * b_{21}) * p_3 b_3) * p_4 b_4$, где $B_4 = \{\text{множество состояний блока функций транспортного уровня приемника}\}$;

5) $Hom(P_5, B_5) = Hom(P_5, (B_5, B_4)) = p_5 b_5 * b_{54} = (((p_2 b_2 * b_{21}) * p_3 b_3) * p_4 b_4) * p_5 b_5$, где $B_5 = \{\text{множество состояний блока функций сеансового уровня приемника}\}$;

6) $Hom(P_6, B_6) = Hom(P_6, (B_6, B_5)) = p_6 b_6 * b_{65} = (((((p_2 b_2 * b_{21}) * p_3 b_3) * p_4 b_4) * p_5 b_5) * p_6 b_6)$, где $B_6 = \{\text{множество состояний блока функций представительского уровня приемника}\}$;

7) $Hom(P_7, B_7) = Hom(P_7, (B_7, B_6)) = p_7 b_7 * b_{76} = ((((((p_2 b_2 * b_{21}) * p_3 b_3) * p_4 b_4) * p_5 b_5) * p_6 b_6) * p_7 b_7)$, где $B_7 = \{\text{множество состояний блока функций пользовательского уровня приемника}\}$.

Раскроем содержание функций p_1, \dots, p_7 в соответствии со стандартом [1]. Графовое представление функциональной составляющей сеансового уровня приведено на рис. 2 (ОтСизТ — отображение сеансового соединения из транспортного соединения. В любое

время между сеансовым и транспортным уровнем существует взаимно-однозначное отображение, но время существования их может различаться; УпрПот — управление потоком данных в сеансовом соединении. Для предотвращения переполнения данными принимающего логического объекта уровня представления сеансовый уровень воздействует на транспортное соединение; ПерСроч — передача срочных данных; ВосСеан — восстановление сеансового соединения; РазСеан — разрыв сеансового соединения; УпУСеан — административное управление сеансовым соединением; КаналУр — каналный уровень).

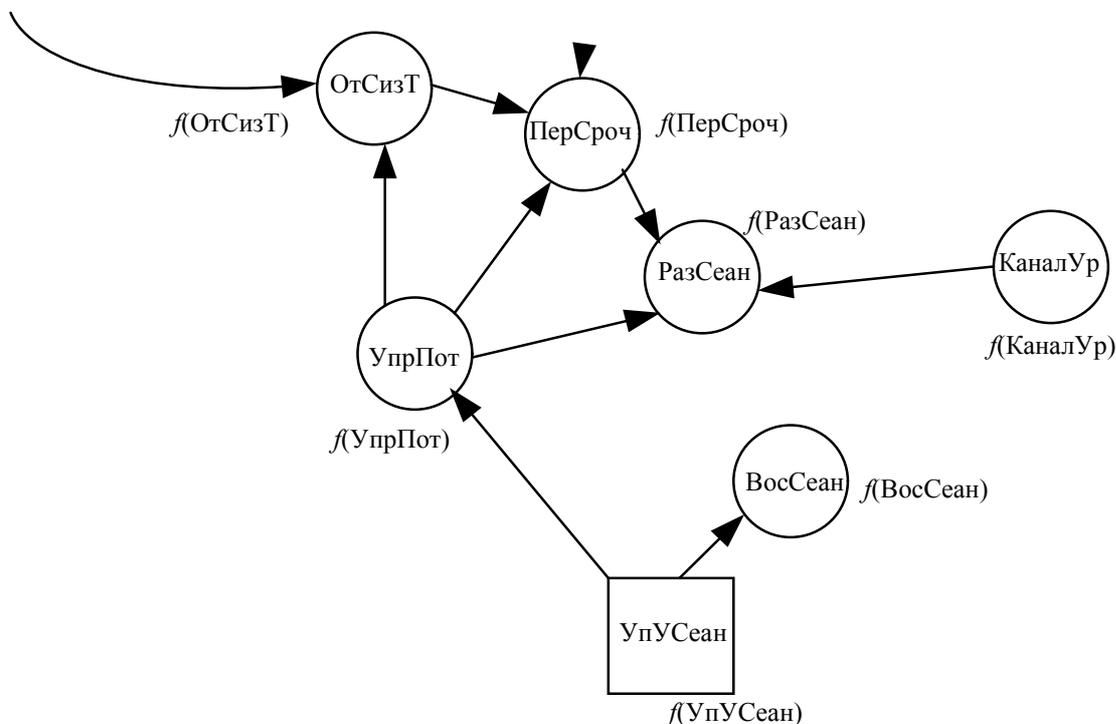


Рис. 2

Основываясь на графовых представлениях каждого из уровней p_1, \dots, p_7 , оптимизируем работу системы. Для этого воспользуемся методом БФР [6]. Оптимизированная структура ГИИ представлена на рис. 3 (v_{ji} — состояние функционального блока различных уровней: v_{11}, \dots, v_{13} — физического; v_{21}, \dots, v_{211} — каналного; v_{31}, \dots, v_{312} — сетевого уровня; v_{41}, \dots, v_{47} — транспортного; v_{51}, \dots, v_{55} — сеансового; v_{61}, \dots, v_{64} — представительского).

Таким образом, для каждого уровня ГИИ можно записать расширенное уравнение, в которое включена функция этого уровня (p_1, \dots, p_7). Приведем пример для сеансового уровня:

$$(((a_{12} * a_2 f_2) * a_3 f_3) * a_4 f_4) * a_5 f_5) * f_5(u_{1_{\text{вх}}} u_{14} u_{41} u_{12} u_{124} u_{43} u_{133} u_{134} u_{145} u_{4_{\text{вых}}}) * (((p_2 b_2 * b_{21}) * p_3 b_3) * p_4 b_4) * p_5 b_5).$$

При составлении полного выражения требуется расшифровать последнее слагаемое для каждого уравнения f_1, \dots, f_7 . С этой целью требуется определить входные параметры, по которым интеллектуальная составляющая ГИИ сможет выявить необходимые преобразования. Следующим шагом является создание базы данных признаков каждого состояния системы и откликов на каждое состояние. Это позволит полностью формализовать действия ГИИ и приступить к непосредственной реализации устройства [8].

Таким образом, была проведена формализация последовательности действий ГИИ, используя которую, возможно разрешать конфликты при взаимодействии различных систем передачи данных.

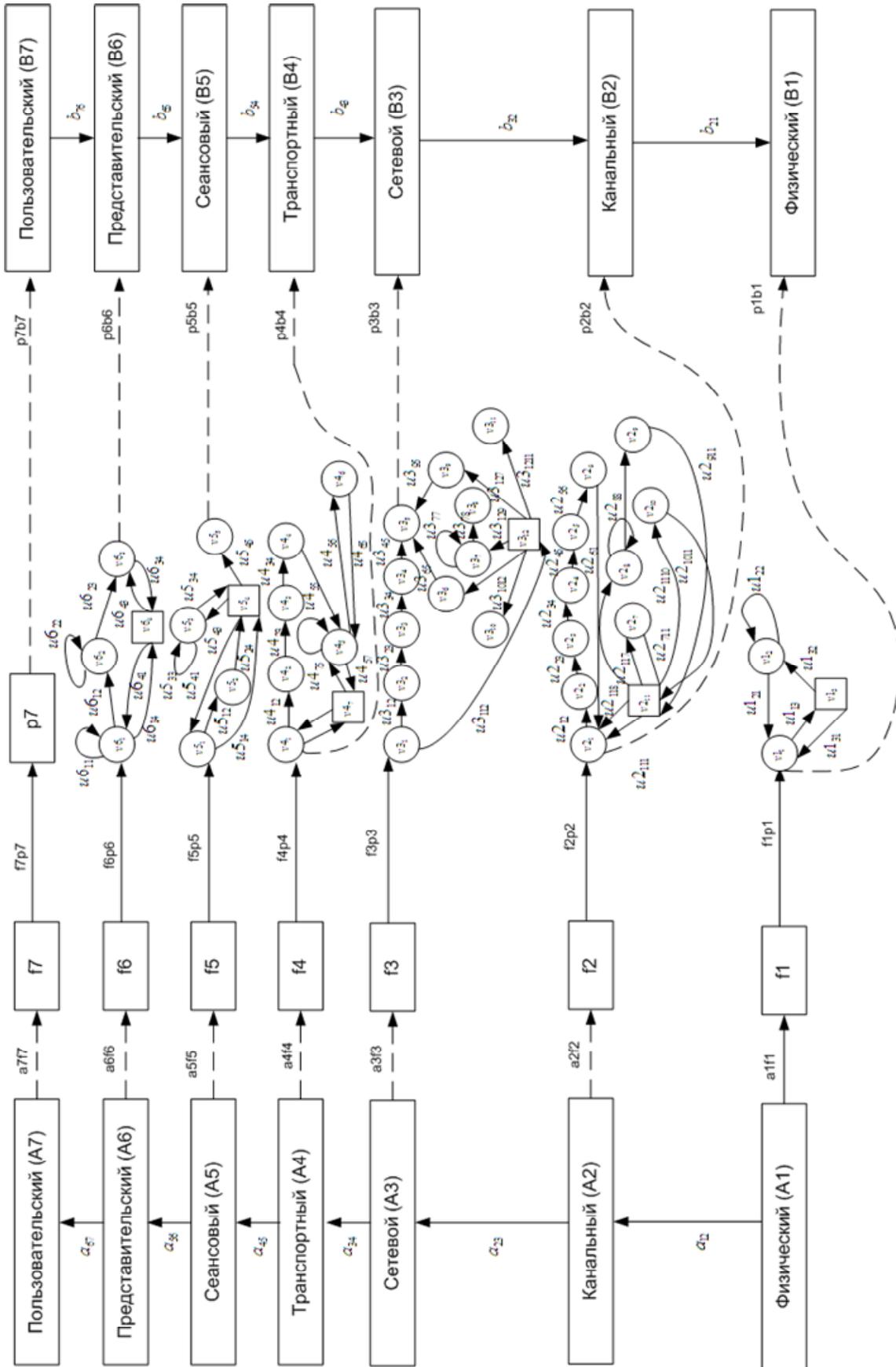


Рис. 3

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. ГОСТ Р ИСО 7498-2-99.
2. Муха Ю. П., Королева И. Ю., Королев А. Д. Гибкий Интеллектуальный интерфейс для несовместимых информационных систем // „Приоритетные направления развития науки и технологий“: Докл. IX Всерос. научн.-техн. конф. Тула: Изд-во „Инновационные технологии“, 2011. С. 126—129.
3. Муха Ю. П., Авдеюк О. А., Антонович В. М. Теория и практика синтеза управляющего и информационного обеспечения измерительно-вычислительных систем. Волгоград: ВолгГТУ, 2004. 220 с.
4. Антонович В. М. Структурный метод синтеза гибкого интеллектуального интерфейса сложной информационно-измерительной системы: Дис. ... канд. техн. наук. Волгоград: ВолгГТУ, 2004. 134 с.
5. Габриель П., Цисман М. Категория частных и теория гомотопий. М.: Мир, 1971. 295 с.
6. Муха Ю. П., Авдеюк О. А., Королева И. Ю. Алгебраическая теория синтеза сложных систем. Волгоград: ВолгГТУ, 2003. 320 с.
7. Букур Н., Деляну А. Введение в теорию категорий и функторов. М.: Мир, 1972. 259 с.
8. Муха Ю. П., Королева И. Ю., Королев А. Д. Интерфейсы для телемедицинских сетей передачи данных // Телекоммуникации. 2011. № 12. С. 41—44.

Сведения об авторах

- Юрий Петрович Муха** — д-р техн. наук, профессор; Волгоградский государственный технический университет, кафедра вычислительной техники; заведующий кафедрой; E-mail: muxaup@mail.ru
- Ирина Юрьевна Королева** — канд. техн. наук, доцент; Волгоградский государственный технический университет, кафедра вычислительной техники; E-mail: artmd64@rambler.ru
- Артём Дмитриевич Королев** — аспирант; Волгоградский государственный технический университет, кафедра вычислительной техники; E-mail: artmd64@mail.ru
- Дмитрий Витальевич Титов** — канд. техн. наук; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; преподаватель; E-mail: amazing2004@inbox.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

С. Ю. МИРОШНИЧЕНКО, В. С. ТИТОВ, А. А. ЯЩЕНКО

МЕТОД АВТОМАТИЧЕСКОЙ ЛОКАЛИЗАЦИИ ПРОТЯЖЕННЫХ ГЕОПРОСТРАНСТВЕННЫХ ОБЪЕКТОВ НА КОСМИЧЕСКИХ СНИМКАХ

Разработан метод локализации протяженных геопространственных объектов, позволяющий повысить точность автоматизированного формирования тематических слоев электронных карт геоинформационных систем на основе космических снимков. Повышение точности достигается за счет построения фильтра с конечной импульсной характеристикой, учитывающего характерные признаки объектов дорожной сети.

Ключевые слова: геоинформационные системы, космические снимки, объекты дорожной сети, КИХ-фильтр.

Для актуализации дорожных карт и управления городским транспортом в условиях быстрого увеличения транспортных потоков и активного развития сети автомобильных дорог в настоящее время широко используются картографические данные, полученные путем анализа и дешифрировки космических снимков.

Выделение на космических снимках участков дорожной сети, относящихся к классу протяженных геопространственных объектов, является нетривиальной задачей, поскольку их геометрические и яркостные характеристики могут различаться в пределах одного изображения. Распознавание объектов дорожной сети затруднено их перекрытием другими объектами, такими как растительность, здания, тени, атмосферные явления (туман, облачность), транспортные средства. Приведенные факторы значительно усложняют локализацию объектов дорожной сети и построение их векторных представлений как в ручном, так и в автоматическом режиме. Более того, методы выделения контуров и построения кластеров [1], применяемые при автоматической сегментации космических снимков на однородные области, характеризуются невысокой точностью и эффективностью [2].

Повышение точности автоматического выделения заданной области (целевого слоя) дорожной сети на космических снимках достигается путем их сопоставления с векторными топографическими картами местности [2], что возможно лишь при наличии географической привязки, помимо того, возникают ошибки дешифрировки, обусловленные погрешностью привязки и инструментальными погрешностями векторизации.

Таким образом, актуальной научно-технической задачей является повышение точности автоматического выделения объектов дорожной сети на космических снимках. Для ее решения разработан метод выделения протяженных геопространственных объектов на космических снимках, основанный на поиске областей изображения, соответствующих пространственным характеристикам объектов целевого слоя [3] с учетом их основных признаков и свойств.

К основным признакам объектов дорожной сети относятся:

- 1) значительная протяженность на прямолинейном участке;
- 2) одинаковая ширина участка;
- 3) равномерное распределение яркости в пределах объекта;
- 4) четкие контуры дорожного полотна.

Для локализации объектов дорожной сети с учетом описанных свойств разработан фильтр с конечной импульсной характеристикой (КИХ-фильтр) [4]. Выбор КИХ-фильтра обусловлен высокой производительностью и простотой реализации. КИХ-фильтр предназначен

для аппроксимации „идеального“ импульсного отклика, определяющего принадлежность точек космического снимка к участкам дорожной сети, с применением указанных выше признаков.

Характерные признаки дорожной сети математически описываются следующим образом. Исходное изображение I представлено как дискретное двумерное поле яркости $f(\cdot)$ [1]:

$$I = f(x, y), \quad x = \overline{1, K}, \quad y = \overline{1, N}, \quad (1)$$

где x, y — координаты отсчета яркости вдоль осей абсцисс и ординат соответственно; K — ширина, N — высота изображения I .

В пределах поля изображения I прямолинейный участок объекта дорожной сети представляет собой некоторую прямоугольную область $d(a, b, \alpha)$, где b — ширина, a — длина, α — угол поворота дорожного полотна относительно его центра.

Для области $d(a, b, \alpha)$ должны выполняться следующие условия:

1) значительная протяженность, т.е. ширина области $d(a, b, \alpha)$ много меньше ее длины

$$b \ll a; \quad (2)$$

2) одинаковая ширина на всем протяжении

$$b = \text{const}; \quad (3)$$

3) равномерное распределение функции яркости в области объекта дорожной сети, т.е. значение среднего квадратического отклонения (СКО) яркости $\sigma[f(x, y)]$ точек изображения I , принадлежащих области $d(a, b, \alpha)$, стремится к нулю

$$\sigma[f(x, y)] \rightarrow 0, \quad (x, y) \in d(a, b, \alpha); \quad (4)$$

4) четкие контуры полотна объекта дорожной сети, т.е. модуль градиента функции яркости ∇f на границах области $d(a, b, \alpha)$ выше среднего значения модуля градиента $\nabla \tilde{f}$ внутри области $d(a, b, \alpha)$

$$\nabla f_{d(a, b, \alpha)}(x, y) > \nabla \tilde{f}(x, y). \quad (5)$$

Таким образом, область $d(a, b, \alpha)$ считается принадлежащей дорожной сети, если выполнены все необходимые условия (2)—(5). При поиске областей определяется набор значений функции отклика КИХ-фильтра, полученный путем вращения окна КИХ-фильтра относительно исследуемой точки изображения, взятой в качестве начала координат.

Значение угла поворота окна фильтра вычисляется по формуле

$$\varphi = \frac{180^\circ}{N_\varphi}, \quad (6)$$

где N_φ — параметр, определяющий число секторов, на которое разбивается диапазон значений угла поворота окна фильтра $[0^\circ; 180^\circ)$.

Для нахождения значения яркости точек, принадлежащих окну фильтра с заданным углом поворота φ , необходимо определить их координаты в узлах дискретной сетки исходного космического изображения. Координаты рассчитываются путем объединения уравнения прямой, которую образует окно фильтра в выбранной системе координат, и уравнения окружности, описываемой окном фильтра при вращении относительно исследуемой точки

$$\left. \begin{aligned} y_h &= \pm \frac{kh}{\sqrt{(1+k^2)}}, \\ x_h &= \pm \frac{h}{\sqrt{(1+k^2)}} \end{aligned} \right\} \quad (7)$$

где (x_h, y_h) — координаты h -й точки, принадлежащей окну фильтра; k — угловой коэффициент прямой, которую образует окно фильтра в выбранной системе координат; индекс h определяет положение точки в окне фильтра относительно исследуемой точки.

В случае, если в результате с помощью уравнений (7) получены вещественные значения координат, яркость точек окна фильтра вычисляется следующим образом. Для точки с координатами (x_h, y_h) в узлах дискретной сетки изображения определяются четыре ближайших точки h_j с координатами (x_{hj}, y_{hj}) , где j — индекс смежного узла сетки (рис. 1). Далее вычисляются расстояния вдоль осей абсцисс и ординат Δx_j и Δy_j от смежных узлов дискретной сетки до точки h :

$$\left. \begin{aligned} \Delta x_j &= |x_h - x_{hj}|, \\ \Delta y_j &= |y_h - y_{hj}|, \end{aligned} \right\} \quad (8)$$

а также значения весовых коэффициентов $\omega_{hj}(x_{hj}, y_{hj})$ узловых точек

$$\omega_{hj}(x_{hj}, y_{hj}) = (1 - \Delta x_j)(1 - \Delta y_j). \quad (9)$$

Значение яркости h -й точки окна фильтра определяется как

$$f_h(x_h, y_h) = \sum_j \sum_j \omega_{hj}(x_{hj}, y_{hj}) f_j(x_j, y_j), \quad (10)$$

где $f_j(x_j, y_j)$ — значение яркости h_j -го узла дискретной сетки.

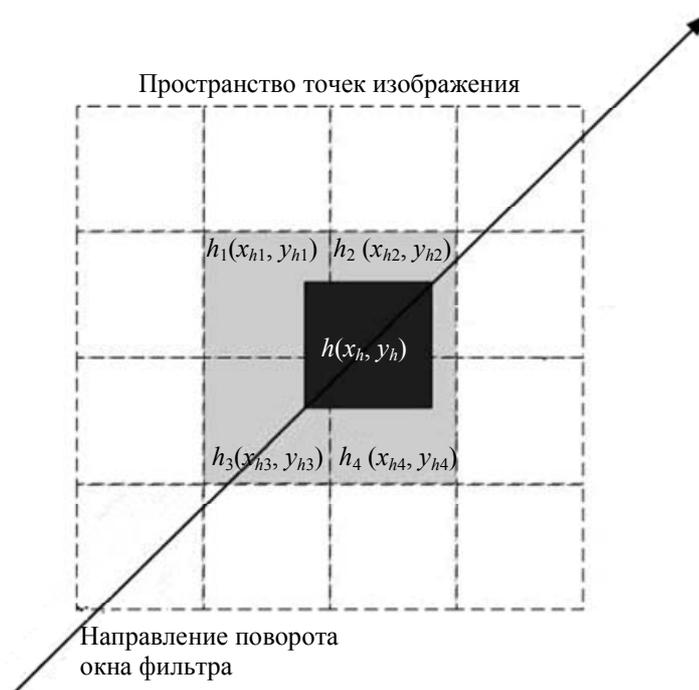


Рис. 1

Так как окно фильтра симметрично относительно исследуемой точки, отдельно рассматриваются первая половина окна (рис. 2), к которой относятся точки с положительным смещением координат относительно оси ординат, и вторая половина, к которой относятся точки с отрицательным смещением. Для первой и второй половины окна фильтра рассчитываются значения СКО яркости точек σ_1 и σ_2 соответственно [5].

Среди группы рассчитанных для различных углов поворота окна КИХ-фильтра σ_1 и σ_2 определяются минимальные значения $\sigma_{1\min}$ и $\sigma_{2\min}$ и соответствующие им углы φ_1 и φ_2 .

Согласно (4), для проверки принадлежности исследуемой точки участку дорожной сети необходимо выполнение следующей совокупности условий:

$$\left. \begin{aligned} \sigma_{1\min} < T_1, \\ \sigma_{2\min} < T_1, \\ \sigma_{1\min} \rightarrow 0, \\ \sigma_{2\min} \rightarrow 0, \\ |\sigma_{1\min} - \sigma_{2\min}| \rightarrow 0, \\ \varphi_1 \approx \varphi_2, \end{aligned} \right\} \quad (11)$$

где T_1 — эмпирически выбираемое пороговое значение, определяющее максимально допустимые значения $\sigma_{1\min}$ и $\sigma_{2\min}$, при которых точка считается принадлежащей участку дорожной сети.

Учитывая (5), сформулируем дополнительное условие

$$\left. \begin{aligned} |\bar{\sigma}_1 - \sigma_{1\min}| > T_2, \\ |\bar{\sigma}_2 - \sigma_{2\min}| > T_2, \end{aligned} \right\} \quad (12)$$

где $\bar{\sigma}_1$ — средняя величина СКО для группы вычисленных значений σ_1 различных углов поворота окна фильтра относительно исследуемой точки, $\bar{\sigma}_2$ — средняя величина СКО для группы вычисленных значений σ_2 , T_2 — эмпирически устанавливаемое пороговое значение.

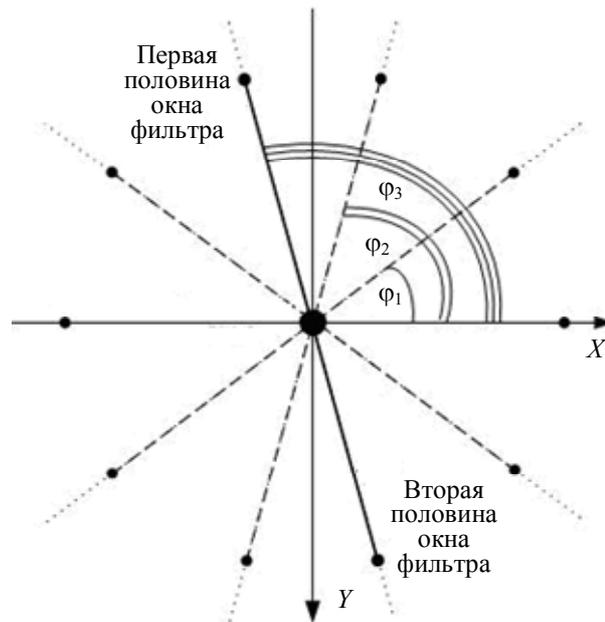


Рис. 2

Метод выделения протяженных геопространственных объектов на аэрокосмических изображениях заключается в поэлементном обходе изображения в порядке возрастания координат. Текущая точка изображения принимается за начало координат и проверяется на принадлежность объекту целевого слоя, с этой целью в точке определяется значение отклика КИХ-фильтра для каждого из углов его поворота (6). С учетом условий (2) и (3) в качестве окна КИХ-фильтра выбран прямолинейный отрезок, ширина которого равна одной точке растра, длина L устанавливается согласно масштабу аэрокосмического изображения [6, 7]. Количество положений окна фильтра относительно исследуемой точки равно значению параметра N_φ . Схема поворота окна КИХ-фильтра относительно исследуемой точки представлена на рис. 2.

Таким образом, для текущего положения окна фильтра определяется величина φ , после чего для каждой точки окна фильтра по формуле (10) вычисляется значение яркости. Если $\varphi = 90^\circ$, формулу (10) применить невозможно, так как тангенс угла девяносто градусов не определен. В этом случае окно фильтра параллельно оси ординат и значения яркости точек в пределах окна совпадают с узлами дискретной сетки. Для каждого угла поворота фильтра относительно исследуемой точки вычисляются значения σ_1 и σ_2 для первой и второй половины его окна соответственно. Также для обеих групп значений σ_1 и σ_2 определяются $\sigma_{1\min}$ и $\sigma_{2\min}$, соответствующие им величины φ_1 и φ_2 , а также $\bar{\sigma}_1$ и $\bar{\sigma}_2$. Если для исследуемой точки одновременно выполняются условия (11) и (12), значение функции отклика КИХ-фильтра считается положительным.

Условие (11) позволяет определить объекты с равномерным распределением функции яркости. Условие (12) необходимо для исключения площадных объектов с одинаковым уровнем яркости (водоемы, поля, большие здания), не принадлежащих целевому слою, но удовлетворяющих условию (11). Параметры T_1 и T_2 выбираются с учетом яркости и контрастности исходного изображения.

В случае положительного отклика функции КИХ-фильтра текущая точка считается принадлежащей объекту целевого слоя. Для нее сохраняется минимальное значение СКО σ'_{\min} , равное меньшему из значений $\sigma_{1\min}$ и $\sigma_{2\min}$, и соответствующее ему значение угла поворота φ' . Значения σ'_{\min} для всех точек изображения с положительным откликом КИХ-фильтра образуют карту минимальных СКО, величины углов поворота φ' — карту углов поворота окна фильтра.

Построение объектов дорожной сети осуществляется с помощью полученной карты углов поворота окна фильтра с использованием метода дополнения объектов по направлению угла поворота. Для каждой точки карты углов поворота окна фильтра в направлении сохраненного для нее значения угла происходит поиск точек на исходном изображении с яркостью, близкой к яркости текущей точки. Если такие точки найдены, они добавляются на карту углов поворота окна фильтра, уточняя участки дорожной сети.

На рис. 3, *а* представлен исследуемый фрагмент изображения космического снимка размером 400×400 точек; *б* — карта минимальных значений СКО; *в* — результат применения метода дополнения объектов по направлению угла поворота. Для вычислений использованы следующие значения параметров: $L=10$, $N_\varphi=20$, $T_1=4$, $T_2=4$.

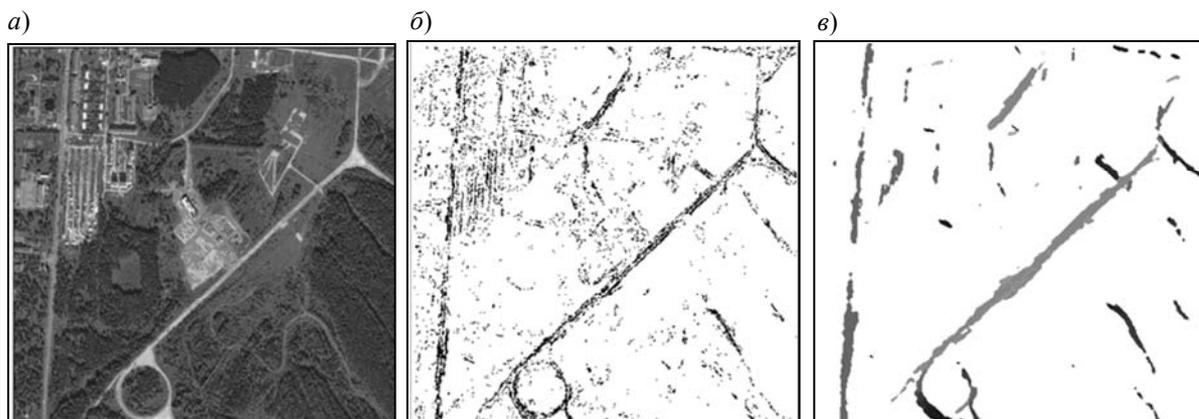


Рис. 3

На рис. 4, *а* представлен исследуемый фрагмент изображения аэрокосмического снимка размером 1580×870 точек; *б* — карта значений углов поворота окна фильтра; *в* — результат применения метода дополнения объектов по направлению угла поворота. Для вычислений использованы следующие значения параметров: $L=40$, $N_\varphi=20$, $T_1=5$, $T_2=2$. Данное изображение

представляет собой фрагмент космического снимка города и характеризуется наличием большого количества зданий, а также присутствием на дорогах транспортных средств.

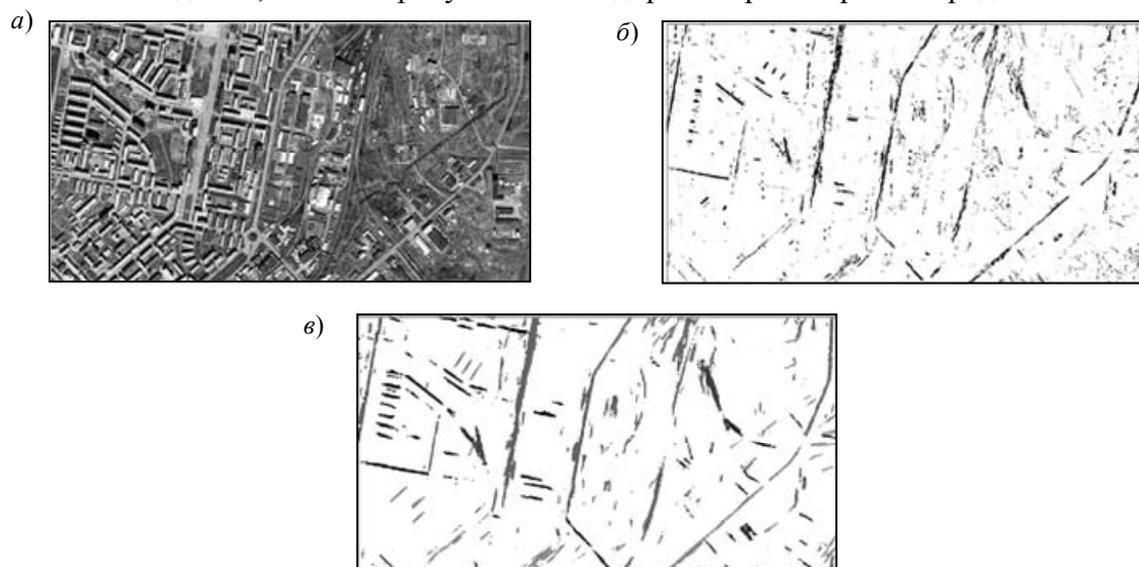


Рис. 4

Таким образом, предложенный метод позволяет выделять протяженные геопространственные объекты на космических снимках, он обеспечивает автоматическую локализацию прямолинейных участков объектов дорожной сети. В дальнейшем метод будет использован для построения векторных представлений объектов целевого слоя дорожной сети.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Гонсалес Р., Вудс Р. Цифровая обработка изображений. М.: Техносфера, 2005. 1072 с.
2. Лабутина И. А. Дешифрирование аэрокосмических снимков: Учеб. пособие. М.: Аспект Пресс, 2004. 184 с.
3. Кашкин В. Б., Сухинин А. И. Дистанционное зондирование Земли из космоса. Цифровая обработка изображений: Учеб. пособие. М.: Логос, 2001. 264 с.
4. Емельянов С. Г., Кудряшов Е. А., Мирошниченко С. Ю., Титов В. С. Методы и системы цифровой обработки аэрокосмических изображений. Новосибирск: Наука, 2012. 175 с.
5. Кочетков П. А. Краткий курс теории вероятностей и математической статистики: Учеб. пособие. М.: МГИУ, 1999. 51 с.
6. Яценко А. А. Алгоритм локализации объектов дорожной сети // „Распознавание — 2012“: Сб. матер. X Междунар. науч.-техн. конф. Курск: ЮЗГУ, 2012. С. 278.
7. Мирошниченко С. Ю., Титов В. С. Метод локализации теней геопространственных объектов на цифровых аэрокосмических изображениях // Изв. вузов. Приборостроение. 2010. Т. 53, № 9. С. 7—13.

Сведения об авторах

- Сергей Юрьевич Мирошниченко** — канд. техн. наук; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; старший преподаватель; E-mail: oldguy7@rambler.ru
- Виталий Семенович Титов** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; заведующий кафедрой; E-mail: titov-kstu@rambler.ru
- Анна Александровна Яценко** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: annajaschenko@rambler.ru

Рекомендовано Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.2013

Э. И. ВАТУТИН, В. С. ТИТОВ

АЛГОРИТМИЧЕСКАЯ ОПТИМИЗАЦИЯ ПРОГРАММНОЙ РЕАЛИЗАЦИИ МЕТОДА ПАРАЛЛЕЛЬНО-ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОЙ ДЕКОМПОЗИЦИИ ГРАФ-СХЕМ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ АЛГОРИТМОВ

Описаны результаты профилирования и анализа „узких мест“ программной реализации метода параллельно-последовательной декомпозиции граф-схем параллельных алгоритмов. В результате алгоритмической оптимизации вычислительные затраты на синтез разбиений сокращены в 30 раз.

Ключевые слова: система логического управления, проектирование логических мультиконтроллеров, разбиения, граф-схемы параллельных алгоритмов, алгоритмическая оптимизация.

При проектировании систем логического управления на базе логических мультиконтроллеров [1, 2] возникает ряд многокритериальных задач дискретной оптимизации, одной из которых является задача поиска разбиения заданной параллельной граф-схемы алгоритма. Ввиду невозможности отыскания точного решения в течение приемлемого времени для граф-схем реальной размерности с целью решения указанной задачи разработан ряд эвристических методов, в частности, метод параллельно-последовательной декомпозиции [3, 4]. В настоящей статье, являющейся продолжением работы [5], приведены результаты профилирования его программной реализации и последующей алгоритмической оптимизации его отдельных этапов.

В процессе расчета значений для таблиц включений при распределении субсечений по блокам [6], в частности, определяются параметры весовой функции приращения сложности сети межблочных связей ΔZ_α и интенсивности межблочных взаимодействий ΔZ_δ . Расчет этих параметров производится на основе множества дуг межблочной передачи управления, особенности построения которого, в свою очередь, зависят от способа поиска дуги по номерам инцидентных ей вершин (например, требуется найти дугу, инцидентную вершинам a_3 и a_8 , принадлежащим разным блокам разбиения: $a_3 \in A_1$, $a_8 \in A_3$). Схематично это можно представить в следующем виде.

```
S := ∅;
for  $a_i \in S_1$  do //  $O(N)$ 
  for  $a_j \in S_2$  do //  $O(N)$ 
    if  $v_k=(a_i, a_j) \in V$  then //  $O(M)$  или  $O(\log M)$ 
      S := S  $\cup$  { k }; //  $O(1)$ 
```

Можно заметить, что в приведенном фрагменте программы дуги передачи управления находятся лишь между множествами S_1 и S_2 , в то время как с целью получения всех дуг межблочной передачи управления для заданного разбиения необходимо добавить еще пару

вложенных циклов: по $S_1 = A_1, A_2, \dots, A_H$ и по $S_2 = A_1, A_2, \dots, A_H$, $S_1 \neq S_2$. Однако при расчете приращений ΔZ_α и ΔZ_δ с использованием суммирования параметров дуг $\beta(v_i)$ и $\delta(v_i)$ [7] для включения (ρ_i, A_j) можно положить

$$S_1 = \bigcup_{k=1, k \neq j}^H A_k \text{ и } S_2 = \rho_i,$$

т.е. рассматривать только вновь добавляемые дуги межблочной передачи управления (рис. 1). На рисунке пунктиром показан блок разбиения A_j после включения в него субсечения ρ_i , стрелками изображены дуги межблочной передачи управления, жирными стрелками — „новые“ дуги передачи управления, возникающие в случае включения субсечения ρ_i в блок A_j . (Более сложные способы расчета интенсивности межблочных взаимодействий — через выделение отношений совместимости дуг или с использованием дерева фрагментов — потребуют рассмотрения всех дуг межблочной передачи управления, а не только „новых“.)

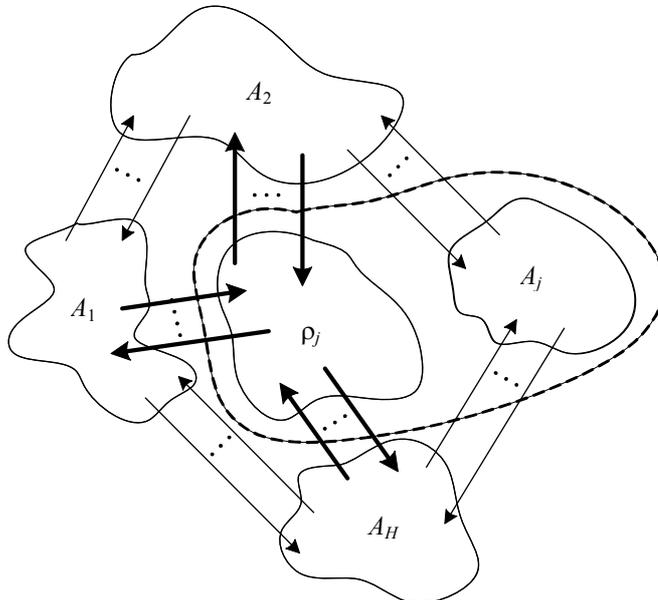


Рис. 1

При реализации подпрограммы по алгоритму линейного (унарного) поиска время поиска дуги (проверка $v_k = (a_i, a_j) \in V$ с выдачей номера дуги k) занимает 25 % от общего времени построения разбиения. С целью уменьшения вычислительной сложности операции линейный поиск заменен бинарным (двоичным). Как известно [8], при бинарном поиске число выполняемых действий сокращается с $O(n)$ до $O(\log n)$, где n в данном случае — число дуг в обрабатываемом графе, однако требуется, чтобы исходный массив был отсортирован. При сортировке массива дуг полагается $v_i < v_j$ в том случае, если

$$\left[\left(a^{\text{нач}}(v_i) = a^{\text{нач}}(v_j) \right) \wedge \left(a^{\text{кон}}(v_i) < a^{\text{кон}}(v_j) \right) \right] \vee \left[\left(a^{\text{нач}}(v_i) \neq a^{\text{нач}}(v_j) \right) \wedge \left(a^{\text{нач}}(v_i) < a^{\text{нач}}(v_j) \right) \right],$$

сравниваются номера начальных и конечных дуг v_i и v_j . Другими словами, порядок дуг в массиве при сортировке определяется соотношением номеров начальных вершин или, при их совпадении, конечных вершин. На рис. 2 приведены пример исходного массива дуг (a) и результаты его сортировки (b).

Процедура сортировки выполняется три раза (для исходной параллельной граф-схемы алгоритма, после ее преобразований и для скелетного графа), это занимает всего 0,05 % от общего времени построения разбиения. Процедура поиска дуги выполняется более 300 000 раз, а ее вклад в общее время построения разбиения после замены алгоритма линейного поиска на бинарный сокращается с 25 до 16 %. В результате оптимизации алгоритма поиска асимптотическая временная сложность алгоритма выделения „новых“ дуг межблочной передачи управления уменьшается с $O(N^2M)$ до $O(N^2 \log M)$, где N — число вершин в граф-схеме алгоритма, M — число дуг. Практический выигрыш во времени синтеза разбиения — со 183 до 156 мс (снижение на 14,8 %).

a)

5	0	3	6	6	9	8	1
1	4	2	5	2	6	6	9

b)

0	1	3	5	6	6	8	9
4	9	2	1	2	5	6	6

Рис. 2

Несмотря на проведенную оптимизацию и сокращение времени синтеза разбиений функция поиска дуги по-прежнему занимает достаточно большую часть времени. Ввиду невозможности ее дальнейшей оптимизации представляется перспективной попытка снижения числа вызовов, т.е. оптимизация алгоритмов работы подпрограмм верхнего уровня.

Множество дуг межблочной передачи управления можно найти путем сопоставления вершинам алгоритма цветов. Значение цвета 0 будем приписывать вершинам, еще не размещенным по субсечениям и вершинам блока A_j ; 1 — вершинам блоков разбиения, за исключением A_j ; 2 — вершинам субсечения ρ_j . При этом дугу будем считать дугой межблочной передачи управления в том случае, если она соединяет две разноцветные вершины ненулевого цвета (рис. 3).

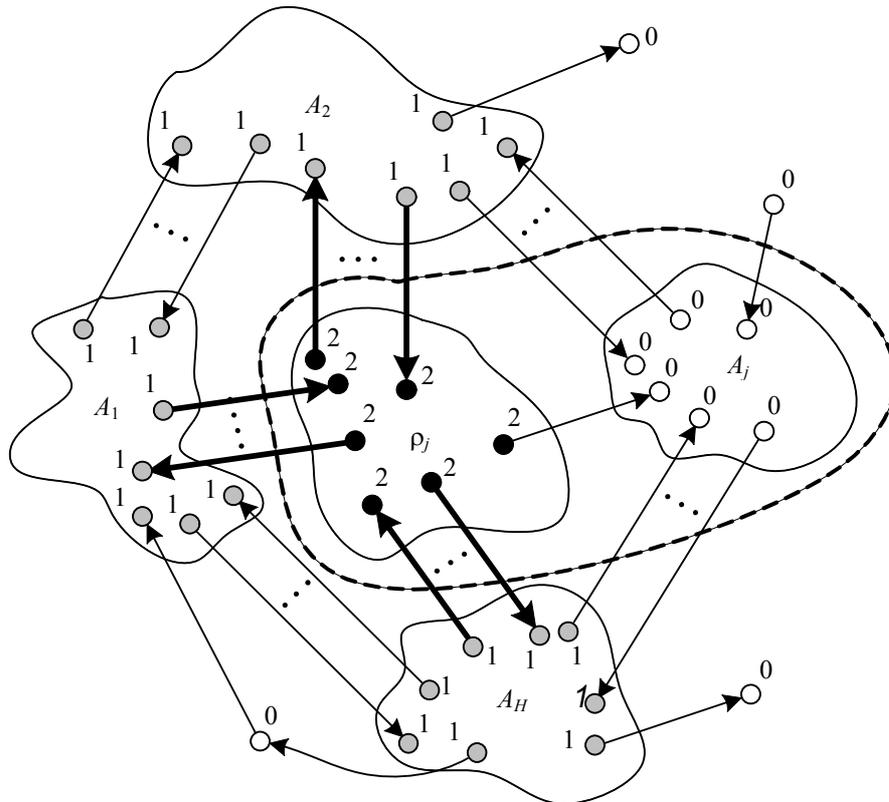


Рис. 3

Если необходимо выделять все дуги межблочной передачи управления, распределение цветов меняется: не распределенные по блокам вершины окрашиваются в цвет 0, вершины

блока разбиения A_k ($k = \overline{1, H}$, H — число блоков в разбиении) — в цвет k , а вершины субсечения ρ_j — в цвет j .

Схематично процедуру выделения дуг межблочной передачи управления можно представить следующим образом.

```
// Получение множества вершин блоков разбиения без  $A_j$  —  $O(H*N)$ 
 $S_1 := \emptyset$ ;
for  $k := 1$  to  $H$  do
  if  $k \neq j$  then
     $S_1 := S_1 \cup A_k$ ;

// Раскраска вершин —  $O(N)$ 
for  $k := 1$  to  $N$  do
  case  $a_k$  of
     $a_k \in S_1$ : цвет[ $a_k$ ] := 1;
     $a_k \in \rho_1$ : цвет[ $a_k$ ] := 2;
  else
    цвет[ $a_k$ ] := 0;
  end;

// Построение множества дуг межблочной передачи управления —  $O(M)$ 
 $S := \emptyset$ ;
for  $k := 1$  to  $M$  do
  if (цвет[ $a^{Hac}(v_k)$ ]  $\neq 0$ )  $\wedge$ 
    (цвет[ $a^{KOH}(v_k)$ ]  $\neq 0$ )  $\wedge$ 
    (цвет[ $a^{Hac}(v_k)$ ]  $\neq$  цвет[ $a^{KOH}(v_k)$ ]) then
     $S := S \cup \{k\}$ ;
```

Асимптотическая временная сложность предложенного алгоритма составляет $O(HN + N + M) \approx O(HN + M)$, практическое преимущество от его использования заключается в дополнительном уменьшении времени построения разбиения с 156 до 108 мс (на 30,9 %).

В программной реализации параллельно-последовательного метода [4] вследствие применения нескольких способов подсчета интенсивности межблочных взаимодействий ряд действий повторялся. Устранение таких повторов позволило дополнительно сократить время синтеза разбиения с 108 до 46,6 мс (в 2,3 раза).

После описанной оптимизации суммарные затраты времени на выполнение различных операций с множествами (объединение, пересечение, проверка принадлежности и др.) составляют 53,4 % от общего времени синтеза разбиений. Для операций с множествами использован разработанный класс TSet [9], выполняющий необходимые операции с использованием команд SIMD-расширений, поддерживаемых процессором, на языке ассемблер. Благодаря использованию разработанного класса временные затраты дополнительно сокращаются с 46,6 до 31,9 мс (на 31,5 %).

Построение множества смежных сечений \mathfrak{R} [2] по имеющемуся базовому сечению Ω_{\max} заключается в последовательном нахождении u - и d -сечений. Каждое новое сечение Ω_i формируется в результате отыскания множества S^u или S^d выражений системы Ξ , удовлетворяющих условиям u - или d -подстановки, и серии последующих подстановок.

Для отыскания очередного сечения в ходе построения множеств S^u или S^d выполняется N_{Ξ} операций проверки конструктивного включения R -выражений, т.е. общее число операций в ходе построения всех сечений составляет $N_{\Xi}N_{\Omega}$. Можно заметить, что каждое выра-

жение S_i ($i = \overline{1, N_{\Xi}}$) в ходе построения множества смежных сечений используется однократно, чем можно воспользоваться с целью уменьшения числа проверок путем использования множества доступных выражений S^+ .

```

 $\mathfrak{R} := \emptyset;$ 
 $S^+ := \Xi;$ 

// Получение u-сечений
 $\Omega := \Omega_{\max};$ 
repeat
   $S^u := \emptyset;$ 
  for  $S_i \in S^+$  do
    if  $(S_i.R_2[\subseteq]\Omega)$  then begin
       $S^u := S^u \cup \{ S_i \};$ 
       $S^+ := S^+ \setminus \{ S_i \};$ 
    end;

  for  $S_i \in S^u$  do
    Выполнить_подстановку( $\Omega, S_i.R_2, S_i.R_1$ );

   $\mathfrak{R} := \mathfrak{R} \cup \{ \Omega \};$ 
until  $(\Omega \neq a_{\text{нач}});$ 

// Получение d-сечений
 $\Omega := \Omega_{\max};$ 
repeat
   $S^d := \emptyset;$ 
  for  $S_i \in S^+$  do
    if  $(S_i.R_1[\subseteq]\Omega)$  then begin
       $S^d := S^d \cup \{ S_i \};$ 
       $S^+ := S^+ \setminus \{ S_i \};$ 
    end;

  for  $S_i \in S^d$  do
    Выполнить_подстановку( $\Omega, S_i.R_1, S_i.R_2$ );

   $\mathfrak{R} := \mathfrak{R} \cup \{ \Omega \};$ 
until  $(\Omega \neq a_{\text{кон}});$ 

```

Число проверок отношения нестрогого включения R -выражений сокращается до N_{Ξ} , что ведет к сокращению общего времени поиска разбиения с 31,9 до 24,4 мс (на 16,5 %).

В работе [10] предложены два необходимых условия отсутствия r -изоморфизма у пары R -выражений A^R и B^R , для которых производится проверка отношения нестрогого включения $A^R[\subseteq]B^R$:

1) в составе представления R -выражения A^R в виде дерева отыскивается такой набор листьев, для которого не найден эквивалентный набор листьев в представлении R -выражения B^R в виде дерева;

2) наличие более одного набора листьев в отношении неполной эквивалентности. Оба необходимых условия проверяются в ходе попарного сопоставления наборов листьев, сокращение времени проверки r -изоморфизма достигается за счет раннего выявления отсутствия

r -изоморфности пары R -выражений. Добавление проверки необходимых условий в программную реализацию параллельно-последовательного метода в совокупности со сравнением числа узлов в рассматриваемых деревьях ведет к уменьшению общего времени синтеза разбиения с 27,4 до 24,2 мс (на 11,7 %).

В работах [10, 11] предложен итеративный алгоритм (точнее, две его модификации, ориентированные на аппаратную и программную реализацию) выяснения отношения нестрогого включения R -выражений на основе распространения отношения эквивалентности в представлении R -выражений в виде деревьев снизу-вверх (от наборов листьев к корню). Как показало тестирование, использование этого алгоритма вместо алгоритма рекуррентного сравнения поддеревьев с совпадающими оценками [12] приводит к снижению времени синтеза разбиения с 24,2 до 21,4 мс (на 11,6 %).

Выделение базового сечения на основе системы выражений Ξ заключается в попарном выборе выражений S_i и S_j , $i, j = \overline{1, N_\Xi}$ с целью выполнения u - или d -подстановки. После подстановки число N_Ξ выражений системы Ξ сокращается на один, для оставшихся выражений снова производится попарное сопоставление и т.д. Указанные действия продолжаются до тех пор, пока число выражений в системе Ξ не станет равно двум. Число операций проверки отношения нестрогого включения при этом составляет в худшем случае

$$O\left(\underbrace{N_\Xi(N_\Xi - 1)}_{\text{попарные сопоставления}} \underbrace{(N_\Xi - 2)}_{\text{число подстановок}}\right) \approx O(N_\Xi^3).$$

Если на i -м шаге работы алгоритма для пары выражений S_i и S_j невозможно выполнить ни u -, ни d -подстановку и они не участвуют на i -м шаге в подстановке с использованием других выражений, то на $(i+1)$ -м шаге подстановка для пары выражений S_i и S_j по-прежнему не будет невозможна. Указанной особенностью можно воспользоваться, сохранив в специальной матрице M_Ξ информацию о предыдущих неудачных попытках подстановки для экономии вычислительного времени. При этом на каждом шаге алгоритма, кроме первого, вместо $N_\Xi(N_\Xi - 1)$ производится $N_\Xi - 1$ сопоставлений для выражения S_k , полученного в ходе выполнения подстановки на i -м шаге, что сокращает число операций подстановки до $O((N_\Xi - 1)(N_\Xi - 2)) \approx O(N_\Xi^2)$, а общее время синтеза разбиения с 21,4 до 19,4 мс (на 9,4 %).

Таким образом, описанные шаги программной алгоритмической оптимизации позволяют сократить затраты времени вычислений с 183 до 21,4 мс, т.е. в 8,6 раза (в 30 раз с учетом оптимизаций, описанных в статье [5]), что дает существенную экономию вычислительного времени при выполнении эксперимента по сравнению методов синтеза разбиений с использованием добровольных распределенных вычислений [13].

Работа выполнена в рамках программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России на 2009—2013 годы“ (проект 14.В37.21.0598 „Теоретические основы и методы использования распределенных и высокопроизводительных вычислительных систем для решения дискретных оптимизационных задач“).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Емельянов С. Г., Зотов И. В., Титов В. С. Архитектура параллельных логических мультиконтроллеров. М.: Высш. школа, 2009. 233 с.
2. Ватутин Э. И. Проектирование логических мультиконтроллеров. Синтез разбиений параллельных граф-схем алгоритмов. Saarbrücken: Lambert Academic Publishing, 2011. 292 с.

3. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (РАСО'04). М.: Ин-т проблем управления им. В. А. Трапезникова РАН, 2004. С. 884—917.
4. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Параллельно-последовательный метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2005613091 от 28.11.05.
5. Ватутин Э. И. Анализ эффективности и программная оптимизация методов синтеза разбиений параллельных алгоритмов логического управления в среде РАЕ // Изв. ЮЗГУ. Серия „Управление, вычислительная техника, информатика. Медицинское приборостроение“. № 2. Ч. 1. С. 191—195.
6. Ватутин Э. И., Волобуев С. В., Зотов И. В. Комплексный сравнительный анализ качества разбиений при синтезе логических мультиконтроллеров в условиях присутствия технологических ограничений // Тр. 4-й Междунар. конф. „Параллельные вычисления и задачи управления“ РАСО'08. М.: Ин-т проблем управления им. В. А. Трапезникова РАН, 2008. С. 643—685.
7. Ватутин Э. И. Проблема оценки интенсивности межблочного взаимодействия в задаче нахождения субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // III Междунар. студенческий фестиваль „Образование, наука, производство“. Белгород, 2006.
8. [Электронный ресурс]: <http://ru.wikipedia.org/wiki/Двоичный_поиск>.
9. Ватутин Э. И. Библиотека классов обработки множеств с SIMD-оптимизацией. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2007614221 от 03.08.07.
10. Ватутин Э. И., Зотов И. В., Титов В. С. Алгоритм и устройство выявления изоморфных вхождений R-выражений при построении множества сечений параллельных алгоритмов логического управления // Изв. вузов. Приборостроение. 2009. Т. 52, № 2. С. 37—45.
11. Ватутин Э. И., Зотов И. В., Титов В. С. Выявление изоморфных вхождений R-выражений при построении множества сечений параллельных алгоритмов логического управления // Информационно-измерительные и управляющие системы. 2009. Т. 7, № 11. С. 49—56.
12. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Поиск базового сечения в задаче разбиения параллельных алгоритмов. Курск: КГТУ, 2003. 30 с. Рук. деп. в ВИНТИ 24.11.03 № 2036-B2003.
13. Ватутин Э. И., Титов В. С. Использование добровольных распределенных вычислений на платформе VOINC для анализа качества разбиений граф-схем параллельных алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (РАСО'12). М.: ИПУ РАН, 2012. С. 37—54.

Сведения об авторах

- Эдуард Игоревич Ватутин** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Виталий Семенович Титов** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; заведующий кафедрой; E-mail: titov-kstu@rambler.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

Э. И. ВАТУТИН, М. Е. ЛЕОНОВ

ИСПОЛЬЗОВАНИЕ СМЕЖНОЙ ОКРЕСТНОСТИ ПРИ ЖАДНОМ ПОСЛЕДОВАТЕЛЬНОМ ФОРМИРОВАНИИ БЛОКОВ РАЗБИЕНИЯ ГРАФ-СХЕМ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ АЛГОРИТМОВ

Предложены метод и алгоритм построения разбиений параллельных граф-схем алгоритмов с использованием смежной окрестности вершин текущего блока разбиения в рамках жадного подхода с последовательным формированием блоков. Приведены численные оценки качества получаемых решений.

Ключевые слова: система логического управления, проектирование логических мультиконтроллеров, разбиения, параллельный алгоритм, дискретная комбинаторная оптимизация, эвристические методы.

При проектировании однородных многомодульных мультисистем (логические мультиконтроллеры, однородные вычислительные системы и среды) возникает ряд дискретных оптимизационных задач, одной из них является задача поиска разбиения граф-схемы алгоритма, по которому функционирует система [1, 2]. Данная задача не позволяет отыскать точное (оптимальное) решение для граф-схем алгоритмов, содержащих 20—30 и более вершин ввиду стремительного увеличения числа решений, ограниченного сверху числом Белла [3]. Потому на практике ограничиваются рассмотрением решений, получаемых с использованием эвристических методов за приемлемое время. Разные эвристические методы характеризуются существенно различающимся качеством получаемых решений [4, 5] при различных технологических ограничениях, определяемых элементной базой. Задача поиска субоптимального разбиения является многокритериальной, а методы ее решения характеризуются различным уровнем минимизации частных показателей качества в различных областях пространства ограничений, что не позволяет выделить однозначно лучшего из них. Таким образом, необходима разработка методов, позволяющих получать решения, более близкие к оптимуму в широкой области пространства ограничений.

Неоспоримыми преимуществами последовательных методов [1, 2], в частности, методов, основанных на жадном подходе к поиску решения, являются сравнительно малые затраты вычислительного времени, необходимые для отыскания предположительно оптимального решения, и простота реализации. Жадный подход к синтезу разбиений, используемый, например, в методе С.И. Баранова [6, 7], заключается в том, что для всех нерассмотренных вершин из блока остатков рассчитывается весовая функция

$$f(a_i, A^{(j)}) = k_1 \frac{\Delta X(A^{(j)}, A^{(j+1)})}{X_{\max} - |X(A^{(j+1)})| + 1} + k_2 \frac{\Delta Y(A^{(j)}, A^{(j+1)})}{Y_{\max} - |Y(A^{(j+1)})| + 1} + k_3 \frac{\Delta W(A^{(j)}, A^{(j+1)})}{W_{\max} - W(A^{(j+1)}) + 1}, \quad (1)$$

характеризующая целесообразность включения вершины a_i в блок $A^{(j)}$ (индекс j в данном случае обозначает шаг работы алгоритма). Здесь $A^{(j+1)} = A^{(j)} \cup \{a_i\}$ — выбранный блок разбиения после включения в его состав вершины a_i ; k_1, k_2, k_3 — весовые коэффициенты; $\Delta X(A^{(j)}, A^{(j+1)}) = X(a_i) \setminus X(A^{(j)})$, $\Delta Y(A^{(j)}, A^{(j+1)}) = Y(a_i) \setminus Y(A^{(j)})$, $\Delta W(A^{(j)}, A^{(j+1)}) = W(a_i)$ — приращения частных показателей качества (соответственно числа логических условий, микроопераций и затрат памяти микропрограмм после добавления вершины в блок); $X_{\max}, Y_{\max}, W_{\max}$ — значения технологических ограничений на число принимаемых контрол-

лером сигналов логических условий, выдаваемых микроопераций и емкость памяти контроллера соответственно. Далее из множества всех еще не рассмотренных вершин (блок остатков) \tilde{A} выбирается вершина $a_i \in \tilde{A}$, для которой значение весовой функции (1) минимально и не нарушаются структурные и функциональные ограничения, производится ее включение в блок $A^{(j+1)} := A^{(j)} \cup \{a_i\}$ и исключение из множества нерассмотренных вершин: $\tilde{A} := \tilde{A} \setminus \{a_i\}$. При невозможности включения ни одной из вершин множества \tilde{A} в блок $A^{(j)}$ в множество разбиений $\Gamma = \{A_1, A_2, \dots, A_H\}$ выполняется добавление нового пустого блока разбиения $A_{H+1} = 0$ и процесс рассмотрения вершин из \tilde{A} повторяется. Указанные действия выполняются до тех пор, пока не будет достигнуто $\tilde{A} \neq 0$.

При подобном подходе блоки разбиения формируются последовательно, а наполнение текущего блока $A_H^{(j)}$ осуществляется путем рассмотрения всего множества вершин \tilde{A} . Проведенные вычислительные эксперименты [4, 5] показывают, что в условиях слабых или отсутствующих технологических ограничений такая стратегия имеет ряд преимуществ, однако по мере ужесточения ограничений наблюдается ухудшение ряда показателей качества, что наиболее сильно проявляется в увеличении сложности сети межблочных связей и интенсивности межблочных взаимодействий (до 30 %). Указанного негативного эффекта можно избежать путем преимущественного рассмотрения смежных вершин при формировании очередного блока разбиения. Для этого в множестве \tilde{A} выделяется подмножество $\tilde{A}^* \subseteq \tilde{A}$ смежных с текущим блоком $A_H^{(j)}$ вершин, для которых имеются дуги связи вершин в составе подмножества \tilde{A}^* и вершин в составе блока $A_H^{(j)}$:

$$\exists v_i = (a_{i_1}, a_{i_2}) : \left[(a_{i_1} \in A^{(j)}) \wedge (a_{i_2} \in \tilde{A}^*) \right] \vee \left[(a_{i_1} \in \tilde{A}^*) \wedge (a_{i_2} \in A^{(j)}) \right],$$

и не происходит нарушения ограничений при добавлении вершины в блок. В случае $\tilde{A}^* = 0$ производится рассмотрение вершин из \tilde{A} (рис. 1, крестиками обозначены недопустимые включения).

Алгоритм построения разбиения при подобном подходе можно представить следующим образом.

1. Инициализация. Положить $\Gamma = \{A_1\}$, $A_1 = \{a^{\text{нач}}, a^{\text{кон}}\}$, $\tilde{A} = A^{(0)} \setminus A_1$, $H = 1$.
2. Сформировать множество вершин $\tilde{A}^* \subseteq \tilde{A}$, имеющих дуги связи с текущим блоком разбиения A_H , положить $j = 1$. Если $\tilde{A}^* = \emptyset$, перейти к п. 4.
3. Для всех вершин $a_i \in \tilde{A}^*$ рассчитать значение весовой функции $f(a_i, A_H^{(j)})$, положить $a^{\text{opt}} = \arg \min_{a_i} f(a_i, A_H^{(j)})$, при условии, что не происходит нарушения ограничений:

$$\left| X(A_H^{(j)} \cup \{a_i\}) \right| \leq X_{\max}, \quad \left| Y(A_H^{(j)} \cup \{a_i\}) \right| \leq Y_{\max}, \quad W(A_H^{(j)} \cup \{a_i\}) \leq W_{\max}$$

и $\exists a_k : (a_k \in A_H^{(j)}) \wedge (a_k \omega a_i)$.

4. Если вершина a^{opt} не найдена, для всех вершин $a_i \in \tilde{A}$ рассчитать значение весовой функции $f(a_i, A_H^{(j)})$, положить $a^{\text{opt}} = \arg \min_{a_i} f(a_i, A_H^{(j)})$ при условии, что не происходит нарушения ограничений (см. п. 3).

$\bar{\gamma}(Y)$, \bar{b} — интегрального критерия $\bar{\gamma}(J)$, ограничения отсутствуют. На рис. 3 приведены вероятности получения решения с заданным отклонением: a — для сложности сети межблочных связей $\bar{\gamma}(\alpha)$, \bar{b} — интенсивности межблочных взаимодействий $\bar{\gamma}(\delta)$, $X_{\max} = 10$, $Y_{\max} = \infty$, $W_{\max} = 10$.

Таблица 1

Метод	Показатели качества										
	$\bar{\gamma}(H)$	$\rho(H)$	$\bar{\gamma}(X)$	$\rho(X)$	$\bar{\gamma}(Y)$	$\rho(Y)$	$\bar{\gamma}(\alpha)$	$\rho(\alpha)$	$\bar{\gamma}(\delta)$	$\rho(\delta)$	t , мс
1	14,779	1,0	6,083	0,754	50,645	0,238	40,004	0,827	33,566	0,844	9,172
2	14,779	1,0	6,083	0,754	51,644	0,119	40,035	0,811	33,563	0,853	6,126
3	14,794	0,986	6,714	0,558	47,397	0,808	44,902	0,188	35,382	0,141	16,479

Примечание: $X_{\max} = Y_{\max} = W_{\max} = \infty$; среднее число вершин $N = 100$, объем выборки граф-схем $K = 5000$, время вычислительного эксперимента $t = 8$ мин.

Таблица 2

Метод	Показатели качества										
	$\bar{\gamma}(H)$	$\rho(H)$	$\bar{\gamma}(X)$	$\rho(X)$	$\bar{\gamma}(Y)$	$\rho(Y)$	$\bar{\gamma}(\alpha)$	$\rho(\alpha)$	$\bar{\gamma}(\delta)$	$\rho(\delta)$	t , мс
1	15,882	0,400	10,862	0,203	59,390	0,019	50,364	0,409	40,487	0,168	8,663
2	16,039	0,342	9,396	0,499	54,861	0,292	51,103	0,320	44,984	0,009	4,508
3	15,258	0,889	9,303	0,617	51,815	0,758	50,698	0,414	36,873	0,831	16,028

Примечание: $X_{\max} = 10$, $Y_{\max} = \infty$, $W_{\max} = 10$; $N = 100$, $K = 5000$, $t = 8$ мин.

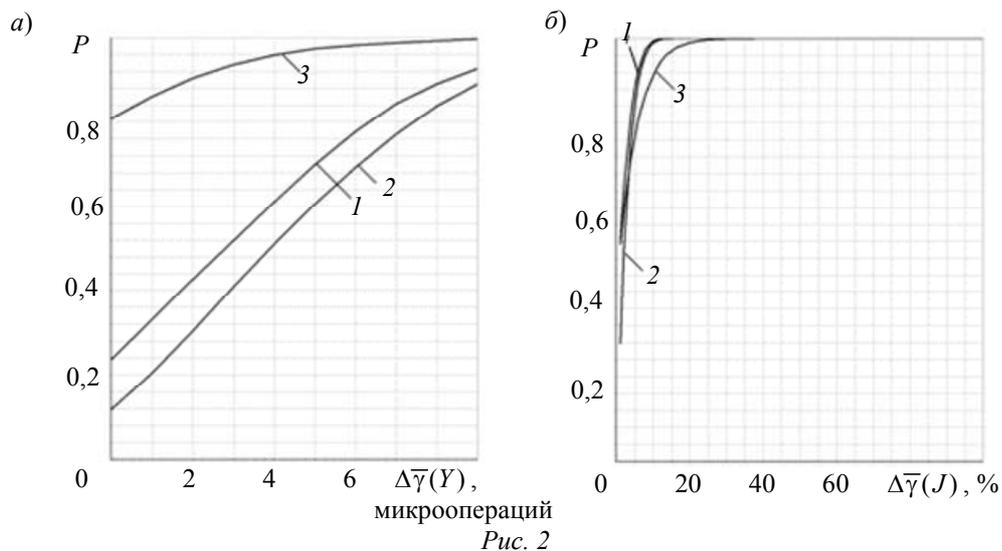


Рис. 2

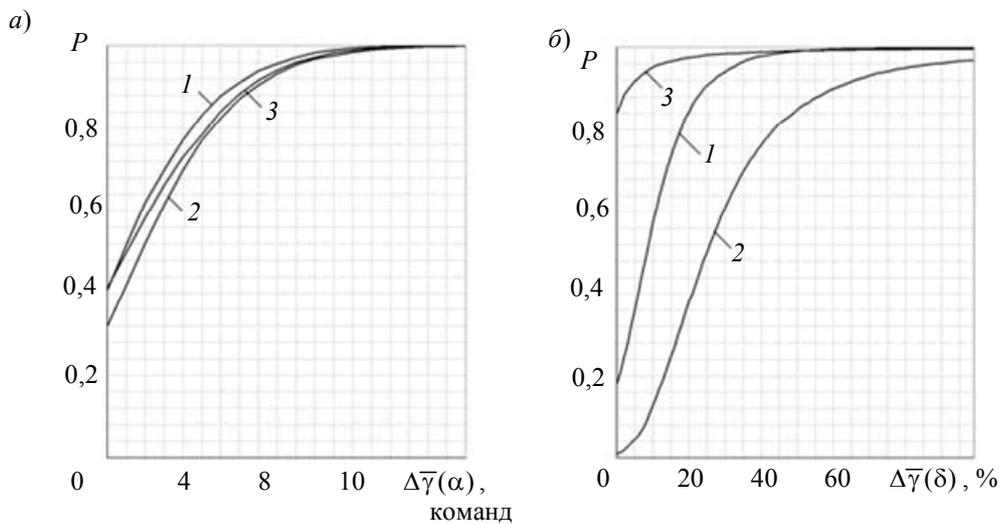


Рис. 3

При отсутствии технологических ограничений предложенный метод демонстрирует практически неизменный уровень минимизации показателей качества по сравнению с методом, основанным на жадном последовательном формировании блоков разбиения (метод С. И. Баранова). Исключение составляет степень минимизации дублирования микроопераций (среднее значение уменьшается с 51,644 до 50,645 (на 2 %) при повышении вероятности получения решения с минимальной степенью дублирования микроопераций с 0,119 до 0,238 (в 2 раза)). При наложении сильных ограничений предложенный метод позволяет несколько улучшить получаемые решения по числу блоков (на 9,8 %), по сложности сети межблочных связей (на 1,4 %) и по интенсивности межблочных взаимодействий (на 10 %) при повышении степени дублирования микроопераций (на 8,2 %) и ухудшении логических условий (на 15,6 %), при этом не достигаются значения параметров качества для разбиений, получаемых с использованием параллельно-последовательного метода [10, 11] (за исключением равенства в пределах погрешности по сложности сети межблочных связей). При этом затраты времени, необходимого на синтез разбиения, увеличиваются в 1,5—2 раза по сравнению с жадным последовательным формированием разбиений, не превышая затрат, требуемых на синтез разбиений с использованием параллельно-последовательного подхода, что приемлемо. В перспективе дальнейших исследований вызывает интерес более полный анализ пространства ограничений с целью выявления зон преимущественного использования предложенного метода. Такой анализ потребует [4, 5] значительно больших временных затрат и ввиду слабой связности задачи может быть эффективно организован с использованием добровольных распределенных вычислений [12].

Работа выполнена в рамках программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России на 2009—2013 годы“ (проект 14.В37.21.0598 „Теоретические основы и методы использования распределенных и высокопроизводительных вычислительных систем для решения дискретных оптимизационных задач“).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Емельянов С. Г., Зотов И. В., Титов В. С. Архитектура параллельных логических мультиконтроллеров. М.: Высш. школа, 2009. 233 с.
2. Ватутин Э. И. Проектирование логических мультиконтроллеров. Синтез разбиений параллельных граф-схем алгоритмов. Saarbrücken: Lambert Academic Publishing, 2011. 292 с.
3. [Электронный ресурс]: <http://ru.wikipedia.org/wiki/Числа_Белла>.
4. Ватутин Э. И., Титов В. С. Сравнение методов синтеза разбиений граф-схем параллельных алгоритмов с использованием двумерных диаграмм // Изв. ЮЗГУ. 2012. № 3 (42). С. 66—74.
5. Ватутин Э. И., Титов В. С. Использование добровольных распределенных вычислений на платформе VOINC для анализа качества разбиений граф-схем параллельных алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (РАСО'12). М.: ИПУ РАН, 2012. С. 37—54.
6. Баранов С. И., Журавина Л. Н., Песчанский В. А. Обобщенный метод декомпозиции граф-схем алгоритмов // АиВТ. 1982. № 5. С. 43—51.
7. Ватутин Э. И. Библиотека функций построения разбиений методом С. И. Баранова с жадным последовательным формированием блоков. Свидетельство о государственной регистрации программы для ЭВМ № 2010612902 от 28.04.10.
8. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Программная система для построения разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Тр. V Междунар. конф. „Идентификация систем и задачи управления (SICPRO'06)“. М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2006. С. 2239—2250.
9. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Визуальная среда синтеза разбиений параллельных алгоритмов логического управления. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2007613222 от 30.07.07.

10. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов // Параллельные вычисления и задачи управления (РАСО'04). М.: Институт проблем управления им. В.А. Трапезникова РАН, 2004. С. 884—917.
11. Ватутин Э. И., Зотов И. В. Параллельно-последовательный метод формирования субоптимальных разбиений параллельных управляющих алгоритмов. Свидетельство об официальной регистрации программы для ЭВМ № 2005613091 от 28.11.05.
12. [Электронный ресурс]: <<http://ru.wikipedia.org/wiki/BOINC>>.

Сведения об авторах

- Эдуард Игоревич Ватутин** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Михаил Евгеньевич Леонов** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: mike_stranger@mail.ru

Рекомендована Юго-Западным государственным университетом

Поступила в редакцию 18.02.13 г.

УДК 681.3

Д. О. БОБЫНЦЕВ, Д. Б. БОРЗОВ, А. П. ТИПИКИН

АНАЛИЗ КАЧЕСТВА РАЗМЕЩЕНИЯ ПАРАЛЛЕЛЬНЫХ ПОДПРОГРАММ В МАТРИЧНЫХ МУЛЬТИКОНТРОЛЛЕРАХ

Рассмотрена проблема размещения параллельных подпрограмм в матричных мультиконтроллерах, по известным критериям проведен сравнительный анализ качества размещения.

Ключевые слова: матричные мультиконтроллеры, планирование размещения задач.

Правильное размещение взаимодействующих подпрограмм по процессорам матричных мультиконтроллеров является важным аспектом параллельной обработки. Неудачное распределение подпрограмм между процессорами приводит к перекрытиям маршрутов транзитной передачи данных, возрастанию коммуникационных задержек и существенному снижению производительности распараллеливания. Для минимизации коммуникационных задержек с помощью программно-аппаратных средств решается задача планирования размещения подпрограмм. Целью настоящей статьи является анализ качества размещения согласно методу, представленному в работе [1].

Математическая постановка задачи размещения подпрограмм описана в работе [1]. Наилучший вариант размещения определяется по алгоритму перестановки строк и столбцов матрицы обмена информацией (МОИ), описывающей граф G взаимодействия подпрограмм. Алгоритм позволяет размещать дуги графа G по каналам наименьшей длины. Минимаксный критерий поиска представлен следующим образом:

$$T_{\beta}^* = \min_{\Psi} \left\{ \max_{\beta_S \in \Psi} \{T_{\beta_S}(p_i, p_j)\} \right\},$$

где $T_{\beta_S}(p_i, p_j)$ — коммуникационная задержка при передаче данных между процессорами p_i и p_j , соответствующая текущему варианту размещения β_S . Значение задержки пропорционально произведению кратчайшего расстояния между данными процессорами на объем передаваемых данных. В настоящей работе выполнен сравнительный анализ минимаксного критерия с другим известным критерием поиска [2] следующего вида:

$$T_{\beta}^* = \min_{\psi} \left\{ \sum_{i=1}^{N^2} T_{\beta_S}(p_i, p_j) \right\}.$$

По данному критерию минимизируется сумма всех задержек. В работе также проведено сравнение минимаксного критерия с представленным в работе [3] минимаксиминным критерием оценки качества размещения, предполагающим анализ перекрытий кратчайших каналов передачи данных по специально создаваемой базе данных избыточных кратчайших путей в мультиконтроллере. База данных создается по матрице смежности физической топологии мультиконтроллера. При размещении по минимаксиминному критерию минимизируется наибольшая из всех минимальных суммарных задержек, соответствующих кратчайшим каналам [3].

Программное моделирование задачи размещения позволяет провести сравнительный анализ данных критериев поиска наилучшего варианта размещения и исследовать влияние на оба критерия латентной составляющей коммуникационной задержки.

Объектом исследования при анализе критериев поиска является матрично-тороидальный 64-процессорный блок 8×8 процессоров.

Исследования проведены на разреженных МОИ, так как они наиболее соответствуют реальным алгоритмам. Графики изменения величины максимальной задержки в процессе поиска по минимаксному критерию представлены на рис. 1, а. Кривая T_{M1} построена для одного из вариантов случайной разреженной МОИ, в каждой строке которой находится не более 10 ненулевых элементов. Видно, что максимальная задержка уменьшилась почти в два раза.

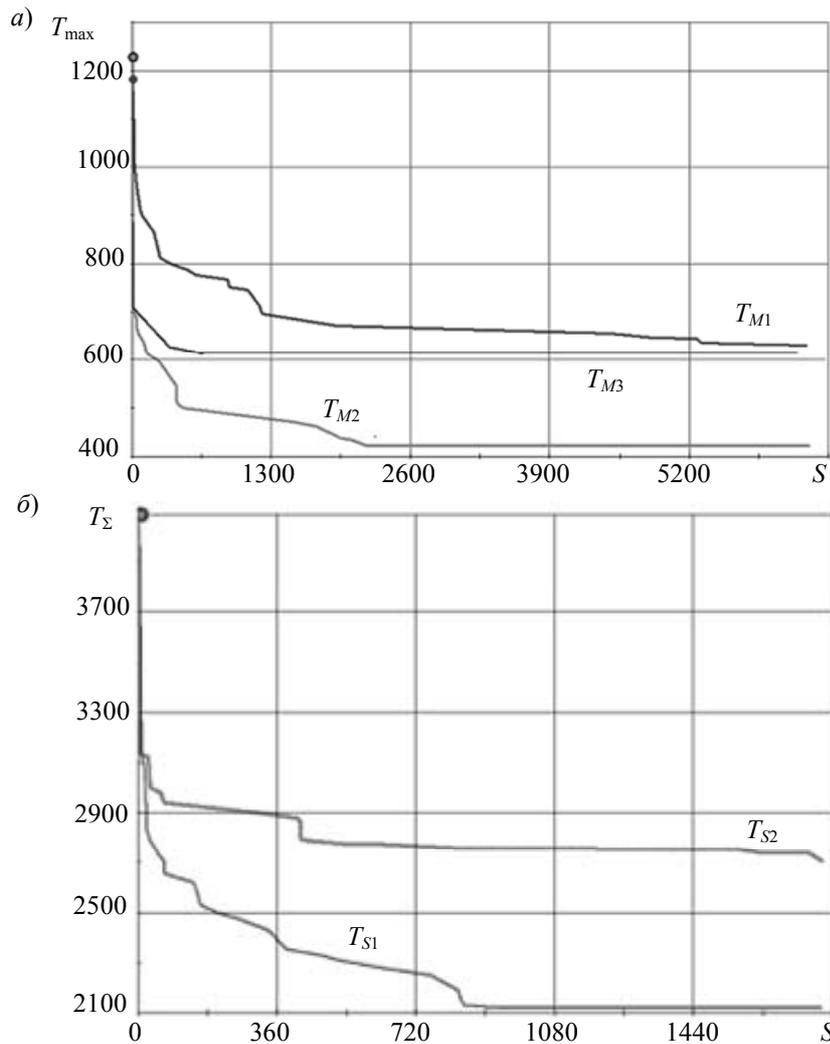


Рис. 1

Согласно кривой T_{M2} , распределение параллельных процедур по процессорам предполагает прямую зависимость объема передаваемых данных от кратчайшего расстояния между процессорами. Коэффициент снижения задержки σ повышается до 3, это позволяет сделать вывод, что существенный эффект при перераспределении по минимаксному критерию достигается при некачественном начальном размещении. Такое начальное размещение является случайным, улучшить его практически нельзя вследствие высокой сложности задачи планирования размещения, следовательно, ее практическое решение разработчиком или программистом системы невозможно. Задача распараллеливания исходного алгоритма также является сложной, а некачественное распараллеливание может вызвать неудачное начальное размещение, что потребует планирования размещения подпрограмм.

Кривая T_{M3} показывает уменьшение максимальной задержки для той же МОИ, по которой построена кривая T_{M2} , но при перераспределении по критерию (1). График показывает, что критерий (1) не гарантирует снижения максимальной задержки до такого уровня, при котором не будет нивелирован выигрыш от распараллеливания алгоритма.

На рис. 1, б представлены графики уменьшения суммарной задержки для МОИ (рис. 1, а, T_{M2} и T_{M3}). Кривая T_{S1} соответствует перераспределению задач по критерию (1). В данном случае снижение суммарной задержки близко к двукратному. По результатам многократных тестов можно сделать вывод, что критерий (1) обеспечивает снижение суммарной задержки не более чем в два раза. Кривая T_{S2} отражает снижение суммарной задержки при перераспределении по минимаксному критерию. Аналогично рис. 1, а в этом случае коэффициент снижения задержки меньше и составляет около 1,5.

Величины задержки T (см. рис. 1) равны значениям произведений кратчайших расстояний и объемов передаваемых данных без учета сомножителя, обратного скорости передачи данных и не влияющего на результаты минимизации [1].

На основании изложенного выше можно сделать вывод, что минимаксный критерий имеет преимущество перед критерием (1), так как позволяет контролировать задержки в каналах передачи данных, что является существенным фактором при оценке выигрыша от распараллеливания алгоритма.

Тестирование минимаксимального критерия на разреженных случайных МОИ не выявляет ожидаемых отличий от минимаксного критерия, и в этом случае $\sigma=2-4$ (рис. 2, а).

Для достижения наилучшего эффекта создается МОИ начального варианта размещения с целенаправленным полным перекрытием одного из кратчайших каналов исследуемой многопроцессорной структуры. Это означает, что ненулевыми элементами МОИ являются только те, которые соответствуют всем перекрытиям одного кратчайшего канала, т.е. всем возможным перекрытиям всех возможных избыточных путей данного канала.

На рис. 2, б представлены графики изменения величины $\sigma=T_{\text{н}}/T$ для трех вариантов МОИ: σ_1 — случайная разреженная матрица (не более 10 ненулевых элементов в каждой строке), σ_2 — перекрытие канала длиной 4, σ_3 — перекрытие канала длиной 7. Графики показывают, что полное перекрытие кратчайшего канала приводит к резкому возрастанию коммуникационной задержки. В результате может быть достигнуто $\sigma=7$ для перекрытия канала длиной 4 и $\sigma=10$ для перекрытия канала длиной 7. Исследовать перекрытие канала длиной 8 нецелесообразно, поскольку анализ базы данных позволяет сделать вывод, что для этого одна из строк МОИ должна иметь все ненулевые элементы, кроме элемента, находящегося на главной диагонали. Это означает полносвязность одной из подпрограмм исходного алгоритма, что в реальных условиях невозможно.

Если на случайной МОИ коэффициент снижения задержки у обоих критериев одинаков, то на МОИ, соответствующей графику σ_3 , т.е. перекрытию канала длиной 7, минимаксный критерий дает коэффициент 2,33. На рис. 2, в и г приведены графики изменения

коммуникационной задержки при размещении по минимаксному и минимаксиминному критериям для описанной выше МОИ.

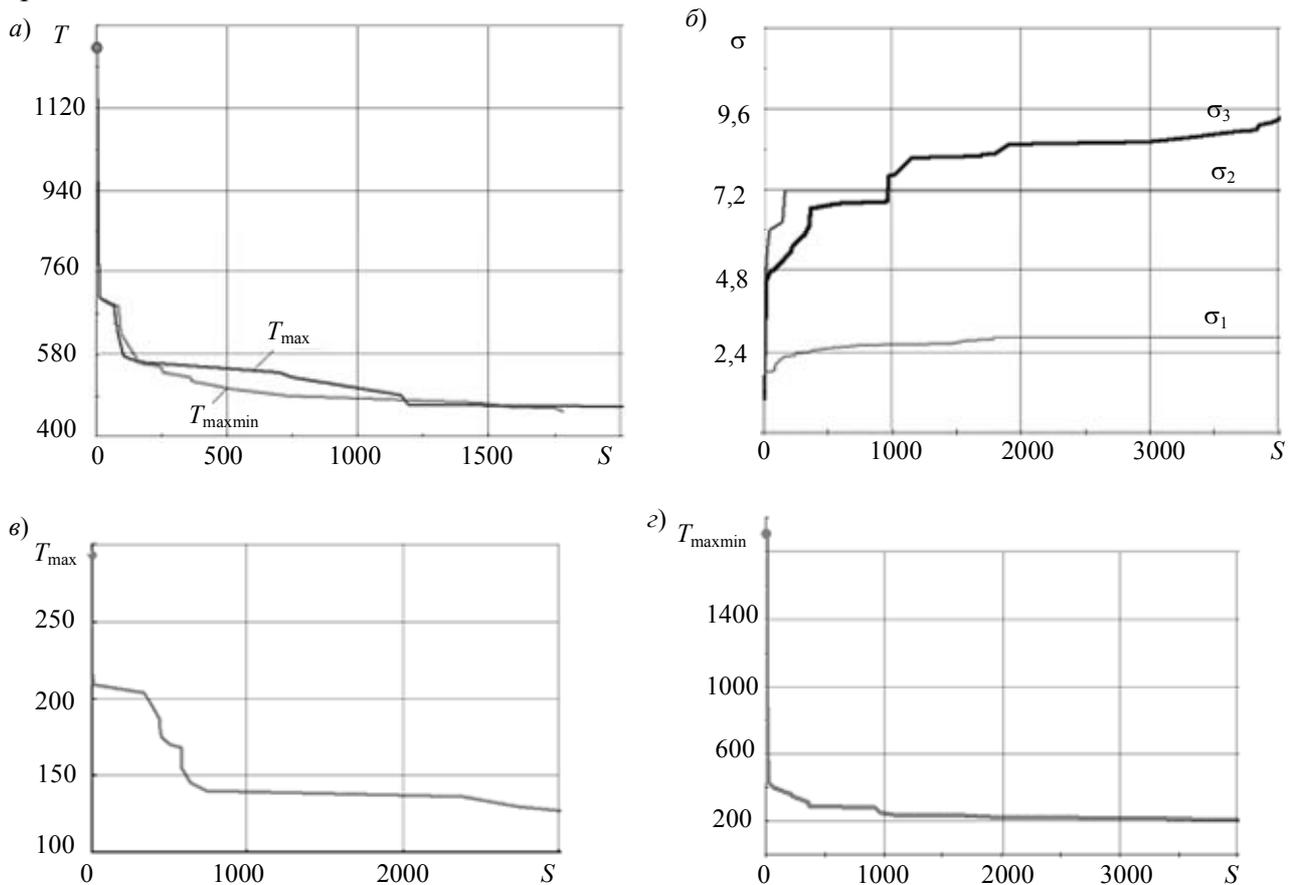


Рис. 2

На основании изложенного можно сделать следующие выводы.

1. Минимаксный критерий гарантирует снижение задержки до приемлемого уровня, при котором не будет нивелирован выигрыш от распараллеливания задач, если латентная составляющая задержки не превышает значение задержки в линии связи между процессорами.

2. Минимаксиминный критерий имеет преимущество в точности оценки качества размещения перед минимаксным, не учитывающим возможные перекрытия каналов передачи данных и, следовательно, не обеспечивающим точную оценку качества размещения, требуемого для дальнейшей маршрутизации.

3. При полном перекрытии одного из кратчайших каналов начальная задержка резко возрастает, что усиливает эффект от применения минимаксиминного критерия благодаря возрастанию коэффициента снижения задержки до 10.

Работа выполнена в рамках программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России на 2009—2013 годы“ (проект 14.В37.21.0598).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Борзов Д. Б., Мараят Б. И. Методика планирования размещения задач в матрично-торроидальных базовых блоках кластерных мультиконтроллеров. Деп. в ВИНТИ 18.07.06 г., №961-В 2006.
2. Курейчик В. М., Глушань В. М., Щербаков Л. И. Комбинаторные аппаратные модели и алгоритмы в САПР. М.: Радио и связь, 1990. 216 с.
3. Бобынцев Д. О., Борзов Д. Б. Минимаксиминный критерий оценки качества размещения параллельных подпрограмм в матричных мультиконтроллерах // Изв. ЮЗГУ. 2012. № 2. Ч. 1. С. 27—31.

Сведения об авторах

- Денис Олегович Бобынцев** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: daniel8728@yandex.ru
- Дмитрий Борисович Борзов** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: borzovdb@kursknet.ru
- Александр Петрович Типикин** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

УДК 681.3

Д. Б. БОРЗОВ, Ю. В. СОКОЛОВА, В. В. МИНАЙЛОВ

ПЕРЕРАСПРЕДЕЛЕНИЕ ПОДПРОГРАММ В ОТКАЗОУСТОЙЧИВЫХ МУЛЬТИПРОЦЕССОРНЫХ СИСТЕМАХ

Рассмотрена проблема отказа процессора в мультипроцессорных системах, обоснована необходимость перераспределения подпрограмм с учетом отказавших процессоров системы, показана возможность отказа межпроцессорных линков. Предложен алгоритм отказоустойчивого перераспределения при отказе процессора системы.

Ключевые слова: мультипроцессор, отказ, алгоритм, планирование, размещение.

В настоящее время все большее распространение получают отказоустойчивые мультикомпьютеры [1]. В случае отказа одного из процессоров и/или процессорных связей правильное функционирование быстро восстанавливается путем реконфигурации структуры с отключением неисправного процессора и обхода неисправной процессорной связи. Как показано в статье [2], значительно изменяется топология многопроцессорной системы и требуется перераспределение назначенных ранее подпрограмм. В настоящей работе в продолжение исследований [3, 4] предлагается вариант решения данной задачи.

Множество реализуемых в мультикомпьютере подпрограмм описывается графом взаимодействия задач $G = (X, E)$, где

$$X = \left\{ \begin{array}{cccccc} x_{1.1} & x_{1.2} & \dots & x_{1.v} & \dots & x_{1.n} \\ x_{2.1} & x_{2.2} & \dots & x_{2.v} & \dots & x_{2.n} \\ \dots & & & & & \\ x_{q.1} & x_{q.1} & \dots & x_{q.v} & \dots & x_{q.n} \\ \dots & & & & & \\ x_{n.1} & x_{n.2} & \dots & x_{n.v} & \dots & x_{n.n} \end{array} \right\}$$

— множество вершин, соответствующих отдельным подпрограммам, а $e_{ij} \in E$ — множество дуг, или связей, между ними при $i, j = (q-1)n + k$, которые определяются объемами данных (в байтах) m_{ij} и передаются между подзадачами, описываемыми матрицей смежности

$M = \|m_{ij}\|_{N \times |E|}$, где $N = |X|$. Множество вершин X упорядочим в виде матрицы, согласно топологической структуре мультимпьютера.

Мультимпьютер описывается топологической моделью в виде графа $H = (P_1, V)$ ($\{p_1\} \in P_1$ соответствуют процессорным модулям), а $\{v\} \in V$ — множеством ребер, соответствующих межмодульным связям. Разобьем множество P на два непересекающихся подмножества: $P_1 = P \cup L$, где $\{p_1\}$ — множество основных, а $\{l_1\} \in L$ — множество резервных процессоров. Идентификаторы процессоров множества P упорядочим в виде матрицы $P = \|p_{ij}\|_{n \times n}$, где $n = |P|$. Множество резерва L представим в виде матрицы $L = \|l_{ij}\|_{n \times n}$.

С учетом введенного представления множество P_1 в общем случае будет иметь следующий вид (рис. 1):

$$\begin{pmatrix} p_{1.1} & l_{1.1} & p_{1.2} & l_{1.2} & \dots & p_{1.v} & l_{1.v} & \dots & p_{1.n} & l_{1.n} \\ p_{2.1} & l_{2.1} & p_{2.2} & l_{2.2} & \dots & p_{2.v} & l_{2.v} & \dots & p_{2.n} & l_{2.n} \\ \dots & & & & & & & & & \\ p_{q.1} & l_{q.1} & p_{q.2} & l_{q.2} & \dots & p_{q.v} & l_{q.v} & \dots & p_{q.n} & l_{q.n} \\ \dots & & & & & & & & & \\ p_{n.1} & l_{n.1} & p_{n.2} & l_{n.2} & \dots & p_{n.v} & l_{n.v} & \dots & p_{n.n} & l_{n.n} \end{pmatrix}, \quad (1)$$

где $v = \overline{1, n}$, $q = \overline{1, n}$.

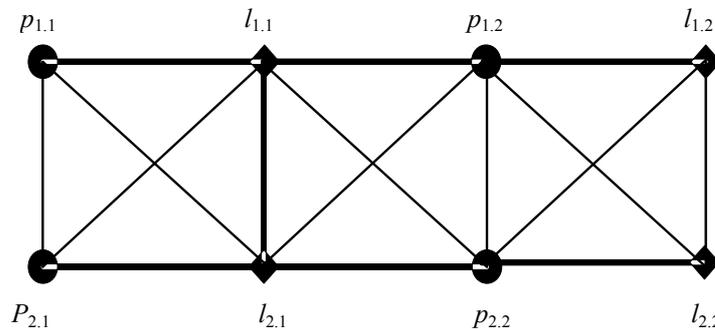


Рис. 1

Для описания множества значений длины d_{ij} кратчайших маршрутов передачи данных введем матрицу минимальных расстояний (ММР) $D = \|d_{ij}\|_{N \times N}$, $N = n^2 = |P|$, которую можно построить по матрице смежности:

$$D = \begin{pmatrix} d_{1,1} & d_{1,2} & \dots & d_{1,n} \\ d_{2,1} & d_{2,2} & \dots & d_{2,n} \\ \dots & & & \\ d_{n,1} & d_{n,2} & \dots & d_{n,n} \end{pmatrix}. \quad (2)$$

Тогда размещение в мультимпьютере пакета подпрограмм, описываемых графом G , может быть аналитически описано отображением:

$$X_s \rightarrow P_1 = \left\{ \begin{matrix} x_{s_{1,1}} & x_{s_{1,2}} & \dots & x_{s_{1,v}} & \dots & x_{s_{1,n}} \\ x_{s_{2,1}} & x_{s_{2,2}} & \dots & x_{s_{2,v}} & \dots & x_{s_{2,n}} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{s_{q,1}} & x_{s_{q,1}} & \dots & x_{s_{q,v}} & \dots & x_{s_{q,n}} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{s_{n,1}} & x_{s_{n,2}} & \dots & x_{s_{n,v}} & \dots & x_{s_{n,n}} \end{matrix} \right\} \rightarrow$$

$$\rightarrow \left[\begin{matrix} p_{1,1} & l_{1,1} & p_{1,2} & l_{1,2} & \dots & p_{1,v} & l_{1,v} & \dots & p_{1,n} & l_{1,n} \\ p_{2,1} & l_{2,1} & p_{2,2} & l_{2,2} & \dots & p_{2,v} & l_{2,v} & \dots & p_{2,n} & l_{2,n} \\ \dots & \dots \\ p_{q,1} & l_{q,1} & p_{q,2} & l_{q,2} & \dots & p_{q,v} & l_{q,v} & \dots & p_{q,n} & l_{q,n} \\ \dots & \dots \\ p_{n,1} & l_{n,1} & p_{n,2} & l_{n,2} & \dots & p_{n,v} & l_{n,v} & \dots & p_{n,n} & l_{n,n} \end{matrix} \right], \quad (3)$$

где s — номер варианта размещения задач $\{x_{qk}\}$ по процессорным модулям $\{P_{qv}\}$, $s = \overline{1, N!}$, символ „ \rightarrow “ означает отображение одной из вершин графа G на один из процессоров P . Мощность множества всевозможных отображений $\Psi = \{\beta_s\}$ равна числу перестановок задач $\{x_{qv}\}$ в матрице X : $|\Psi| = N!$.

В случае отказа, например, процессора $p_{\alpha,\beta}$ ($\alpha = \overline{1, n}$, $\beta = \overline{1, n}$) размещение задач, описываемых графом G , может быть описано отображением

$$X_s \rightarrow P_1 = \left\{ \begin{matrix} x_{s_{1,1}} & x_{s_{1,2}} & \dots & x_{s_{1,v}} & \dots & x_{s_{1,n}} \\ x_{s_{2,1}} & x_{s_{2,2}} & \dots & x_{s_{2,v}} & \dots & x_{s_{2,n}} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{s_{q,1}} & x_{s_{q,1}} & \dots & x_{s_{q,v}} & \dots & x_{s_{q,n}} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{s_{n,1}} & x_{s_{n,2}} & \dots & x_{s_{n,v}} & \dots & x_{s_{n,n}} \end{matrix} \right\} \rightarrow$$

$$\rightarrow \left[\begin{matrix} p_{1,1} & l_{1,1} & \boxtimes & l_{1,2} & \dots & p_{1,v} & l_{1,v} & \dots & p_{1,n} & l_{1,n} \\ p_{2,1} & l_{2,1} & p_{2,2} & l_{2,2} & \dots & p_{2,v} & l_{2,v} & \dots & p_{2,n} & l_{2,n} \\ \dots & \dots \\ p_{q,1} & l_{q,1} & p_{q,2} & l_{q,2} & \dots & p_{q,v} & l_{q,v} & \dots & p_{q,n} & l_{q,n} \\ \dots & \dots \\ p_{n,1} & l_{n,1} & p_{n,2} & l_{n,2} & \dots & p_{n,v} & l_{n,v} & \dots & p_{n,n} & l_{n,n} \end{matrix} \right]. \quad (4)$$

В данном случае при отказе процессорного модуля $p_{1,2}$ необходимо оперативно его заместить резервным процессором $l_{1,2}$. Такая замена ведет к изменению значений в ММР. При этом изменяется матричная организация мультикомпьютера (рис. 2), а матрица ММР принимает вид:

$$D = \begin{vmatrix} 0 & 2 & 1 & 4 \\ 2 & 0 & 3 & 1 \\ 1 & 3 & 0 & 2 \\ 4 & 2 & 3 & 0 \end{vmatrix}.$$

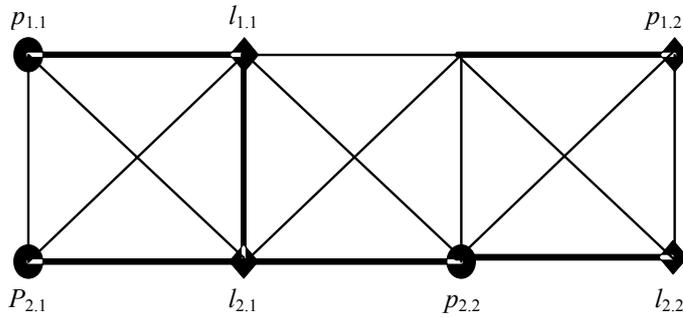


Рис. 2

В этом случае размещение задач с учетом замены основного процессора резервным может быть описано отображением:

$$X_s \rightarrow P_1 = \left\{ \begin{matrix} x_{s_{1,1}} & x_{s_{1,2}} & \dots & x_{s_{1,v}} & \dots & x_{s_{1,n}} \\ x_{s_{2,1}} & x_{s_{2,2}} & \dots & x_{s_{2,v}} & \dots & x_{s_{2,n}} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{s_{q,1}} & x_{s_{q,1}} & \dots & x_{s_{q,v}} & \dots & x_{s_{q,n}} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ x_{s_{n,1}} & x_{s_{n,2}} & \dots & x_{s_{n,v}} & \dots & x_{s_{n,n}} \end{matrix} \right\} \rightarrow$$

$$\rightarrow \begin{vmatrix} p_{1,1} & l_{1,1} & \boxtimes & p_{1,2} & \dots & p_{1,v} & l_{1,v} & \dots & p_{1,n} & l_{1,n} \\ p_{2,1} & l_{2,1} & p_{2,2} & l_{2,2} & \dots & p_{2,v} & l_{2,v} & \dots & p_{2,n} & l_{2,n} \\ \dots & \dots \\ p_{q,1} & l_{q,1} & p_{q,2} & l_{q,2} & \dots & p_{q,v} & l_{q,v} & \dots & p_{q,n} & l_{q,n} \\ \dots & \dots \\ p_{n,1} & l_{n,1} & p_{n,2} & l_{n,2} & \dots & p_{n,v} & l_{n,v} & \dots & p_{n,n} & l_{n,n} \end{vmatrix}. \tag{5}$$

Пусть матрица

$$Z = \left\{ \begin{matrix} z_{1,1} & z_{1,2} & \dots & z_{1,v} & \dots & z_{1,n} \\ z_{2,1} & z_{2,2} & \dots & z_{2,v} & \dots & z_{2,n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ z_{q,1} & z_{q,1} & \dots & z_{q,v} & \dots & z_{q,n} \\ \dots & \dots & \dots & \dots & \dots & \dots \\ z_{n,1} & z_{n,2} & \dots & z_{n,v} & \dots & z_{n,n} \end{matrix} \right\}$$

объединяет тэги, отражающие состояние процессоров $p_{q,v} \in P_1$:

$$z_{\alpha,\beta} = \begin{cases} 1, & \text{если } p_{q,v} \text{ неисправен;} \\ 0, & \text{если } p_{q,v} \text{ исправен,} \end{cases}$$

где $\alpha = \overline{1, n}$; $\beta = \overline{1, n}$.

Пусть матрица

$$\Theta = \begin{Bmatrix} \Theta_{1,1} & \Theta_{1,2} & \dots & \Theta_{1,n} \\ \Theta_{2,1} & \Theta_{2,2} & \dots & \Theta_{2,n} \\ \dots & & & \\ \Theta_{n,1} & \Theta_{n,2} & \dots & \Theta_{n,n} \end{Bmatrix}$$

содержит тэги, показывающие работоспособность и занятость резервных процессоров $l_{i,j}$ ($i = \overline{1, n}$; $j = \overline{1, n}$). При этом

$$\Theta_{\alpha,\beta} = \begin{cases} 1, & \text{если } \Theta_{q,v} \text{ неисправен и/или занят;} \\ 0, & \text{если } \Theta_{q,v} \text{ исправен,} \end{cases}$$

где $\alpha = \overline{1, n}$; $\beta = \overline{1, n}$.

В случае отказа линка $p_{l,q,v}$ ($q = \overline{1, n}$; $v = \overline{1, n}$; $l = \overline{1, n}$) между процессорами $p_{q,v}$ и $v = \overline{1, n}$ ($q = \overline{1, n}$; $v = \overline{1, n}$) нарушаются маршруты передач данных и необходимо найти кратчайший путь обхода. Для этого можно воспользоваться алгоритмом Дейкстры, применив его локально.

Вышеизложенное позволяет составить обобщенный алгоритм замены отказавшего процессора резервным и найти кратчайший маршрут при отказе межпроцессорной связи.

1. Ввести матрицу смежности.
2. Ввести матрицу расстояний.
3. Ввести матрицу исправности основных процессоров.
4. Ввести матрицу исправности резервных процессоров.
5. Ввести матрицу обхода 1.
6. Ввести матрицу обхода 2.
7. Если отказал основной процессор, то в матрице резервных процессоров искать ближайший свободный резервный процессор.
8. Если резервный процессор найден, то переназначить неисправный процессор на соответствующий резервный, иначе п. 7.
9. Выполнить поиск свободного резервного процессора и ввести матрицу обхода 2, иначе необходима полная замена матрицы процессоров.
10. Выполнить перераспределение подпрограмм по [2].
11. Если отказал линк, то начальной точкой обхода принять процессор $p_{q,v}$, а конечной — $p_{q+1,v+1}$ ($q = \overline{1, n}$; $v = \overline{1, n}$).
12. Применить алгоритм Дейкстры для начальной и конечной точек обхода.
13. Ввести переменные a, b , в которых хранится объем передаваемой информации.
14. Ввести два динамических массива $c[i]$, $d[i]$; первоначально переменные имеют одинаковые значения.
15. Ввести массивы $k[1,i] := 0$; $l[1,j] := 0$.
16. В качестве исходной точки взять i -й процессор и установить ему метку 0.
17. Методом перебора искать всевозможные пути до конечной точки обхода, суммируя объем передаваемой информации.
18. Запомнить найденный путь в массиве $d[i]$; $a := \min\{a, b\}$; $c[i] := d[i]$.
19. Повторить п. 18 для всех остальных путей.
20. По найденному маршруту в матрицу смежности добавить необходимое количество байтов.

В дальнейших исследованиях планируется формализация предложенной методики и алгоритма, а также разработка аппаратной схемы устройства перераспределения для систем высокой готовности.

Работа выполнена в рамках программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России на 2009—2013 годы“ (проект 14.В37.21.0598).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Зотов И. В. Организация и синтез микропрограммных мультимикроконтроллеров. Курск: Изд-во „Курск“, 1999. 368 с.
2. Борзов Д. Б. Метод оперативного перераспределения задач в отказоустойчивых логических мультимикроконтроллерах // Нейрокомпьютеры: разработка, применение. 2010. № 1. С. 29—33.
3. Борзов Д. Б., Соколова Ю. В. Методика перераспределения подпрограмм в отказоустойчивых мультимикрокомпьютерах // Сб. тр. XVIII Междунар. науч.-техн. конф. „Машиностроение и техносфера XXI века“. Донецк, 2011. Т. 1. С. 90—93.
4. Борзов Д. Б., Соколова Ю. В. Перераспределение подпрограмм в отказоустойчивых мультимикрокомпьютерах при отказе связей // Сб. матер. X Междунар. науч.-техн. конф. „Опико-электронные приборы и устройства в системах распознавания образов, обработки изображений и символьной информации. Распознавание 2012“. Курск, 2012. С. 238—240.

Сведения об авторах

- Дмитрий Борисович Борзов** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: borzovdb@kursknet.ru
- Юлия Васильевна Соколова** — Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; преподаватель; E-mail: jv.sokolova@mail.ru
- Виктор Викторович Минайлов** — Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; преподаватель; E-mail: gkrtuip2@mail.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

УДК 004.272.3+004.052.2

Р. В. БРЕДИХИН, НЬЯН ЛИН, И. В. ЗОТОВ

ОБ ОРГАНИЗАЦИИ ВСТРОЕННОГО АППАРАТНОГО ВЗАИМОКОНТРОЛЯ В ЛОГИЧЕСКИХ МУЛЬТИКОНТРОЛЛЕРАХ

Сформулированы принципы организации встроенного аппаратного контроля матричных логических мультимикроконтроллеров с целью оперативного выявления отказавших модулей на основе периодической взаимной проверки соседних модулей и формирования решения об отказе с использованием мажоритарной операции.

Ключевые слова: логические мультимикроконтроллеры, надежность, отказоустойчивость, аппаратный контроль, взаимный контроль, мажоритарная операция.

Логические мультимикроконтроллеры (ЛМК) перспективны для реализации параллельных систем логического управления [1]. В условиях стремительного роста сложности ЛМК и выполняемых ими управляющих алгоритмов особую важность приобретает задача обеспечения надежности мультимикроконтроллеров. В мультимикроконтроллере, содержащем сотни и тысячи моду-

лей, высока вероятность возникновения локальных отказов, а в случае СБИС-реализации возможны технологические дефекты.

Анализ показывает, что применение известных методов контроля и диагностики вычислительных устройств и повышения надежности за счет введения различных видов избыточности [2—5] в мультиконтроллерах затруднительно. В частности, трудности представляет задача оперативной локализации отказавших модулей. Известные методы ее решения базируются на использовании внешних средств оперативного контроля, которые фактически становятся дополнительным источником ненадежности мультиконтроллера [6—8].

Таким образом, возникает проблемная ситуация, связанная с отсутствием научных подходов к организации контроля ЛМК, позволяющих оперативно получать данные о текущем распределении отказавших модулей в физической структуре мультиконтроллера и учитывать их при передаче данных между работоспособными модулями. Отсутствие оперативных данных о распределении отказов и дефектов в ЛМК делает практически невозможным эффективное использование имеющихся методов и средств реконфигурации логической структуры ЛМК и отказоустойчивого управления передачей данных и координирующих сигналов.

В настоящей статье рассматриваются особенности организации аппаратного контроля логических мультиконтроллеров без использования внешних контролирующих средств (так называемый взаимоконтроль), позволяющие оперативно выявлять отказавшие модули (контроллеры).

Принципы организации аппаратного межмодульного взаимоконтроля мультиконтроллеров. Особенность предлагаемого подхода заключается в использовании схемного контроля коммуникационных средств каждого модуля расположенными рядом модулями (соседями) в топологической структуре мультиконтроллера. Ограничимся d -мерной матричной топологией ($d \geq 2$). Множество „контролирующих соседей“ каждого модуля зависит от значения d , его мощность должна быть нечетной и составлять не менее 3. К значениям (признакам), полученным всеми контролирующими соседями, применяется мажоритарная операция, формирующая окончательный результат контроля.

Описанная схема контроля позволяет каждому модулю одновременно проверять работоспособность нескольких соседей. Операции взаимного контроля модулей выполняются параллельно во времени, при этом сигнал о переходе модуля в неработоспособное состояние одновременно передается всем его физическим соседям, что позволяет оперативно ввести запрет на передачу данных через отказавший модуль.

Основным преимуществом взаимного контроля перед другими способами локализации отказов в матричном ЛМК является сохранение конструктивной однородности, распределенности и децентрализованности мультиконтроллера. Механизм взаимоконтроля позволяет косвенно проверять работоспособность самих схем контроля. Если, например, одна из схем выдает некорректные результаты, то контролируемый модуль не будет ошибочно признан дефектным, поскольку результирующий сигнал об отказе формируется мажоритарной операцией по большинству совпадений на множестве контролирующих соседей. Еще одно преимущество заключается в отсутствии необходимости обмена признаками состояния контролируемых модулей через коммуникационную среду, что положительно сказывается на ее пропускной способности, а следовательно, и на производительности мультиконтроллера.

Формирование множеств контролируемых и контролирующих соседей. Одной из основных задач организации межмодульного взаимоконтроля в ЛМК является выбор множеств контролируемых и контролирующих соседей для каждого модуля.

Определим правила формирования указанных множеств для случая двумерной матричной топологии и затем обобщим результаты на d -мерный случай. Пусть $U = \{u_{xy}\}$ — множество модулей мультиконтроллера, где x и y — координаты (индексы) модуля в матрице

соответственно по горизонтали и вертикали, отсчитываемые от ее левого нижнего угла, $x = \overline{0, n-1}$, $y = \overline{0, m-1}$, m и n — число строк и столбцов матрицы соответственно. Обозначим через C_{xy} и K_{xy} множества контролируемых и контролирующих соседей модуля u_{xy} , соответственно. Тогда для произвольных $x \in \{0, 1, \dots, n-1\}$, $y \in \{0, 1, \dots, m-1\}$ будут справедливы следующие правила:

$$C_{xy} = \begin{cases} \{u_{0y}, u_{x0}, u_{00}\} & \text{при } (x = n-1) \wedge (y = m-1); \\ \{u_{0y}, u_{0(y+1)}, u_{x(y+1)}\} & \text{при } (x = n-1) \wedge (y < m-1); \\ \{u_{(x+1)y}, u_{(x+1)0}, u_{x0}\} & \text{при } (x < n-1) \wedge (y = m-1); \\ \{u_{(x+1)y}, u_{(x+1)(y+1)}, u_{x(y+1)}\} & \text{иначе,} \end{cases} \quad (1)$$

$$K_{xy} = \begin{cases} \{u_{x(m-1)}, u_{(n-1)(m-1)}, u_{(n-1)y}\} & \text{при } (x = 0) \wedge (y = 0); \\ \{u_{x(m-1)}, u_{(x-1)(m-1)}, u_{(x-1)y}\} & \text{при } (x > 0) \wedge (y = 0); \\ \{u_{x(y-1)}, u_{(n-1)(y-1)}, u_{(n-1)y}\} & \text{при } (x = 0) \wedge (y > 0); \\ \{u_{x(y-1)}, u_{(x-1)(y-1)}, u_{(x-1)y}\} & \text{иначе.} \end{cases} \quad (2)$$

Рис. 1 и 2 иллюстрируют правила формирования множеств C_{xy} и K_{xy} согласно формулам (1) и (2). Модули ЛМК изображены в виде квадратов (связи между ними не показаны), множества C_{xy} и K_{xy} выделены жирными линиями и показаны штриховкой, сплошной заливкой выделены модули, для которых формируются множества контролируемых и контролирующих соседей.

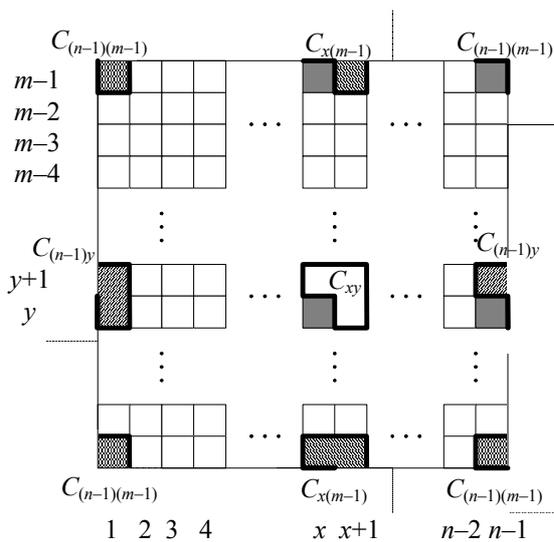


Рис. 1

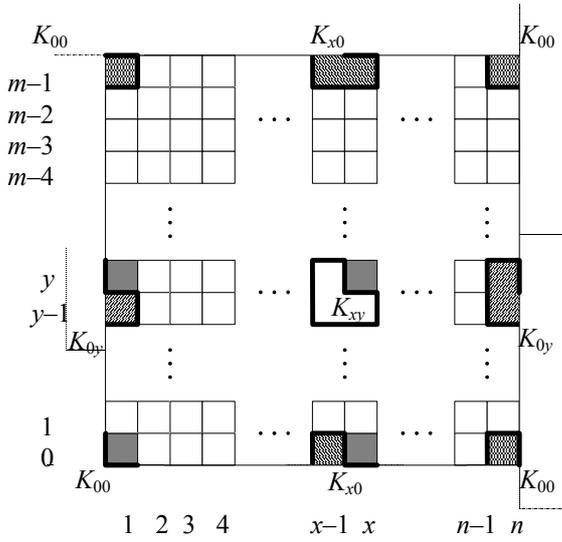


Рис. 2

Правила (1) и (2) легко обобщаются на d -мерные матричные топологии. Так, для трехмерной матрицы (учитывая очевидные соотношения между координатами модулей, расположенных на краях матрицы) правила (1) и (2) можно записать так:

$$C_{xyz} = \left\{ \begin{array}{l} u_{(x+1) \bmod n, y, z}, u_{x, (y+1) \bmod m, z}, u_{x, y, (z+1) \bmod p}, u_{(x+1) \bmod n, (y+1) \bmod m, z}, \\ u_{(x+1) \bmod n, y, (z+1) \bmod p}, u_{x, (y+1) \bmod m, (z+1) \bmod p}, u_{(x+1) \bmod n, (y+1) \bmod m, (z+1) \bmod p}, \end{array} \right\} \quad (3)$$

$$K_{xyz} = \left\{ \begin{array}{l} u_{(x+(1-\text{sign}(x))n-1), y, z}, u_{x, (y+(1-\text{sign}(y))m-1), z}, u_{x, y, (z+(1-\text{sign}(z))p-1)}, \\ u_{(x+(1-\text{sign}(x))n-1), (y+(1-\text{sign}(y))m-1), z}, u_{(x+(1-\text{sign}(x))n-1), y, (z+(1-\text{sign}(z))p-1)}, \\ u_{x, (y+(1-\text{sign}(y))m-1), (z+(1-\text{sign}(z))p-1)}, u_{(x+(1-\text{sign}(x))n-1), (y+(1-\text{sign}(y))m-1), (z+(1-\text{sign}(z))p-1)}, \end{array} \right\} \quad (4)$$

где m, n, p — размерность матрицы в направлениях X, Y и Z соответственно.

Аналогичным образом можно получить выражения для формирования множеств контролируемых и контролирующих соседей в случае d -мерной матрицы ($C_{x_1 x_2 \dots x_d}$ и $K_{x_1 x_2 \dots x_d}$). При этом необходимо учесть количество простых (x, y, z) и сложных ($(x+1) \bmod n, (x+(1-\text{sign}(x))n-1)$) индексов и их возможные сочетания в нумерации модулей. Можно показать, что

$$|C_{x_1 x_2 \dots x_d}| = |K_{x_1 x_2 \dots x_d}| = d(d-1) + 1. \quad (5)$$

Согласно формуле (5), у каждого модуля нечетное число контролирующих соседей, что позволяет вне зависимости от размерности матрицы с помощью мажоритарной операции над сигналами от контролирующих модулей формировать результирующий сигнал об отказе модуля. В двумерной матрице число контролирующих соседей минимально: $|K_{xy}| = 3$, в трехмерной — $|K_{xyz}| = 7$.

Определение межмодульных связей для организации взаимоконтроля. Определение множества связей, обеспечивающих межмодульный взаимоконтроль, осуществляется в соответствии с правилами (1)—(4). Каждый модуль $u_{x_1 x_2 \dots x_d}$ должен иметь $|C_{x_1 x_2 \dots x_d}|$ двунаправленных связей для передачи команд тестирования контролируемым соседям и получения результатов, $|K_{x_1 x_2 \dots x_d}|$ двунаправленных связей для приема таких команд от контролирующих соседей и передачи им результатов, $|K_{x_1 x_2 \dots x_d}|$ входных связей для приема признаков работоспособности от контролирующих соседей и $2d$ выходных связей для передачи обобщенного признака работоспособности данного модуля всем соседним модулям.

На рис. 3 представлена конфигурация указанных связей для двумерного матричного ЛМК. Здесь через $T_{x'y'}^{xy}$ обозначены потоки команд тестирования и результатов, передаваемых между модулями u_{xy} и $u_{x'y'}$ (u_{xy} в данном случае является контролирующим, а $u_{x'y'}$ — контролируемым); $\phi_{x'y'}^{xy}$ — признак работоспособности модуля $u_{x'y'}$, формируемый модулем u_{xy} ; ϕ_{xy} — обобщенный признак работоспособности модуля u_{xy} ; БКС — блок контроля соседей, обеспечивающий выдачу команд тестирования, анализ результатов и формирование признаков $\phi_{x'y'}^{xy}$. Значения признаков $\phi_{x'y'}^{xy}$ и ϕ_{xy} определяются следующим образом:

$$\begin{aligned} \phi_{x'y'}^{xy} &= 1, \text{ если модуль } u_{xy} \text{ „считает“ модуль } u_{x'y'} \text{ работоспособным, и } \phi_{x'y'}^{xy} = 0 \text{ иначе;} \\ \phi_{xy} &= \# \left(\phi_{(x+(1-\text{sign}(x))n-1), y}^{xy}, \phi_{(x+(1-\text{sign}(x))n-1), (y+(1-\text{sign}(y))m-1)}^{xy}, \phi_{x, (y+(1-\text{sign}(y))m-1)}^{xy} \right), \end{aligned}$$

где # — символ мажоритарной операции; при $\varphi_{xy} = 1$ модуль u_{xy} рассматривается как работоспособный, а при $\varphi_{xy} = 0$ — как отказавший.

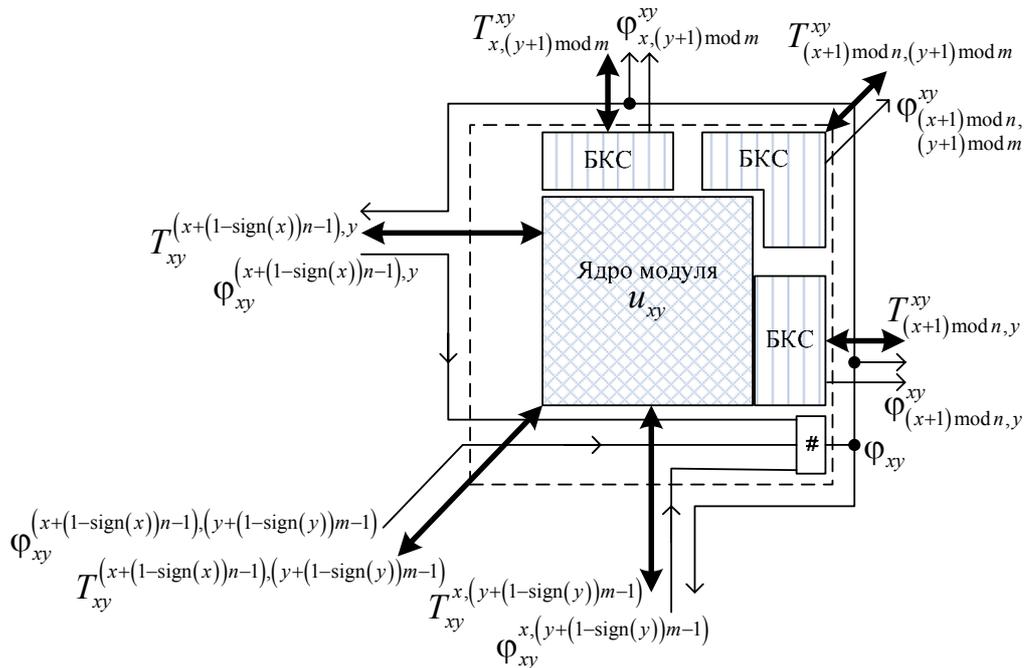


Рис. 3

Заключение. Описанная организация аппаратного взаимного контроля обеспечивает возможность оперативного выявления отказавших модулей в матричных мультиконтроллерах произвольной размерности без использования внешних средств контроля. Полученные данные о распределении отказов в ЛМК могут быть использованы при выполнении процедур реконфигурации мультиконтроллера с целью логического отключения отказавших модулей, а также при работе алгоритмов отказоустойчивого управления межмодульным обменом для поиска альтернативных маршрутов передачи данных. Ряд вопросов организации взаимоконтроля требует дальнейшего тщательного исследования, в частности, разработки алгоритмов и структуры средств контроля соседних модулей, а также принципов определения множества контрольных точек в алгоритмах логического управления.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Емельянов С. Г., Зотов И. В., Титов В. С. Архитектура параллельных логических мультиконтроллеров. М.: Высш. школа, 2009. 233 с.
2. Дианов В. Н. Диагностика и надежность автоматических систем. М.: МГИУ, 2005. 160 с.
3. Черкесов Г. Н. Надежность аппаратно-программных комплексов. СПб: Питер, 2005. 478 с.
4. Иблуду К. А., Кривошеиков С. А. Математические модели отказоустойчивых вычислительных систем. М.: МАИ, 1989. 144 с.
5. Кун С. Матричные процессоры на СБИС / Пер. с англ. под ред. Ю. Г. Дадаева. М.: Мир, 1991. 672 с.
6. Лаходьнова Н. В., Воробьев В. А., Еремина Н. Л. Отказоустойчивость однородных процессорных матриц. Томск: Изд-во Томского архит.-строит. ун-та, 2002. 153 с.
7. Колоскова Г. П. Модели и алгоритмы реконфигурации многопроцессорных систем. Курск: Курский гос. техн. ун-т, 2004. 257 с.
8. Takanami I. Built-in self-reconfiguring systems for fault tolerant mesh-connected processor arrays by direct spare replacement // Proc. IEEE Intern. Symp. Defect and Fault Tolerance in VLSI Systems. 2001. P. 134—142.

Сведения об авторах

- Руслан Владимирович Бредихин** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра информационных систем и технологий, Курск
- Лин Ньян** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра информационных систем и технологий, Курск; E-mail: nyanlin@mail.ru
- Игорь Валерьевич Зотов** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра информационных систем и технологий, Курск; E-mail: zotovigor@yandex.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

СРЕДСТВА ОБРАБОТКИ ТЕЛЕВИЗИОННЫХ ИЗОБРАЖЕНИЙ

УДК 621.391.15

С. И. ЕГОРОВ, В. С. ТИТОВ, О. Б. ГРАФОВ

ДЕКОДЕР КОДА РИДА—СОЛОМОНА ДЛЯ ЦИФРОВОГО ТЕЛЕВИДЕНИЯ

Предложен вариант структурно-функциональной организации декодера кода Рида—Соломона для приемников цифрового телевидения, реализующего мягкое декодирование. Высокая корректирующая способность декодера обеспечивается путем введения в процедуру декодирования фильтрации ложных векторов ошибок по совокупной надежности ошибочных символов.

Ключевые слова: DVB-S, код Рида—Соломона, мягкое декодирование, декодер.

Введение. Задача обеспечения массового доступа населения к цифровому телевидению не может быть полноценно решена без использования беспроводных технологий вещательной передачи данных, к которым относится DVB (Digital Video Broadcasting) [1]. Важной составляющей технологии DVB является система коррекции ошибок (FEC), использующая помехоустойчивые коды, в том числе код Рида—Соломона.

Коды Рида—Соломона (РС-коды) характеризуются следующей совокупностью параметров (n, k, d) : n — длина кодового слова, k — число информационных символов в кодовом слове и d — минимальное кодовое расстояние [2]. При этом количество проверочных символов в слове $r = n - k$, и $d = r + 1$. Символы кодового слова представляют собой элементы поля Галуа $GF(q)$.

Число гарантированно исправляемых кодом ошибок ограничено половиной минимального кодового расстояния $t_C = \lfloor (d - 1) / 2 \rfloor$. Для РС-кода (204, 188, 17) с символами из поля Галуа $GF(2^8)$, используемого в DVB [1], максимальное число таких ошибок равно 8.

Известно, что большее число ошибок может быть исправлено с использованием мягких решений, однако в настоящее время аппаратные декодеры РС-кодов, реализующие мягкое декодирование, в приемниках цифрового телевидения не используются. Вариант такого декодера предлагается в настоящей работе.

Процедура исправления ошибок. Предлагаемый декодер РС-кодов реализует модифицированную процедуру мягкого декодирования [3], включающую следующие этапы.

1. Вычисляется полином синдромов $S(x)$ [2]. Если компоненты синдрома нулевые (ошибок нет), осуществляется переход к п. 14.

2. Вычисляются полином локаторов ошибок $\Lambda^{(2t_C)}(x)$, вспомогательный полином $B^{(2t_C)}(x)$ и формальная степень полинома локаторов L_{2t_C} путем выполнения $2t_C$ итераций алгоритма Берлекэмпа—Месси.

3. Если $L_{2t_C} \leq t_C$, находятся корни полинома $\Lambda^{(2t_C)}(x)$. Если их число равняется L_{2t_C} , то обратные к ним значения принимаются как локаторы ошибок. По формуле Форни [2] вычисляются значения ошибок. Ложная конфигурация ошибок отфильтровывается, верная добавляется в список.

4. Вычисляется управляющая переменная s (shift): $s = t_C - L_{2t_C}$. Если $s \geq \tau$ или $s < -\tau$, осуществляется переход к п. 13.

5. Вычисляются преобразования Фурье полиномов $\Lambda^{(2t_C)}(x)$ и $B^{(2t_C)}(x)$.

6. Когда $s \geq 0$, вычисляются множества значений дробей

$$R_i = \alpha^{(2s+1)i} B^{(2t_C)}(\alpha^{-i}) / \Lambda^{(2t_C)}(\alpha^{-i}), \text{ или } R_i = \alpha^{(-2s-1)i} \Lambda^{(2t_C)}(\alpha^{-i}) / B^{(2t_C)}(\alpha^{-i})$$

в противном случае (α — примитивный элемент поля $GF(q)$; $i = 0, \dots, n-1$).

7. Устанавливается начальное значение счетчика дополнительно исправляемых ошибок $v = 1$.

8. Вычисляются вспомогательные переменные: $l = 2v$, $o1 = v - |s+1|$, $o2 = v - |s|$, $w = t_C + 1 - v$.

9. Устанавливается начальное значение счетчика систем уравнений: $sc = 1$.

10. Вычисляются последовательности $S_{L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_{l-1}]}$ возможных значений невязки $\Delta_{L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_l]}$ для наиболее вероятных наборов индексов i_1, i_2, \dots, i_{l-1} и осуществляется поиск значений Δ , которые встречаются точно w раз в какой-то из этих последовательностей, где:

$$S_{L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_{l-1}]} = \Delta_{L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_l]} = \frac{F^{o1}(L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_l], R_{L[i_1]}, R_{L[i_2]}, \dots, R_{L[i_l]})}{F^{o2}(L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_l], R_{L[i_1]}, R_{L[i_2]}, \dots, R_{L[i_l]})},$$

$$i_l = \overline{i_{l-1} + 1, n_C - 1};$$

$$F^o(L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_l], R_{L[i_1]}, R_{L[i_2]}, \dots, R_{L[i_l]}) =$$

$$= \sum_{\substack{\forall \{j_1, j_2, \dots, j_O\} = J \\ j_1 < j_2 < \dots < j_O \\ j_1, j_2, \dots, j_O \in \{1, 2, \dots, l\}}} \left[\prod_{\substack{\forall \{k_1, k_2\} \\ k_1 < k_2 \\ k_1, k_2 \in J}} (\alpha^{L[i_{k_1}]} + \alpha^{L[i_{k_2}]}) \prod_{\substack{\forall \{k_1, k_2\} \\ k_1 < k_2 \\ k_1, k_2 \in \{1, 2, \dots, l\} \setminus J}} (\alpha^{L[i_{k_1}]} + \alpha^{L[i_{k_2}]}) \prod_{k=1}^O R_{L[i_{j_k}]} \right].$$

Если найдены значения Δ , которые встречаются точно w раз в какой-то из этих последовательностей, то значениями позиций ошибок являются индексы $L[i_1], L[i_2], \dots, L[i_{l-1}]$ этой последовательности и множество значений индекса $L[i_l]$, соответствующего таким Δ . По формуле Форни вычисляются значения ошибок. Ложные конфигурации ошибок отфильтровываются, верные добавляются в список.

В случае добавления конфигураций ошибок в список и выполнения условий выхода $exit = 1$ или $exit = 2$ перебор индексов i_1, i_2, \dots, i_{l-1} прекращается. Если $exit = 1$, осуществляется переход к п. 13, если 2 — переход к п. 11.

11. Если $v = -s$, осуществляется переход к п. 12, в противном случае: $sc = sc + 1$, $l = l - 1$, $o1 = o1 - 1$, $o2 = o2 - 1$, $w = w + 1$.

Если $sc \leq (v - |s|)$, осуществляется переход к п. 10.

12. $v = v + 1$. Если $v \leq \tau$, то осуществляется переход к п. 8.

13. Если список позиций и значений ошибок пуст, то принимается решение о наличии неисправимых ошибок в кодовом слове. При наличии в списке одной конфигурации ошибок соответствующие ошибочные символы кодового слова исправляются. В случае наличия нескольких конфигураций ошибок для коррекции выбирается ближайшая к слову, принятому из канала.

14. Конец.

Поиск позиций ошибок осуществляется в порядке возрастания надежности символов принятого кодового слова. Последовательность номеров позиций символов, упорядоченных по надежности, хранится в таблице $L[]$.

В описании процедуры мягкого декодирования использованы следующие переменные: L — таблица, содержащая номера позиций символов, упорядоченных по надежности; sc — счетчик систем уравнений; $exit$ — режим завершения работы процедуры декодирования:

- 0 — без досрочного выхода из процедуры декодирования;
- 1 — досрочный выход после 1-го найденного вектора ошибок;
- 2 — после найденных векторов ошибок для каждой системы уравнений.

На этапах 3 и 10 осуществляется фильтрация найденных векторов ошибок по совокупной надежности составляющих их ошибочных символов. Для этого значения надежности символов векторов ошибок суммируются и сравниваются с заданным порогом. Если сумма выше заданного порога, соответствующий вектор ошибок отбрасывается.

Быстродействие приведенной процедуры на порядки выше быстродействия алгоритма списочного декодирования, на котором она основана [4], поскольку диапазон перебора индексов i_j в несколько раз меньше длины кода n .

Устройство декодера. Структурная схема декодера кодов Рида—Соломона приведена на рис. 1. Декодер содержит буферную память данных, блок вычисления синдромов (БВС), процессор Галуа, блок дискретного преобразования Фурье (БДПФ), блок поиска позиций ошибок (БППО), блок сортировки позиций символов (БСПС), блок вычисления значений ошибок (БВЗО), сумматор элементов поля Галуа.

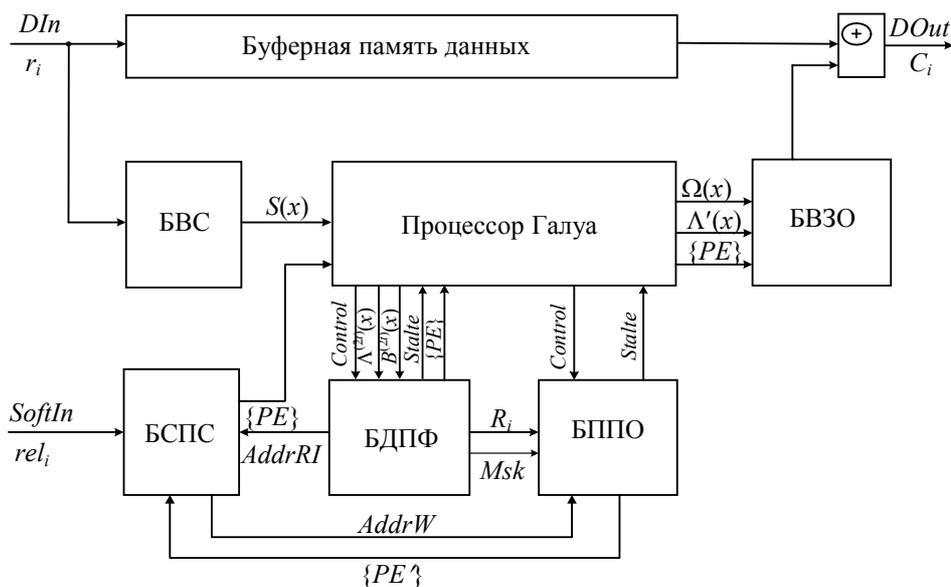


Рис. 1

Декодер обрабатывает входные данные, представляющие собой последовательность n m -разрядных символов кодового слова $\{r_i\}$, принятого из канала, которые сопровождаются значениями их надежности $\{rel_i\}$. На выход декодера выдается последовательность n m -разрядных символов кодового слова с исправленными ошибками $\{c_i\}$.

Буферная память данных предназначена для временного хранения принятых из канала символов исправляемых кодовых слов. БВС вычисляет многочлен синдрома $S(x)$ принятого кодового слова; БСПС сортирует позиции символов принимаемого из канала кодового слова в соответствии с их надежностью, формируя таблицу перестановок L .

Процессор Галуа выполняет операции в конечном поле Галуа, он реализует алгоритм Берлекэмп—Месси [2], вычисляя в соответствии с ним многочлены $\Lambda^{(2t_c)}(x)$ и $B^{(2t_c)}(x)$ за $2t_c$ итераций.

Кроме того, на основе информации, полученной от блока поиска позиций ошибок, он вычисляет многочлен $\Lambda^{(2t_c+2\tau)}(x)$. Используя многочлены $\Lambda(x) = \Lambda^{(2t_c+2\tau)}(x)$ и $S(x)$, процессор Галуа вычисляет многочлен значений ошибок $\Omega(x) = \Lambda(x)S(x) \bmod x^{d-1}$ и формальную производную $\Lambda'(x)$ многочлена локаторов $\Lambda(x)$ с последующей загрузкой полученных многочленов вместе с найденными позициями ошибок $\{PE\}$ в блок вычисления значений ошибок.

БДПФ вычисляет преобразование Фурье многочленов $\Lambda^{(2t_c)}(x)$ и $B^{(2t_c)}(x)$. Кроме того, он вычисляет коэффициенты R_i . Эти коэффициенты загружаются в память БППО, адресуемую с помощью таблицы перестановок L БСПС. Блок дискретного преобразования Фурье также вычисляет величины, обратные корням полинома $\Lambda^{(2t_c)}(x)$, и контролирует их число, если $L_{2t_c} \leq t_c$.

БППО обрабатывает коэффициенты R_i , он находит позиции ошибок большего веса, чем t_c .

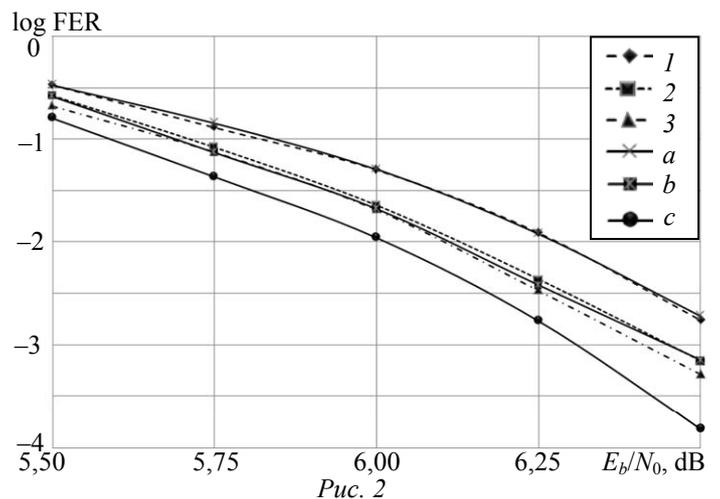
БВЗО, используя многочлены $\Omega(x)$ и $\Lambda'(x)$, вычисляет значения ошибок в найденных позициях $\{PE\}$. Значения ошибок суммируются с соответствующими символами кодового слова, считываемого из буферной памяти данных. Тем самым исправляются ошибочные символы кодового слова.

Представленный декодер работает по конвейерному принципу: все основные модули работают параллельно, обрабатывая последовательно принятые из канала различные кодовые слова.

Введение информации о надежности принятых из канала символов в алгоритм декодирования позволило значительно ограничить рост сложности декодера РС-кода, вызванный возможностью исправления дополнительных ошибок.

Программная модель декодера. Для исследования эффективности исправления ошибок была разработана программная модель декодера РС-кода. С ее помощью исследована исправляющая способность декодера в канале с гауссовым шумом (AWGN) и модуляцией BPSK. В качестве меры надежности символа принималось минимальное значение модуля LLR (Log-likelihood Ratio) составляющих символ битов.

На рис. 2 приведены графики зависимостей FER (Frame Error Ratio) на выходе декодера от E_b/N_0 (отношение энергии сигнала на информационный бит к односторонней спектральной плотности шума) для РС-кода (204, 188, 17), используемого в DVB. Цифрами обозначены кривые, полученные при исследовании декодера РС-кодов с мягкими решениями без фильтрации для различных радиусов декодирования: 1, 2 и 3 соответствуют 9, 10 и 11 ошибочным символам. Буквами обозначены кривые, полученные при исследовании того же декодера с фильтрацией по совокупной надежности ошибочных символов с различными радиусами декодирования: a , b и c соответствуют радиусам 9, 10 и 11 ошибочных символов. Значение порогов фильтрации выбиралось в диапазоне 1,6—1,9.



Из рис. 2 видно, что использование фильтрации по совокупной надежности ошибочных символов дает дополнительный энергетический выигрыш при исправлении 11 ошибочных символов, равный 0,12 db. При исправлении 9 и 10 ошибочных символов дополнительного

выигрыша не наблюдается. Исправление 11 ошибочных символов без фильтрации нецелесообразно.

Заключение. Аппаратная реализация разработанного для приемников цифрового телевидения декодера кода Рида—Соломона относительно несложна.

Использование фильтрации векторов ошибок по совокупной надежности ошибочных символов позволяет существенно повысить корректирующую способность декодера.

Представленная работа поддержана грантом федеральной целевой программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России“ № 14.В37.21.0621.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. EN 301 210: “Digital Video Broadcasting (DVB), Framing structure, channel coding and modulation for Digital Satellite News Gathering (SNG) and other contribution applications by satellite”.
2. Кларк Д., Кейн Д. Кодирование с исправлением ошибок в системах цифровой связи. М.: Радио и связь, 1987. 392 с.
3. Графов О. Б., Егоров С. И., Титов В. С. Мягкое декодирование кодов Рида—Соломона // Изв. ЮЗГУ. Сер. „Управление, вычислительная техника, информатика“. Медицинское приборостроение. 2012. № 2, Ч. 1. С. 17—23.
4. Егоров С. И. Алгоритм декодирования кодов Рида—Соломона, исправляющий вплоть до $n-k$ ошибок в кодовом слове // Тр. РНТОРЭС им. А. С. Попова. Сер. „Цифровая обработка сигналов и ее применение“. М., 2009. Вып. XI-1. С. 27—30.

Сведения об авторах

- Сергей Иванович Егоров** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: sie58@mail.ru
- Виталий Семенович Титов** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; заведующий кафедрой; E-mail: titov-kstu@rambler.ru
- Олег Борисович Графов** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск

Рекомендована Юго-Западным государственным университетом

Поступила в редакцию 18.02.13 г.

УДК 621.391.15

С. И. ЕГОРОВ, В. О. АВДЕЕВ, Э. И. ВАТУТИН, В. С. ПАНИЩЕВ

ДЕКОДЕР LDPC-КОДОВ ДЛЯ ЦИФРОВОГО ТЕЛЕВИДЕНИЯ

Предложена структурно-функциональная организация декодера LDPC-кодов для приемников цифрового телевидения второго поколения, обеспечивающая малые реализационные потери исправляющей способности и уменьшенную аппаратную сложность реализации.

Ключевые слова: DVB-S2, LDPC-код, итеративное декодирование, декодер.

Качество и стоимость телевизионных приемников систем цифрового телевидения второго поколения (DVB-S2 и DVB-T2 [1]) во многом зависят от важного компонента: декодера помехоустойчивых LDPC-кодов. Это делает актуальной задачу разработки декодеров длинных LDPC-кодов с невысокой сложностью аппаратной реализации и высокой исправляющей способностью. Вариант такого декодера предлагается в настоящей работе.

LDPC-код — это линейный блочный код длины n с k информационными и m проверочными символами, задаваемый проверочной матрицей $\mathbf{H}=[h_{ij}]_{m \times n}$, определяющей вид двудольного графа Таннера [2].

Граф Таннера (рис. 1) имеет два множества вершин. Одно состоит из m проверочных вершин $\{c_1, c_2, \dots, c_m\}$, соответствующих m строкам матрицы \mathbf{H} , второе — из n кодовых вершин $\{b_1, b_2, \dots, b_n\}$, соответствующих n столбцам матрицы \mathbf{H} . Кодовая вершина b_j соединяется ребром с проверочной вершиной c_i в том случае, если в ячейке h_{ij} матрицы \mathbf{H} находится единица.

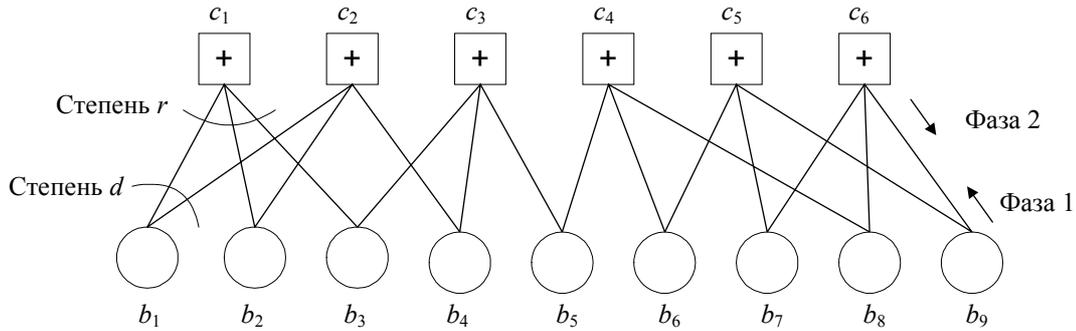


Рис. 1

В стандарте DVD-S2 (DVB-T2) [1] используются два множества структурированных LDPC-кодов: „длинные“ коды (normal) с длиной слова 64 800 бит и „короткие“ коды (short) с длиной слова 16 200 бит. Эти множества содержат коды с различными значениями r : $\{1/4, 1/3, 2/5, 1/2, 3/5, 2/3, 3/4, 4/5, 5/6, 8/9, 9/10\}$ (9/10 — только для длинных кодов).

Предлагаемый декодер реализует итеративный алгоритм декодирования Message Passing (MP) [3], согласно ему, верные значения битов кодового слова определяются в результате многократного обмена сообщениями между вершинами графа Таннера. Всего выполняется n итераций (см. рис. 2, а). Каждая итерация алгоритма включает две фазы: в первой обновляются сообщения проверочных вершин на основе анализа сообщений кодовых вершин; во второй — сообщения кодовых вершин на основе анализа сообщений проверочных вершин.

Сообщения кодовых вершин вычисляются по формуле:

$$v_{n \rightarrow k_i} = u_n + \sum_{j \neq i} w_{j \rightarrow n}$$

где $v_{n \rightarrow k_i}$ — сообщение от n -й кодовой к k_i -й проверочной вершине; $w_{j \rightarrow n}$ — сообщение от j -й проверочной вершины к n -й кодовой; u_n — логарифмическое отношение правдоподобия (LLR) n -го бита, принятого из канала кодового слова.

Генерация сообщений проверочных вершин выполняется согласно формуле

$$w_{k \rightarrow n_i} = g(v_{n_1 \rightarrow k}, v_{n_2 \rightarrow k}, \dots, v_{n_{i-1} \rightarrow k}, v_{n_{i+1} \rightarrow k}, \dots, v_{n_{dc} \rightarrow k}),$$

где

$$g(a, b) = \text{sign}(a) \text{sign}(b) \{ \min(|a|, |b|) \} + LUT_g(a, b), \quad LUT_g(a, b) = \ln(1 + e^{-|a+b|}) - \ln(1 + e^{-|a-b|}).$$

Предлагаемый декодер LDPC-кодов обрабатывает сообщения параллельно группами (строками) с использованием техники двух проходов: в 1-м сообщения из памяти поступают в процессорные блоки, где рассчитываются и накапливаются промежуточные значения; во время 2-го одновременно рассчитываются и записываются в память встречные (относительно соответствующих ребер графа Таннера) выходные сообщения.

Организация обработки сообщений декодером представлена на рис. 2, б [4]: Z — степень распараллеливания процедуры обработки сообщений (число процессорных блоков, число столбцов памяти сообщений), для LDPC-кодов, используемых в стандарте DVB-S2,

$Z = 360$; q — параметр кода, $q=m/Z$; $u[i]$ — логарифмические отношения правдоподобия (LLR) битов принятого из канала кодового слова, $LDPC_out[i]$ — твердые решения относительно битов кодового слова.

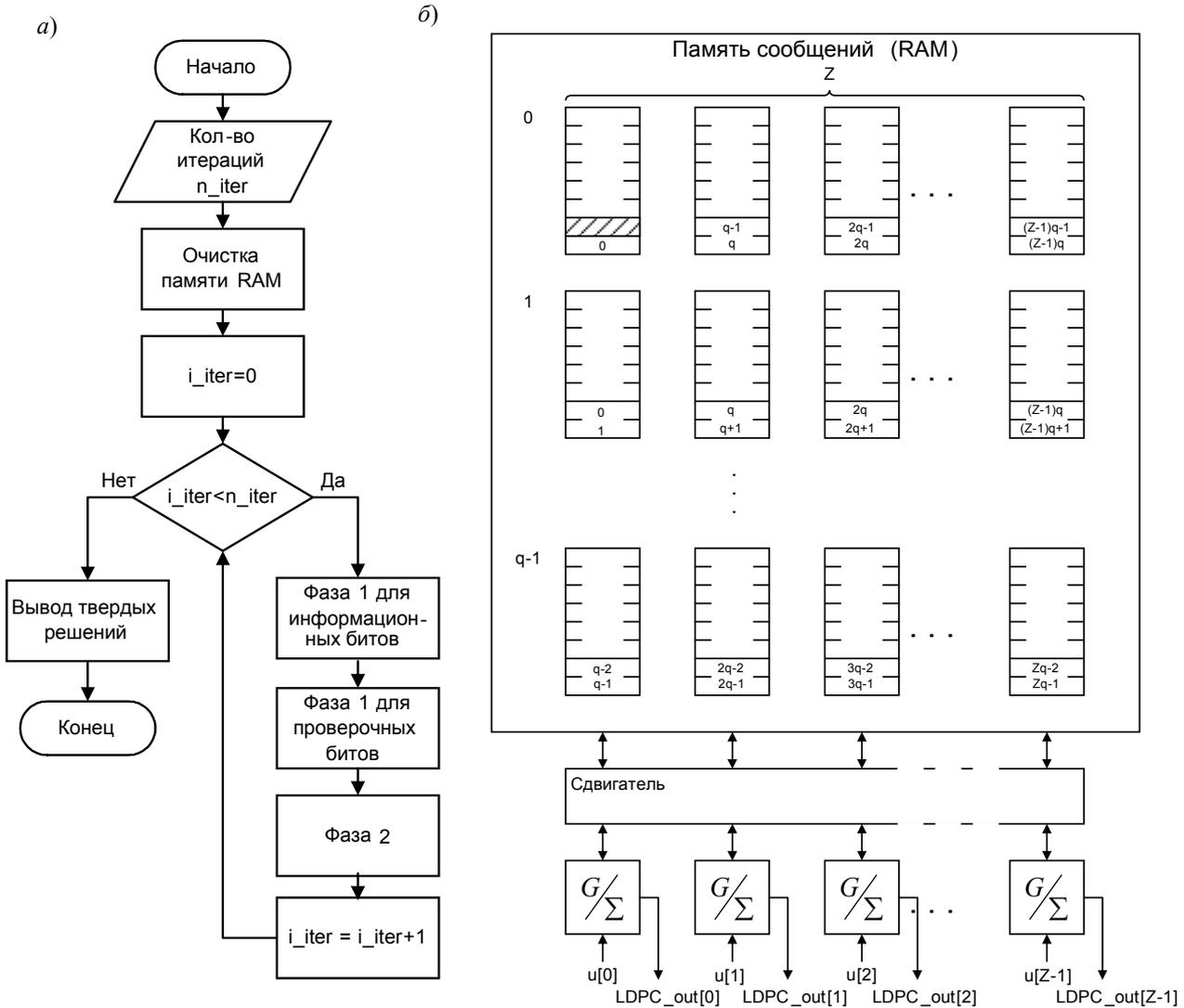


Рис. 2

Память сообщений содержит Zq блоков сообщений. В каждом блоке хранятся сообщения, относящиеся к одному проверочному уравнению из матрицы \mathbf{H} . После первой фазы итерации эти сообщения являются входными по отношению к проверочной вершине, после второй — выходными.

При обработке информационных битов в первой фазе группы сообщений, поступающих в линейку процессорных блоков, формируются на основе строк структуры описания кода. Адреса строк сообщений в памяти и значения сдвигов вычисляются предварительно и хранятся в ROM декодера.

При обработке проверочных битов строки сообщений сохраняются по адресам двух нижних ячеек блоков в памяти сообщений. Проверочные биты подаются на вход декодера совместно с перемежением q . Единичный сдвиг осуществляется только для первой строки последней группы данных.

Структурная схема декодера LDPC-кодов приведена на рис. 3 (Data Buffer — буфер приема входных значений LLR битов принятого из канала слова; Processing unit — модуль, содержащий Z процессорных блоков; Shifter1 и Shifter2 — сдвигатели; Sel — селектор;

Message RAM — память сообщений декодера; ROM AMR — ПЗУ, используемое для хранения адресов и сдвигов строк сообщений; Cnt AWDB — счетчик адресов записи буфера приема входных данных; Cnt gr — счетчик групп символов кодового слова; Rg BADB — регистр базового адреса буфера приема входных данных; Cnt AMRCN — счетчик адресов памяти сообщений, используемый при обработке сообщений проверочных вершин; Cnt AMRCB — счетчик адресов памяти сообщений, используемый при обработке проверочных битов; Cnt ROM AMR — счетчик адресов ROM AMR; Bit/Check node — признак, определяющий вид сообщений (кодowych вершин или проверочных), обрабатываемых в текущей фазе итерации; Inf/Check bit — признак, определяющий принадлежность LLR, используемых в фазе обработки сообщений кодowych вершин, к информационным или проверочным битам; LDPC_out — выход декодера, на который выдаются символы исправленного слова LDPC-кода).

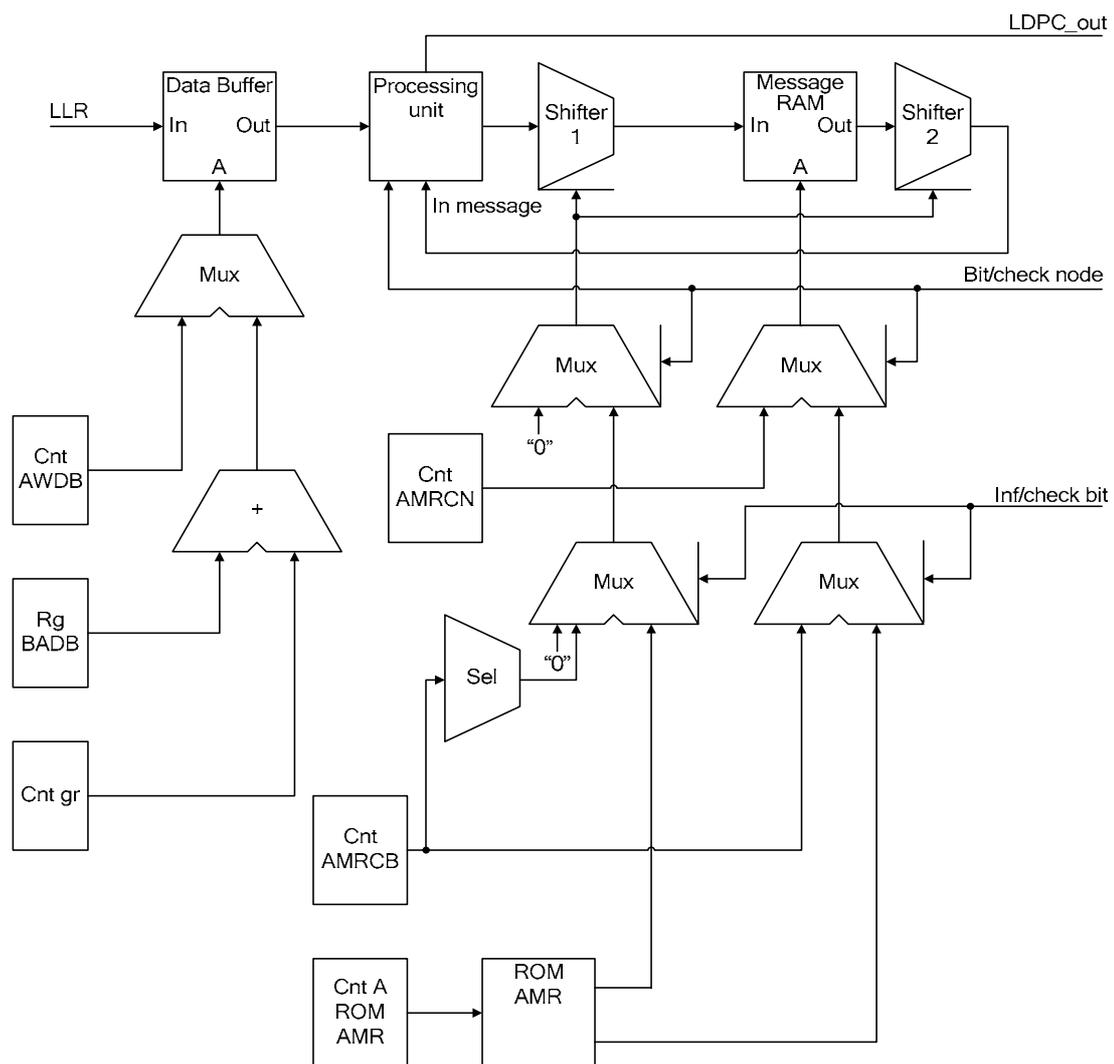


Рис. 3

LDPC-декодер выполняет итерации алгоритма декодирования следующим образом. В первой фазе активный признак Bit/Check node, подаваемый на вход модуля процессорных блоков, мультиплексора адресов RAM и мультиплексора сдвигов, указывает, что производится обработка сообщений кодowych вершин. Значения LLR битов принятого слова группами по Z значений передаются на обработку в модуль процессорных блоков Processing unit. Одновременно в Processing unit из памяти сообщений Message RAM, через сдвигатель Shifter2, подаются строки сообщений проверочных вершин. Каждая строка содержит Z сообщений.

Если в данной фазе активен признак Inf/Check bit (обрабатываются информационные биты), взятие адресов RAM для строк сообщений и величин сдвигов в сдвигателях Shifter1 и Shifter2 осуществляется из ROM AMR памяти декодера. Адреса ячеек данных в памяти ROM AMR определяются счетчиком Cnt ROM AMR.

Если признак Inf/Check bit не активен (обрабатываются проверочные биты), адреса RAM для строк сообщений определяются с помощью счетчика Cnt AMRCB. Сдвиг строк сообщений в этом случае не выполняется, за исключением одного адреса RAM, относящегося к первой строке последней группы LLR проверочных битов. В момент обработки этой строки, определяемый с помощью селектора, величина сдвига устанавливается на значении „1“.

После обработки каждой строки сообщений в первом проходе показания соответствующих счетчиков адресов увеличиваются на единицу.

После завершения обработки в первом проходе всех строк сообщений, относящихся к одной группе данных кодового слова, в модуле процессорных блоков Processing unit производится формирование сообщений кодовых вершин и запись их в память через Shifter1. При этом значения сдвигов и адреса RAM для записи определяются аналогично случаю первого прохода, однако счетчики адресов во втором проходе работают как вычитающие, и их показания уменьшаются на единицу после записи каждой новой строки сообщений.

Для каждой группы символов кодового слова на выходе модуля процессорных блоков Processing unit после завершения первого прохода генерируются твердые решения.

После обработки всех групп символов кодового слова декодер переключается во вторую фазу, в которой строки из Z сообщений кодовых вершин считываются из памяти сообщений Message RAM и подаются на вход модуля процессорных блоков Processing unit через Shifter2. Адреса строк сообщений в памяти определяются счетчиком Cnt AMRCN, который после считывания каждой строки увеличивается на единицу. Сдвиги строк сообщений на данной фазе не осуществляются.

После считывания и передачи в модуль процессорных блоков всех строк сообщений одной группы проверочных вершин начинается обратный проход, и формируются строки сообщений проверочных вершин. Затем строки сообщений записываются в память через Shifter1. Адреса RAM для записи строк сообщений также определяются счетчиком Cnt AMRCN, который в данном проходе является вычитающим.

После обработки строк сообщений всех проверочных вершин декодер переходит к выполнению первой фазы следующей итерации. Декодирование кодового слова заканчивается после выполнения заданного числа итераций.

Структурно-функциональная организация разработанного декодера LDPC-кодов характеризуется тем, что

- 1) обработка сообщений кодовых и проверочных вершин выполняется параллельно с использованием Z процессорных блоков, что обеспечивает высокое быстродействие декодера;
- 2) использование одного блока памяти для хранения сообщений как кодовых, так и проверочных вершин позволяет уменьшить объем встроенной памяти в декодере;
- 3) последовательная обработка процессорными блоками строк сообщений, относящихся к одной группе кодовых/проверочных вершин, с использованием двух проходов позволяет снизить число вентилях, необходимых для реализации декодера.

Для исследования эффективности исправления ошибок была разработана программная модель предлагаемого декодера LDPC-кодов. Была исследована исправляющая способность декодера в канале с гауссовым шумом (AWGN) и модуляцией QPSK.

На рис. 4 приведены графики зависимостей FER (Frame Error Ratio) на выходе LDPC-декодера от E_b/N_0 (отношение энергии сигнала на информационный бит к односторонней спектральной плотности шума) для нескольких LDPC-кодов, используемых в системе DVB-S2.

Обозначение кривой n соответствует длинным LDPC-кодам, s — коротким, id — зависимостям FER от E_b/N_0 для идеального декодера (без учета реализационных потерь) [5].

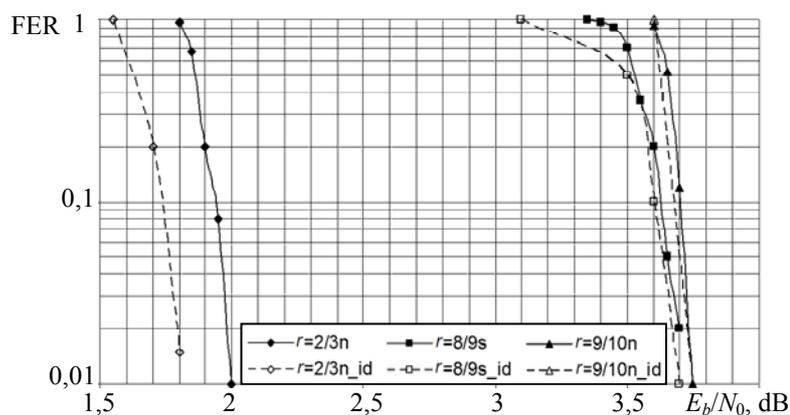


Рис. 4

Результаты проведенных исследований показали небольшое значение потери исправляющей способности, обусловленное неидеальной реализацией декодера (0,2 db для кода $2/3n$, менее 0,1 db — для коротких кодов).

Разработанный декодер LDPC-кодов для приемников цифрового телевидения второго поколения обеспечивает малые реализационные потери исправляющей способности и уменьшенную аппаратную сложность реализации.

Представленная работа поддержана грантом Федеральной целевой программы „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России“ № 14.В37.21.0621.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. DVB-S2. Стандарт. ETSI EN 302 307 V1.1.1 (2005-03) Digital Video Broadcasting (DVB).
2. Морелос-Сарагоса Р. Искусство помехоустойчивого кодирования. Методы, алгоритмы, применение. М.: Техносфера, 2005. 320 с.
3. Eroz M., Sun F.-W., Lee L.-N. DVB-S2 low density parity check codes with near Shannon limit performance // Intern. J. of Satellite Communications and Networking. 2004. Vol. 22, N 3. P. 269—279.
4. Егоров С. И., Чупахин А. Ю. Вычислительный алгоритм декодирования LDPC-кодов стандарта DVB-S2 // 7-я Междунар. науч.-техн. конф. „Опτικο-электронные приборы и устройства в системах распознавания образов, обработки изображений и символьной информации“. Курск: КГТУ, 2005. С. 137—139.
5. Valenti M. C., Cheng S., Iyer Seshadri R. Turbo and LDPC codes for digital video broadcasting // Chapter 12 of Turbo Code Applications: A Journey from a Paper to Realization. Springer, 2005.

Сведения об авторах

- Сергей Иванович Егоров** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: sie58@mail.ru
- Вадим Олегович Авдеев** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: v.o.avdeev@gmail.com
- Эдуард Игоревич Ватутин** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Владимир Славиевич Панищев** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: gskunk@rambler.ru

Рекомендована Юго-Западным государственным университетом

Поступила в редакцию 18.02.13 г.

ПРИБОРЫ, УСТРОЙСТВА И СИСТЕМЫ АВТОМАТИЧЕСКОГО УПРАВЛЕНИЯ

УДК 621:658.011.56

М. В. БОБЫРЬ, В. С. ТИТОВ

ПРОЕКТИРОВАНИЕ АДАПТИВНОЙ НЕЧЕТКО-ЛОГИЧЕСКОЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ. ЧАСТЬ I

Рассмотрены этапы проектирования адаптивной нечетко-логической системы управления. Приведены структурные схемы адаптивной системы и составляющих ее блоков, позволяющие оценить принцип работы системы.

Ключевые слова: нечеткая логика, нечеткий логический вывод, системы управления, адаптация.

Введение. Сокращение экспорта современного отечественного станкостроительного оборудования связано с использованием в его структуре комплектующих, которые не позволяют изготавливать детали с точностью 1—5 мкм при одновременном снижении их стоимости. Достижение таких характеристик невозможно без совершенствования несущей конструкции как самого металлорежущего оборудования, так и систем управления процессом механической обработки изделий (МОИ).

Современный уровень требований, предъявляемых к качеству выпускаемых изделий, определяет необходимость разработки высокоточного оборудования с ЧПУ нового поколения, сочетающего новейшие методы и средства автоматизированного контроля и управления с применением компьютерных способов обработки измерительной информации о ходе технологического процесса (ТП). При этом основным требованием, предъявляемым к такому классу оборудования, является учет неполноты, недостоверности информации о количественных величинах входных и выходных характеристик ТП МОИ при возмущающих воздействиях. Перспективным базисом, позволяющим учесть вышеуказанные требования, является аппарат нечеткой логики [1].

Структурно-функциональная схема адаптивной нечетко-логической системы управления. В ходе проводимых исследований по гранту Президента МК-277.2012.8 была разработана адаптивная нечетко-логическая система управления, которая позволяет повысить точность механической обработки изделий и ускорить принятие управляющих решений при наличии внешних факторов. На рис. 1 приведена ее структурная схема (ИМ — исполнительные механизмы оборудования с ЧПУ; БВИ — блок ввода информации; БОСИ — блок определения степеней истинности; БМНО — блок матрицы нечетких отношений; БВВП — блок ввода выходной переменной; БУТВП — блок усечения термов выходной переменной; БОУТВП — блок объединения усеченных термов выходной переменной; БД — блок дефаззификации). В работах [2—4] подробно рассмотрены методы и алгоритмы, поясняющие принципы работы адаптивной системы управления. Использо-

нию этой системы с целью управления исполнительными механизмами оборудования с ЧПУ посвящены статьи [5, 6].

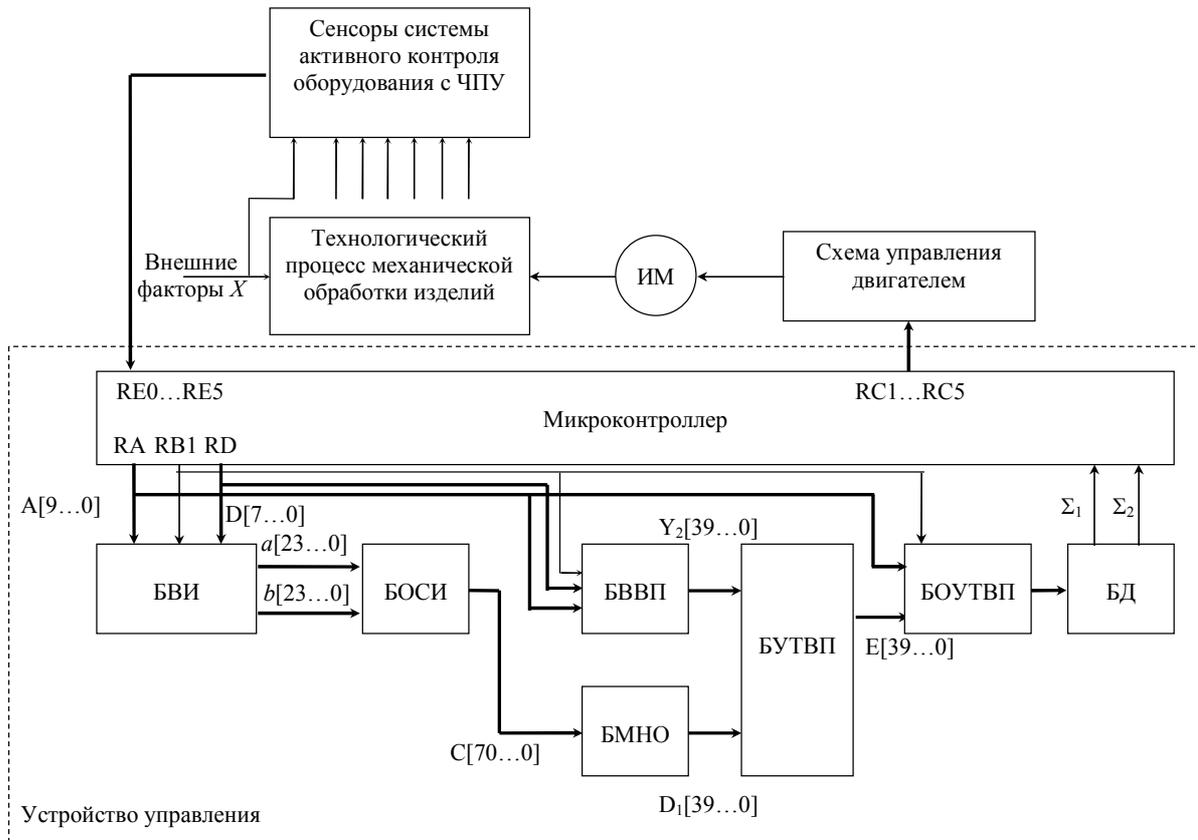


Рис. 1

Элементные блоки адаптивной системы управления. Блок ввода информации предназначен для хранения данных о входных переменных в виде параметризованной функции принадлежности (ФП) [7]

$$\mu(x) = \sum_{i=1}^s x_i = \left\{ u_{11} \int_{t_1}^{t_2} \left(\frac{x_i - t_1}{t_2 - t_1} \right) / x_1 + u_{12} \int_{t_2}^{t_3} \left(\frac{t_3 - x_i}{t_3 - t_2} \right) / x_1 \right\} + \left\{ u_{21} \int_{t_2}^{t_3} \left(\frac{x_i - t_2}{t_3 - t_2} \right) / x_2 + u_{22} \int_{t_3}^{t_4} \left(\frac{t_4 - x_i}{t_4 - t_3} \right) / x_2 \right\},$$

где Σ — знак операции объединения предпосылок правил [8]; x_i — термы параметризованной ФП, $i=1, \dots, s$ — количество термов; t_1, t_2, t_3, t_4 — параметры треугольной ФП (рис. 2, $t_1=10, t_2=30, t_3=60, t_4=80$); \int — согласно [8], знак суппорта термов ФП; $u_{11}, u_{12}, u_{21}, u_{22}$ — логические переменные, определяемые как

$$u_{11} = \begin{cases} 1 & \text{для } a < x \leq b, \\ 0 & \text{в других случаях,} \end{cases} \quad u_{21} = \begin{cases} 1 & \text{для } b < x \leq c, \\ 0 & \text{в других случаях,} \end{cases}$$

$$u_{12} = \begin{cases} 1 & \text{для } b < x \leq c, \\ 0 & \text{в других случаях,} \end{cases} \quad u_{22} = \begin{cases} 1 & \text{для } c < x \leq d, \\ 0 & \text{в других случаях.} \end{cases}$$

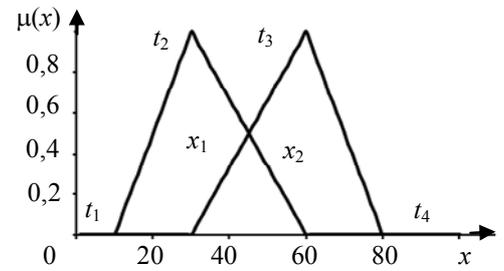


Рис. 2

Основными компонентами БВИ (рис. 3) являются микроконтроллер (МК) типа PIC16F877 и схемы оперативно-запоминающих устройств (ОЗУ) RAM16K (KP537PY8).

Для записи информации в ОЗУ со входа микроконтроллера RB1 необходимо установить вход ОЗУ в состояние логического нуля, т.е. $W/R=0$. Далее по шине адреса $A[9..0]$ с выхода микроконтроллера RA1 на входы шины данных $D[47..0]$ ОЗУ поступает первый сигнал (0000000000), а с выхода микроконтроллера RD1 на входы $D[47..0]$ ОЗУ — цифры в диапазоне от 0 до 255, соответствующая значениям степеням истинности ФП [9], расположенным по оси ординат (см. рис. 2). Значения адресов, передаваемых по шине адреса, совпадают со значениями по оси абсцисс ФП. Процесс записи данных в ОЗУ продолжается до тех пор, пока всем ячейкам памяти не будут присвоены значения степеней истинности ФП.

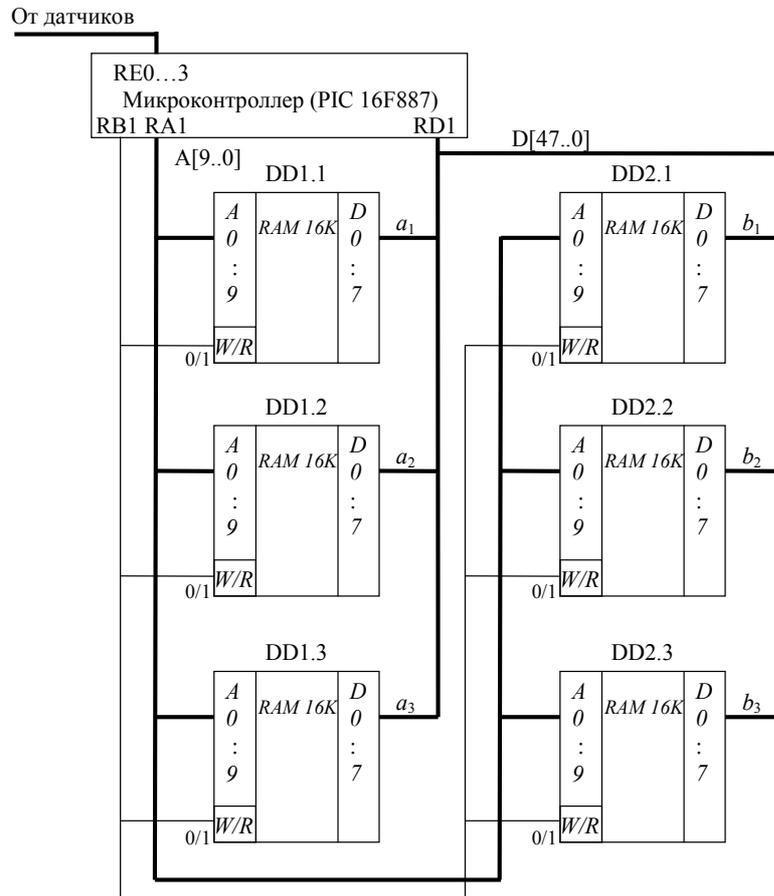


Рис. 3

Блок определения степеней истинности используется для хранения нечетких логических правил управления вида

ЕСЛИ [условие 1] И [условие 2], ТО [заключение],

где [условие n] — предпосылки нечеткого логического вывода; [заключение] — выход нечеткого логического вывода.

Нечеткая логическая операция „И“ реализуется как нахождение минимума (рис. 4) с помощью компараторов К555СП1 (DD3.1÷3.2) и буферов данных ВД, выполненных на схемах К555АП5 (DD4.1÷4.2). Для передачи входных 8-разрядных сигналов a_1 и b_1 на компараторы их необходимо разбить по 4 разряда. Для этого на входы компаратора DD3.1 $A1..A8$ и $B1..B8$ передаются старшие разряды сигналов $a_1[7..4]$ и $b_1[31..28]$ соответственно. А на входы второго компаратора DD3.2 $A1..A8$ и $B1..B8$ — младшие разряды сигналов $a_1[3..0]$ и $b_1[27..24]$ соответственно.

В зависимости от результата операции сравнения на шину $c_1[7..0]$ будет приходиться сигнал a_1 или b_1 , значение которого минимально. Если сигнал a_1 окажется меньше b_1 , то на выход „<“ компаратора DD3.2 поступит сигнал логической единицы, который заблокирует инверсные входы E2/D2 буферных схем DD4.1÷4.2. Следовательно, на выходы Z2 схем

DD4.1 и DD4.2 не будут пропускаться старшие разряды $b_1[31...28]$ и младшие разряды $b_1[27...24]$. А буферные схемы DD4.1 и DD4.2 пропустят старшие разряды $a_1[7...4]$ и младшие разряды $a_1[3...0]$ соответственно. На выходе шины данных $c_1[7...0]$ формируется 8-разрядный сигнал, реализующий операцию нахождения минимума $\min(a_1, b_1)$.

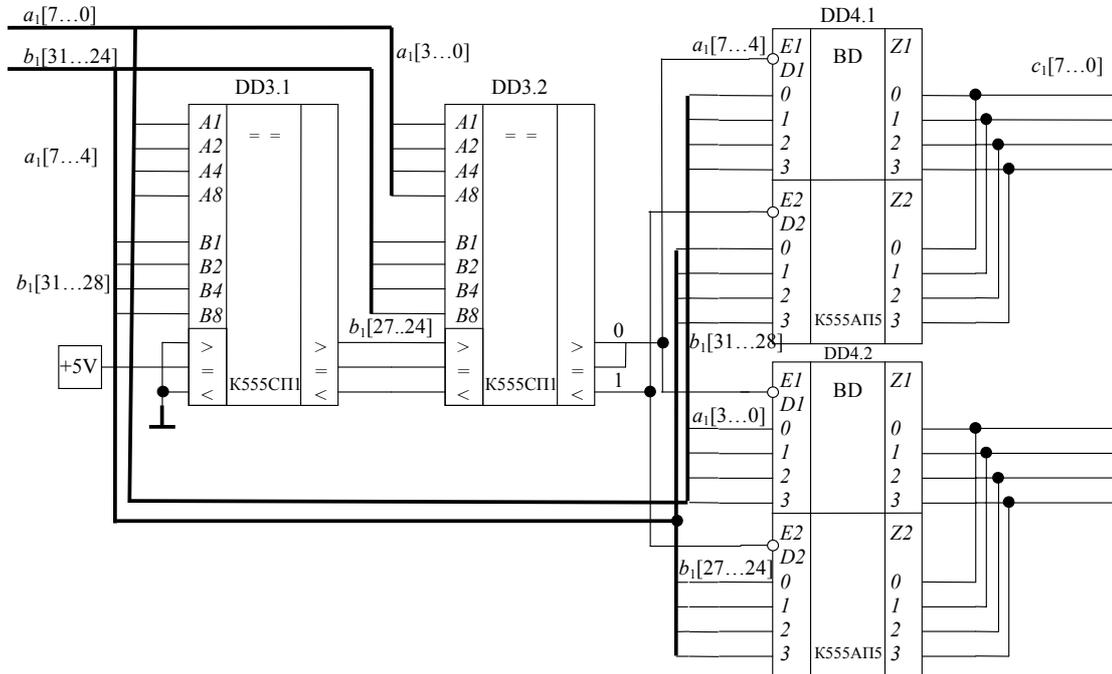


Рис. 4

Блок матрицы нечетких отношений формирует уровни отсечения термов ФП выходной переменной [3]. Принцип работы данного блока следующий (рис. 5). В соответствии с матрицей нечетких отношений сигнал $d_1=c_1$ хранится в буферной схеме DD6.1, а $d_5=c_9$ — в DD6.9. Буферные схемы DD6.1 и DD6.9 выполнены на цифровых логических элементах К555АП5.

Для нахождения максимума $\max(c_8, c_6)$ используются связки 4-разрядных компараторов DD5.1 и DD5.2 и 4-разрядных буферных схем DD6.2 и DD6.3. Причем в DD6.2 хранятся старшие разряды $d_2[15...12]$, а в DD6.3 — младшие $d_2[11...8]$. Буферные схемы DD6.2 и DD6.3 выполнены на цифровых логических элементах К555АП5, а компараторы DD5.1 и DD5.2 — на элементах К555СП1. На компаратор DD5.1 для сравнения поступают старшие разряды c_8 и c_6 , а на DD5.2 — младшие c_8 и c_6 . Если сигнал c_6 окажется больше c_8 , то на выходе „<<“ компаратора DD5.2 будет сигнал логической единицы, который заблокирует инверсные входы E1/D1 буферных схем DD6.2÷6.3. Следовательно, на выходы Z1 схем DD6.2 и DD6.3 не будут пропускаться старшие $c_8[62...58]$ и младшие разряды $c_8[58...55]$. А буферные схемы DD6.2 и DD6.3 пропустят старшие $c_6[46...43]$ и младшие разряды $c_6[42...39]$. При этом на выходе шины данных $d_2[15...8]$ формируется сигнал, реализующий операцию нахождения максимума $\max(c_8, c_6)$. Операция нахождения максимума для сигналов c_4 и c_2 осуществляется аналогичным образом.

Для взятия максимума $\max(c_7, c_5, c_3)$ используются связки из четырех 4-разрядных компараторов DD5.3÷DD5.6 (К555СП1), трех 8-разрядных буферных схем DD6.4÷DD6.6 (К555АП6) и трех логических схем, 2И-НЕ элементы DD5.9÷DD5.11 (К555ЛАЗ), причем 8-разрядные выходы буферных схем DD6.4÷DD6.6 запараллелены в один сигнал $d_3[23...16]$.

В зависимости от результата операции сравнения на выходе данной схемы будет сформирован 8-разрядный сигнал $d_3[23...16]$, являющийся максимальным из c_7, c_5 или c_3 . Если сигнал c_5 окажется больше c_7 и c_3 , то на выходе z_2 „<<“ компаратора DD5.4 и выходе z_3 „>>“ компаратора DD5.6 формируется сигнал логической единицы, а на выходе логического элемента 2И-НЕ DD5.10 — логического нуля, который откроет вход буферной схемы DD6.5 „E“ и позволит записать в него данные $c_5[38...31]$, которые и будут являться выходным

8-разрядным сигналом $d_3[23...16]$. Данная связка логических элементов настроена таким образом, что если на выходе z_1 компаратора DD5.4 и выходе z_3 компаратора DD5.6 будут сигналы логической единицы, то на выходе $d_3[23...16]$ будет максимальный сигнал $c_7[54...47]$. Если на выходе z_2 компаратора DD5.4 и выходе z_4 компаратора DD5.6 будут сигналы логической единицы, то на выходе $d_3[23...16]$ будет максимальный сигнал $c_3[23...16]$.

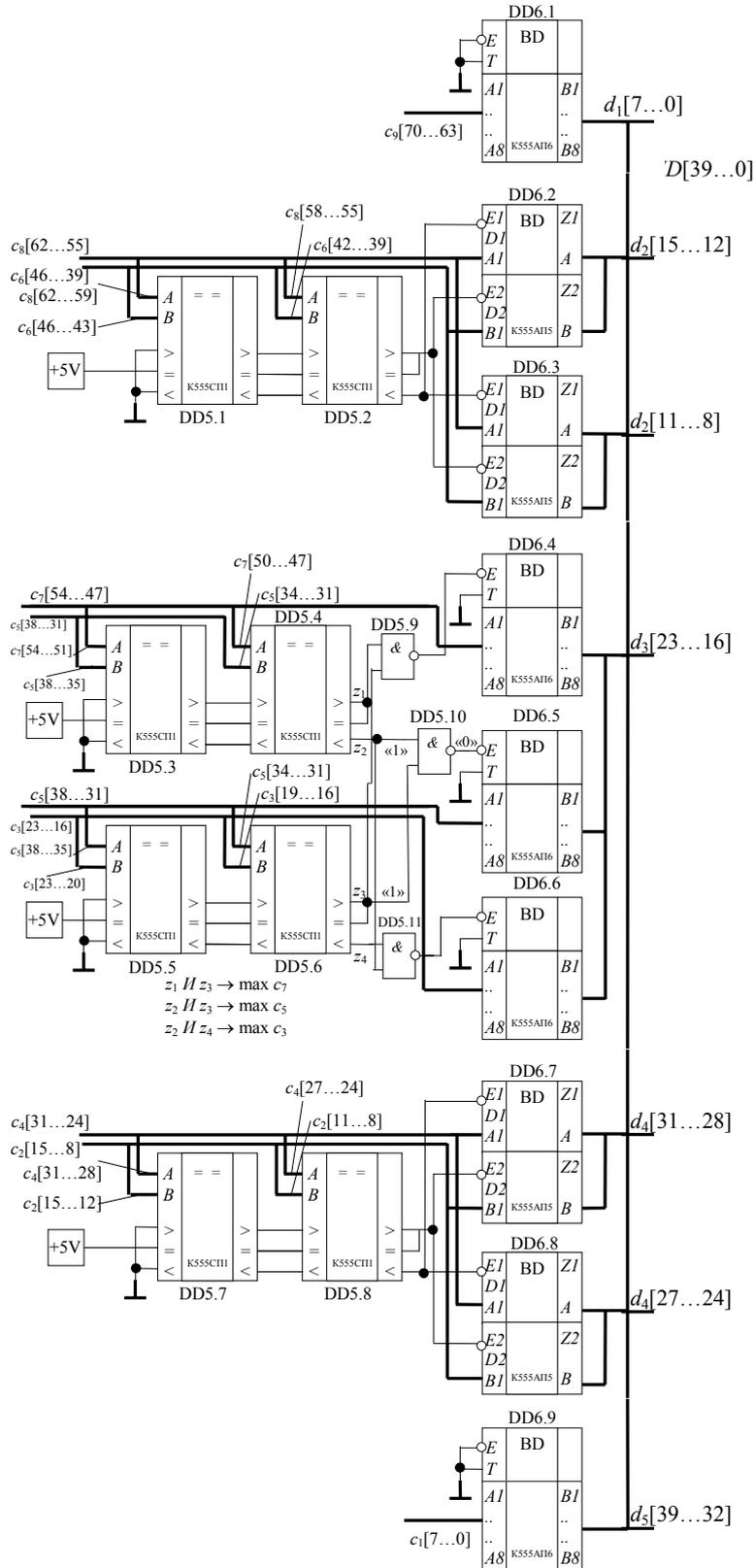


Рис. 5

Заключение. В первой части статьи рассмотрена структурно-функциональная схема адаптивной системы управления исполнительными механизмами оборудования с ЧПУ. Также рассмотрены элементные блоки, входящие в ее состав, и принцип их работы. Во второй части статьи будут детально рассмотрены блоки ввода выходной переменной, усечения термов выходной переменной, объединения усеченных термов выходной переменной, дефазификации.

Работа выполнена в рамках гранта Президента РФ МК-277.2012.8 и ФЦП, государственный контракт № 14.740.11.1003.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Афанасьев М. Я., Филиппов А. Н.* Применение методов нечеткой логики в автоматизированных системах технологической подготовки производства // Изв. вузов. Приборостроение. 2010. Т. 53, № 6. С. 38—42.
2. *Бобырь М. В., Титов В. С., Анциферов А. В.* Алгоритм высокоскоростной обработки деталей на основе нечеткой логики // Мехатроника, Автоматизация, Управление. 2012. № 6. С. 21—26.
3. *Бобырь М. В., Титов В. С., Червяков Л. М.* Адаптация сложных систем управления с учетом прогнозирования возможных состояний // Автоматизация и современные технологии. 2012. № 5. С. 3—10.
4. *Бобырь М. В., Титов В. С.* Интеллектуальная система управления температурными деформациями при резании // Автоматизация и современные технологии. 2011. № 5. С. 3—7.
5. *Бобырь М. В.* Диагностика оборудования с ЧПУ методами нечеткой логики // Промышленные АСУ и контроллеры. 2010. № 1. С. 18—20.
6. *Титов В. С., Бобырь М. В., Милостная Н. А.* Автоматическая компенсация тепловых деформаций шпиндельных узлов прецизионного оборудования с ЧПУ // Промышленные АСУ и контроллеры. 2006. № 11. С. 31—35.
7. *Пегат А.* Нечеткое моделирование и управление. М.: ИУИТ; БИНОМ, Лаборатория знаний, 2012. 798 с.
8. *Заде Л.* Понятие лингвистической переменной и его применение к принятию приближенных решений. М.: Мир, 1976. 165 с.
9. *Заде Л.* Основы нового подхода к анализу сложных систем и процессов принятий решений // Математика сегодня. М.: Знание, 1974. С. 5—49.

Сведения об авторах

- Максим Владимирович Бобырь** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: fregat_mn@rambler.ru
- Виталий Семенович Титов** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; заведующий кафедрой; E-mail: titov-kstu@rambler.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

М. В. БОБЫРЬ

**ПРОЕКТИРОВАНИЕ
АДАПТИВНОЙ НЕЧЕТКО-ЛОГИЧЕСКОЙ СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ.
ЧАСТЬ II**

Рассмотрены вопросы, связанные с проектированием адаптивной нечетко-логической системы управления прецизионным оборудованием. Приведены структурные схемы, позволяющие оценить принцип ее работы.

Ключевые слова: нечеткая логика, нечеткий логический вывод, системы управления, адаптация.

Введение. В первой части настоящей статьи была рассмотрена структура адаптивной нечетко-логической системы управления оборудованием с ЧПУ, позволяющей в режиме реального времени компенсировать возмущающие воздействия на технологическую систему „станок—приспособление-инструмент—деталь“ [1, 2]. Ниже рассмотрены структурные элементы адаптивной системы управления и принцип их работы, которые не приведены в первой части статьи.

Элементные блоки адаптивной системы управления. Блок ввода выходной переменной (БВВП) используется для хранения информации о выходной переменной, заданной параметризованной функцией принадлежности (ФП). На рис. 1, а представлена его структурная схема, причем выходным является сигнал, формируемый на шине D[47...0].

Логические элементы DD7.1÷DD7.5 представляют собой ОЗУ (RAM16K), выполненные на логических схемах КР537РУ8. Для записи информации в ОЗУ необходимо установить в положение „логический ноль“ сигнал $W/R=0$. Процесс записи ячеек ОЗУ (прошивки) аналогичен записи данных в блок ввода информации. Так, например, если выходная переменная задана ФП, представленной на рис. 2, а, то терм y_1 хранится в ОЗУ DD7.1 ($y_1 \rightarrow DD7.1$), при этом данные, передаваемые по A[9...0], соответствуют значениям по оси абсцисс терма y_1 , а данные, передаваемые по Y₁[7...0], соответствуют значениям по оси ординат терма y_1 . Аналогично прошиваются и остальные ОЗУ: терм $y_2 \rightarrow DD7.2$, терм $y_3 \rightarrow DD7.3$, терм $y_4 \rightarrow DD7.4$, терм $y_4 \rightarrow DD7.5$. Следует учитывать, что данные, вводимые по Y₁[7...0], являются целыми числами и находятся в диапазоне 0—255. Чтобы данные величины принадлежали диапазону значений 0—1, их необходимо разделить на 100. Для передачи информации из БВВП необходимо на входе логических элементов ОЗУ (DD7.1÷DD7.5) установить $W/R=1$.

Блок усечения термов выходной переменной (БУТВП) предназначен для усечения термов выходной функции принадлежности. Структурная схема данного блока приведена на рис. 1, б, а графический результат выполнения данной операции — на рис. 2, б. Логические элементы DD8.1÷DD8.10 выполнены на компараторах К555СП1. Буферные схемы DD9.1÷DD9.10 выполнены на элементах К555АП6. Блоки ОЗУ DD10.1÷DD10.5 выполнены на ОЗУ (RAM16K) КР537РУ8.

Для записи минимального значения между d и c в ОЗУ необходимо с помощью выхода микроконтроллера RB3 подать на входной ОЗУ W/R сигнал логического нуля, т.е. $W/R=0$. Связки компараторов выбирают минимальный сигнал и пропускают его в буфер данных. Рассмотрим случай $y_1 < d_1$. На вход компаратора DD8.1 подаются старшие разряды $y_1[7...4]$ и $d_1[7...4]$, а на компаратор DD8.2 — младшие $y_1[3...0]$ и $d_1[3...0]$. Если $y_1 < d_1$, то на выходе компаратора DD8.2 „<“ будет логическая единица, и буферная схема DD9.2 заблокируется. При этом на выходе компаратора „>“ будет логический ноль, который откроет буферную схему DD9.1 для записи в нее минимального значения $y_1[7...0]$. Схема ОЗУ DD10.1 настроена на запись в нее информации, так как $W/R=0$. После того как

с $A[9...0]$ поступит первый сигнал на схему ОЗУ DD10.1, она запишет минимальный сигнал $y_1[7...0]$, поступающий из буферной схемы DD9.1. Остальные связки компараторов DD8.3÷DD8.10, буферных схем DD9.3÷DD9.10 и ОЗУ DD10.2÷DD10.5 работают аналогичным образом. При этом в блоке DD10.1 хранится сигнал $e_1[7...0]$, т.е. первый терм усеченной выходной ФП. Так же записываются и остальные усеченные термы ФП.

а)

б)

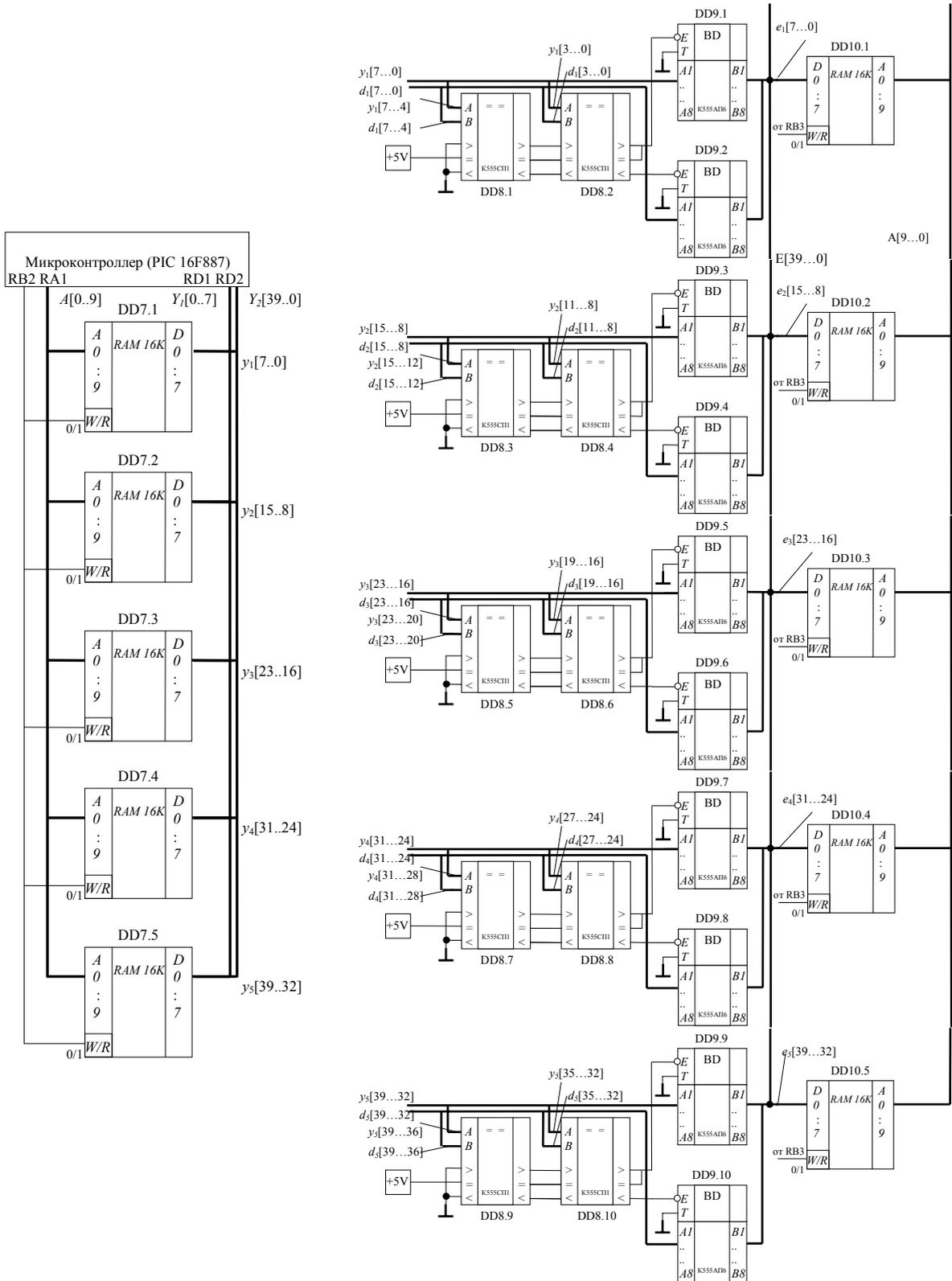


Рис. 1

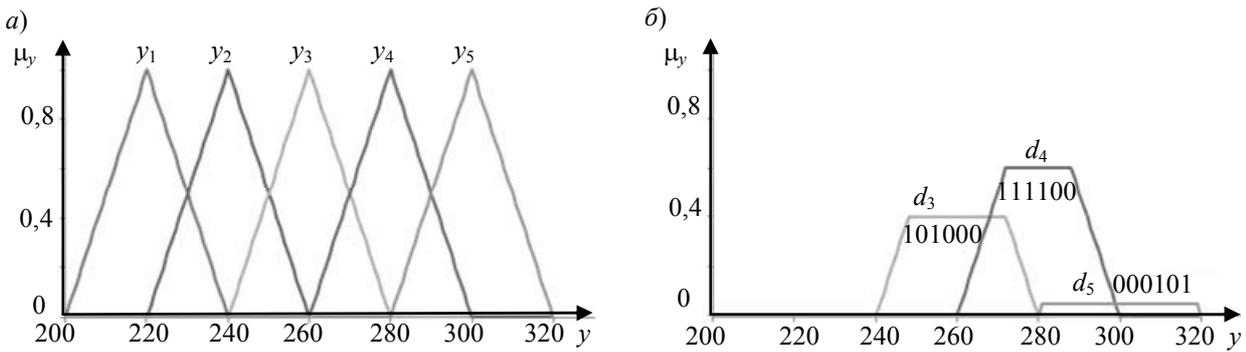


Рис. 2

Блок объединения усеченных термов выходной переменной (БОУТВП) используется для объединения усеченных термов выходной ФП в один массив данных (рис. 3). Структурная схема данного блока приведена на рис. 4, а. Логические элементы DD11.1÷DD11.8 выполнены на компараторах К555СП1, буферные схемы DD12.1÷DD12.8 — на элементах К555АП6, блок ОЗУ DD13.1 — на ОЗУ (RAM16К) КР537РУ8. Для записи информации в блок ОЗУ $W/R=0$. Для передачи сигналов (режим чтения) от блоков ОЗУ DD10.1÷DD10.5 необходимо входной сигнал буферных схем DD10.1÷DD10.5 установить в состояние логической единицы.

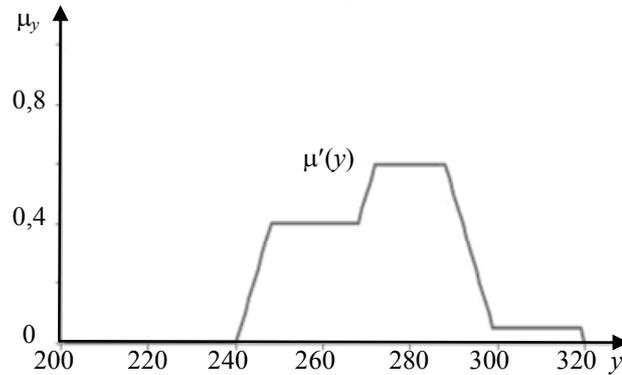


Рис. 3

Связки компараторов выбирают максимальный сигнал из усеченных ФП, хранимых в блоках ОЗУ DD10.1÷DD10.5 на шине $E[39...0]$, и пропускают его в буфер данных, построенных на схемах DD12.1÷DD12.8.

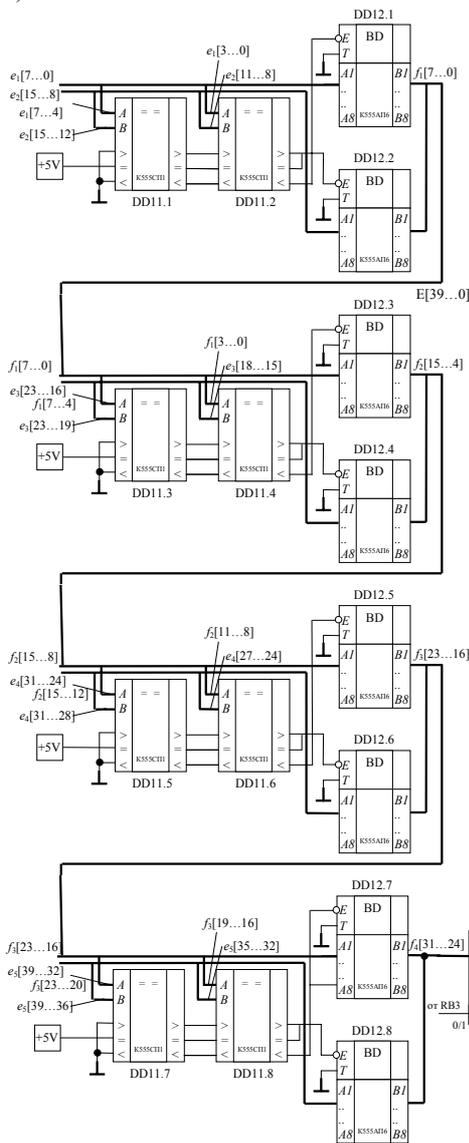
Принцип работы БОУТВП следующий. На вход компаратора DD11.1 подаются старшие разряды $e_1[7...4]$ и $e_2[15...12]$, а на DD11.2 — младшие $e_1[3...0]$ и $e_2[11...8]$. Если $e_1 < e_2$, то на выходе компаратора DD11.2 „<“ будет сигнал логической единицы, который заблокирует буферную схему DD11.1. При этом на выходе компаратора „>“ будет логический нуль, откроется буферная схема DD12.2 для записи в нее максимума $e_2[15...8]$. После того как в буферные схемы DD12.1÷DD12.2 поступит максимальный сигнал (в схему DD12.2) $f_1[7...0] = \max(e_1, e_2)$ из двух сравниваемых, аналогичным образом будет получен сигнал f_1 , который сравнивается с $e_3[23...16]$. При этом максимум f_2 из двух f_1 и e_3 $f_2[15...8] = \max(f_1, e_3)$ поступит в одну из двух буферных схем DD12.3÷DD12.4. Запись остальных ячеек ОЗУ ($f_2 ÷ f_5$) осуществляется аналогичным образом.

Блок дефаззификации (БД) предназначен для формирования дефаззифицированного значения выходной переменной на основе [3—5]

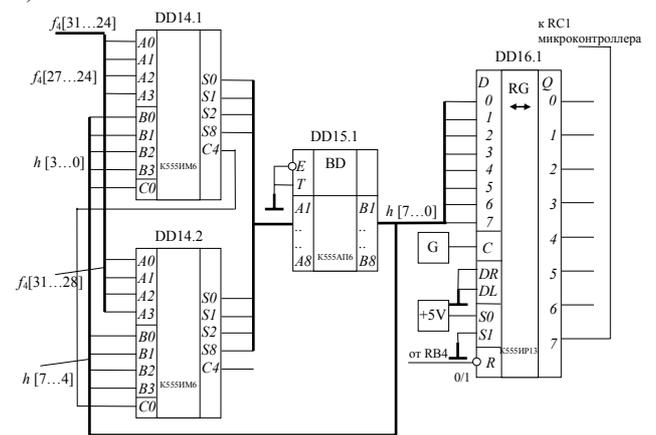
$$y' = \frac{\sum_{l=1}^k y_l \mu'(y)_l}{\sum_{l=1}^k \mu'(y)_l} = \frac{\Sigma_1}{\Sigma_2}.$$

Структурная схема БД для нахождения первой суммы Σ_1 приведена на рис. 4, б, а для определения второй суммы Σ_2 — на рис. 4, в. Процедуру определения суммы Σ_1 необходимо разделить на две операции. Первоначально между собой перемножаются два операнда, затем полученные результаты на каждой итерации суммируются. Для перемножения операндов y_i и $\mu'(y_i)$ используется умножитель DD18.1 [6], выполненный на основе логической схемы К555ИП9, функционирующий согласно алгоритму Бута, суть которого состоит в последовательном многотактном формировании произведения за счет весового алгебраического суммирования множимого.

а)



б)



в)

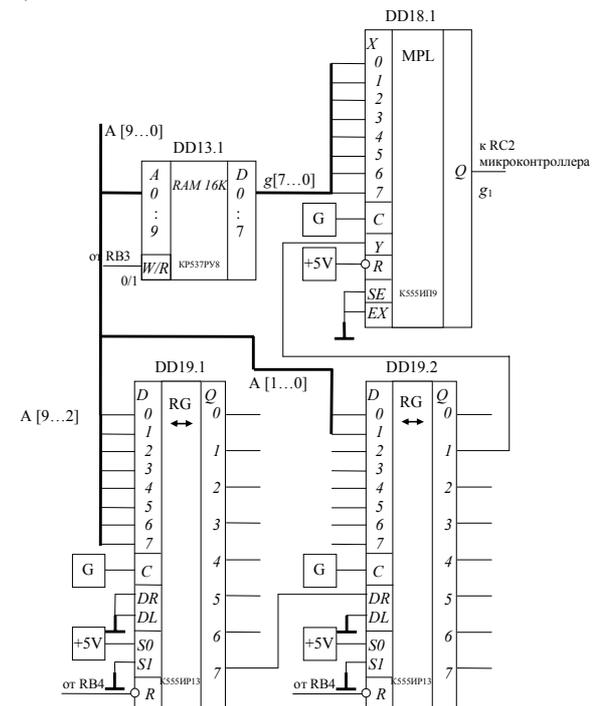


Рис. 4

В режиме умножения на входе R должен действовать сигнал логической единицы. На входы схемы умножителя $X[7...0]$ подается параллельный код сигнала, записанного в ОЗУ DD13.1. На информационный вход Y умножителя DD18.1 передается последовательный код адреса, соответствующего номеру ячейки $g[7...0]$, в которой хранятся данные, передаваемые на входы $X[7...0]$ умножителя. Вход умножителя C подключен к генератору импульсов G . Параллельный код адреса $A[9...0]$ преобразуется в последовательный с помощью двух

сдвиговых регистров DD19.1÷DD19.2, которые работают в режиме „сдвиг вправо“. Регистровые схемы выполнены на цифровых схемах K555ИР13. Шина A[9...0] 10-разрядная, поэтому на первую схему DD19.1 подаются старшие разряды A[9...2], а на вторую DD19.2 — младшие A[1...0]. Чтобы информация не была потеряна при наращивании сдвиговых регистров, седьмой выход схемы DD19.1 подключен к входу DR второго сдвигового регистра DD19.2. Последовательный код с шины A[9...0] снимается с первого выхода второй схемы DD19.2 и передается на информационный вход умножителя Y. Такое подключение логических элементов позволяет выполнять операцию умножения двух операндов. Полученное произведение передается в последовательном коде на вход RC2 микроконтроллера, который помещает в своей памяти первое произведение. Далее последовательно перемножаются в умножителе DD18.1 последующие номера адресов ячеек памяти ОЗУ DD13.1 на соответствующие данные, хранимые в этих ячейках, а результат произведения записывается в память микроконтроллера. После выполнения всех операций умножения микроконтроллер по заданной программе рассчитывает суммарное значение произведений Σ_1 .

Для определения второй суммы Σ_2 необходимо последовательно сложить все данные, записанные в буферную схему DD13.1. Для этого ОЗУ DD13.1 переводится в режим чтения информации, на входе W/R=1 устанавливается логическая единица, а на сумматоры DD14.1 передаются младшие разряды $f_4[27...24]$ и суммы $h[3...0]$, полученные на i -й итерации, а на сумматор DD14.2 передаются старшие разряды $f_4[31...28]$ и суммы $h[7...4]$. В качестве сумматоров DD14.1÷DD14.2 используются цифровые схемы K555ИМ6. Результат суммирования, полученный на i -й операции, хранится в буферной схеме ОЗУ DD15.1. После выполнения всех итераций результирующая сумма Σ_2 будет храниться в буферной схеме DD15.1. Для передачи полученного значения суммы Σ_2 в микроконтроллер параллельный 8-разрядный код $h[7...0]$ преобразуется в последовательный. Для этой операции используется регистр сдвига DD16.1, выполненный на логической схеме K555ИР13. На ее входы данных D подается 8-разрядный код $h[7...0]$, а с седьмого выхода снимается последовательный код, который передается на вход микроконтроллера RC1.

После определения двух суммарных значений Σ_1 и Σ_2 МК по заданной программе выполняет процедуру деления первой суммы на вторую Σ_1/Σ_2 . Результат процедуры является выходным значением, полученным в ходе реализации нечеткого логического вывода. Проведенные экспериментальные исследования показали эффективность предложенной адаптивной системы управления исполнительными механизмами оборудования с ЧПУ [7, 8], в частности, точность при механической обработке изделий повысилась не менее чем на 10 %, а скорость принятия управляющих решений при компенсации внешних факторов, действующих в режиме реального времени на технологическую систему „станок—приспособление—инструмент—деталь“, повысилась в 1,5 раза.

Заключение. Таким образом, предлагаемая структурная схема адаптивной системы управления исполнительными механизмами оборудования с ЧПУ, рассмотренная в первой части статьи, позволяет в режиме реального времени повысить точность механической обработки изделий, а также увеличить скорость принятия решений в случае воздействия внешних факторов.

Работа выполнена в рамках гранта Президента РФ МК-277.2012.8 и ФЦП, государственный контракт № 14.740.11.1003.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Яблочников Е. И., Молочник В. И., Гусельников В. С. Метод разработки групповых технологических процессов для оборудования с числовым программным управлением // Изв. вузов. Приборостроение. 2010. Т. 53, № 6. С. 63—67.

2. Акульшин Г. Ю., Бобырь М. В., Ширабакина Т. А. Система фиксации деталей на основе электро-реологического эффекта // Изв. вузов. Приборостроение. 2012. Т. 55, № 2. С. 47—50.
3. Бобырь М. В., Титов В. С. Интеллектуальная система управления температурными деформациями при резании // Автоматизация и современные технологии. 2011. № 5. С. 3—7.
4. Бобырь М. В. Диагностика оборудования с ЧПУ методами нечеткой логики // Промышленные АСУ и контроллеры. 2010. № 1. С. 18—20.
5. Рутковская Д., Пилиньский М., Рутковский Л. Нейронные сети, генетические алгоритмы и нечеткие системы. М.: Горячая линия-Телеком, 2006. 452 с.
6. Угрюмов Е. П. Цифровая схемотехника. СПб: БХВ-Петербург, 2004. 528 с.
7. Титов В. С., Бобырь М. В., Милостная Н. А. Автоматическая компенсация тепловых деформаций шпиндельных узлов прецизионного оборудования с ЧПУ // Промышленные АСУ и контроллеры. 2006. № 11. С. 31—35.
8. Бобырь М. В., Титов В. С., Анциферов А. В. Алгоритм высокоскоростной обработки деталей на основе нечеткой логики // Мехатроника, Автоматизация, Управление. 2012. № 6. С. 21—26.

Сведения об авторе

Максим Владимирович Бобырь — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: fregat_mn@rambler.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

УДК 621:658.011.56

И. Е. ЧЕРНЕЦКАЯ, Е. С. ЯХОНТОВА

АВТОМАТИЗИРОВАННАЯ СИСТЕМА УПРАВЛЕНИЯ ТЕХНОЛОГИЧЕСКИМИ ОПЕРАЦИЯМИ С ПОМОЩЬЮ МЕТОДОВ НЕЧЕТКОЙ ЛОГИКИ

Предложена автоматизированная система управления технологическими операциями процесса шлифования, особенностью которой является использование методов нечеткой логики для контроля параметров поверхности обрабатываемой детали.

Ключевые слова: автоматизированная система управления, нечеткая логика, шлифование.

На современных предприятиях станки с ЧПУ используются на всех этапах обработки детали. Наилучшее качество поверхности достигается при шлифовании, которое является одной из завершающих операций технологического процесса.

При шлифовании детали критерием качества является шероховатость поверхности, которая представляет собой совокупность неровностей с относительно малыми шагами. В процессе шлифования детали возникают возмущающие воздействия, которые усиливают деформацию и вибрацию технологической системы. В результате происходят отклонения от заданных допусков шероховатости. В связи с этим возникла необходимость разработки автоматизированной системы управления шлифовальными операциями с помощью методов нечеткой логики, обеспечивающей контроль и корректировку параметров обрабатываемой поверхности детали в режиме реального времени.

Структурная схема автоматизированной системы управления представлена на рис. 1 (здесь 1 — деталь, 2 — шлифовальные круги, 3 — держатель и управляющий механизм,

4 — коническая передача, 5 — электромагнит, 6 — шток, 7 — герметичный цилиндр, 8 — электрореологическая суспензия, 9 — капилляр, 10 — камера, 11 — электрод, 12 — оптический датчик, 13 — ЭВМ).

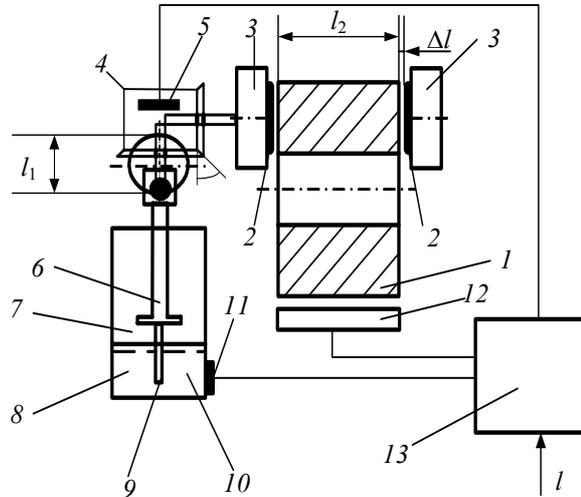


Рис. 1

Для управления перемещением шлифовальных кругов 2 и корректировки размеров детали l_2 предлагается использовать электрореологический эффект, заключающийся в том, что при воздействии электрического тока с помощью электрода 11 на электрореологическую суспензию 8 (состав: трансформаторное масло — 45,8 %, диатомит — 50 %, олеиновая кислота — 4,2 %) последняя переходит из жидкого состояния в твердое.

Управление шлифовальными операциями с использованием автоматизированной системы заключается в следующем [1]. При помощи оптического датчика 12 в режиме реального времени осуществляется контроль параметров l_2 поверхности обрабатываемой детали 1. При этом ЭВМ 13 определяет разность между текущим размером детали l_2 , полученным от оптического датчика, и эталонным значением l , заданным до начала технологического процесса. Если разность равна нулю, и следовательно, отклонений от заданных размеров нет, то обработка продолжается. Если значение l_2 отличается от эталонного, то по команде, генерируемой ЭВМ, включается электромагнит 5, который перемещает шток 6 на расстояние l_1 . Время t , в течение которого включен электромагнит, рассчитывается с использованием операций нечеткой логики. Шток 6 под действием электромагнитного притяжения поднимается вверх на строго фиксированную высоту l_1 . Это движение при помощи конической передачи 4 передается на держатель и управляющий механизм станка с ЧПУ 3, что приводит к перемещению шлифовальных кругов 2. При движении штока электрореологическая суспензия 8 через капилляр 9 поступает из камеры 10 в герметичный цилиндр 7, понижается давление в камере. После того как текущий размер детали l_2 совпадет с эталонным значением, электромагнит 5 отключается и шток 6 под действием силы притяжения из-за образовавшегося вакуума в камере 10 опускается вниз на расстояние l_1 . Это движение также при помощи конической передачи 4 передается на держатель и управляющий механизм станка с ЧПУ 3, что приводит шлифовальные круги в движение в обратном направлении. При этом электрореологическая суспензия через капилляр поступает назад в камеру, заполняя собой свободное пространство.

Если при обработке детали возникает необходимость уменьшить ход шлифовальных кругов l_1 , с помощью ЭВМ включается электрод 11. После этого под действием тока суспензия 8 затвердевает и расширяется, тем самым уменьшая свободное пространство в камере 10. Это приводит к уменьшению хода штока 6 и высоты l_1 соответственно.

Для управления перемещением шлифовальных кругов на величину l_1 (см. рис. 1) необходимо рассчитать время включения электромагнита t , предлагается с этой целью использовать аппарат нечеткой логики.

Для расчета времени включения электромагнита t , с учетом способа, описанного в работах [2, 3], выполняем следующую последовательность шагов.

Шаг 1. Задание входных переменных: эталонное значение размера детали l и время включения электромагнита t , которые описываются с помощью нечетких интервалов, задаваемых формулой:

$$M = (\underline{m}, \bar{m}, \alpha, \beta), \tag{1}$$

где M — нечеткий интервал; $[\underline{m}, \bar{m}]$ — ядро нечеткого интервала; \underline{m} и \bar{m} — нижнее и верхнее модальное значение нечеткого интервала; $[\underline{m} - \alpha, \bar{m} + \beta]$ — носитель нечеткого интервала; α и β — левый и правый коэффициент нечеткости соответственно.

Данные для построения нечетких интервалов представлены в табл. 1. Входные нечеткие интервалы для l и t приведены на рис. 2.

Таблица 1

№	$(\alpha; \bar{l}; \underline{l}; \beta)$	$(\alpha; \bar{t}; \underline{t}; \beta)$
1	(3; 8; 3; 3)	(2; 5; 2; 3)
2	(9; 14; 2; 3)	(6; 10; 2; 2)
3	(15; 20; 2; 2)	(13; 16; 2; 3)

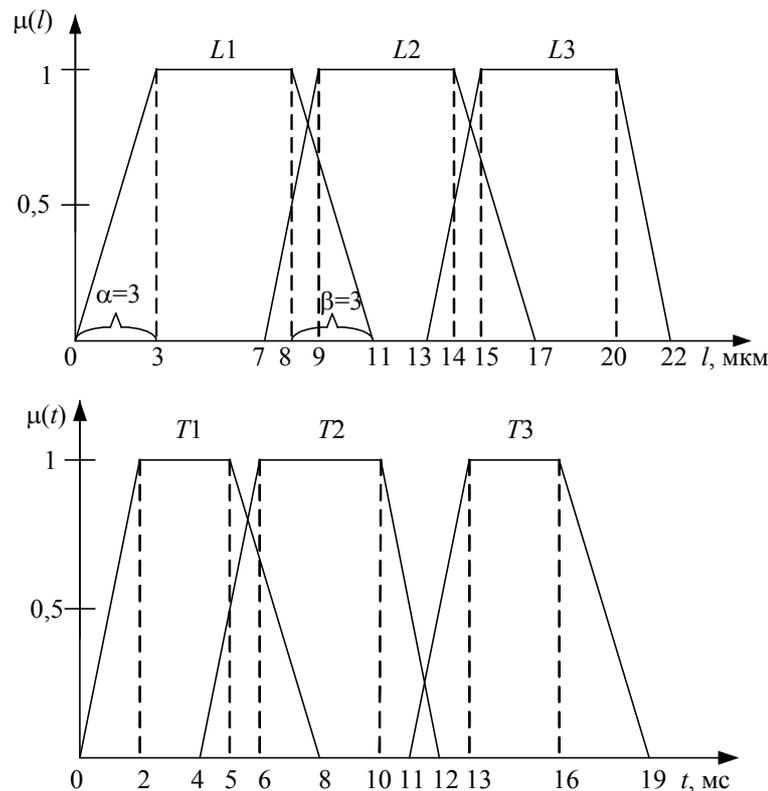


Рис. 2

Шаг 2. Построение выходного нечеткого интервала. Для этого по имеющимся входным данным рассчитываются ядро и носитель выходного нечеткого интервала согласно формулам, представленным в табл. 2 (здесь 1000 — коэффициент пересчета). По полученным значениям строятся графики нечетких интервалов (рис. 3).

Таблица 2

Формула	Вычисления
$\alpha_i = (\bar{l}_i - \alpha_t) \times (\bar{t}_i - \alpha_t)$	$\alpha_1 = (3-3) \times (2-2) \times 1000 = 0$ $\alpha_2 = (9-2) \times (6-2) \times 1000 = 28\,000$ $\alpha_3 = (15-2) \times (13-2) \times 1000 = 143\,000$
$\beta_i = (\bar{l}_i + \beta_t) \times (\bar{t}_i + \beta_t)$	$\beta_1 = (8+3) \times (5+3) \times 1000 = 88\,000$ $\beta_2 = (14+3) \times (10+2) \times 1000 = 204\,000$ $\beta_3 = (20+3) \times 2 \times (16+3) \times 1000 = 418\,000$
$\underline{m}_i = \underline{l}_i \times \underline{t}_i$	$\underline{m}_1 = 3 \times 2 \times 1000 = 6\,000$ $\underline{m}_2 = 9 \times 6 \times 1000 = 54\,000$ $\underline{m}_3 = 15 \times 13 \times 1000 = 195\,000$
$\bar{m}_i = \bar{l}_i \times \bar{t}_i$	$\bar{m}_1 = 8 \times 5 \times 1000 = 40\,000$ $\bar{m}_2 = 14 \times 10 \times 1000 = 140\,000$ $\bar{m}_3 = 20 \times 16 \times 1000 = 320\,000$

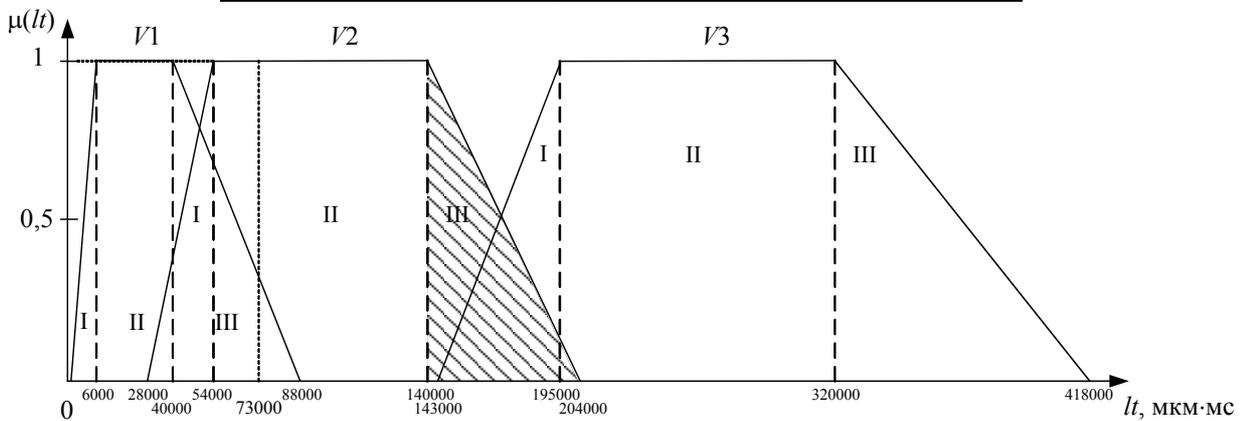


Рис. 3

Шаг 3. Задание правил управления:

Если $L1$ и $T1$, то $V1$;

Если $L2$ и $T2$, то $V2$;

Если $L3$ и $T3$, то $V3$.

Шаг 4. Согласно правилам управления определяется область на рис. 3, в которую попадает разность между эталонным значением l и значением, полученным от оптического датчика l_2 . Разность 73 000 ($7,3 \cdot 1000$, здесь 1000 — коэффициент пересчета) соответствует области III первого нечеткого интервала. Вычисляется λ' (параметр, который высчитывается как произведение нечетких интервалов), с учетом определенной области, по формуле:

$$\lambda' = \bar{\mu}_{lt} l = L \left(\frac{-\bar{l}\beta_t - \bar{t}\beta_l + \sqrt{(\bar{t}\beta_l - \bar{l}\beta_t)^2 + 4\beta_l\beta_t}}{2\beta_l\beta_t} \right), \quad (2)$$

$$\lambda' = \frac{-8 \cdot 3 \cdot 1000 - 5 \cdot 1000 \cdot 3 + \sqrt{(5 \cdot 1000 \cdot 3 - 8 \cdot 3 \cdot 1000)^2 + 4 \cdot 3 \cdot 3 \cdot 1000 \cdot 73\,000}}{2 \cdot 3 \cdot 3 \cdot 1000} = 0,73.$$

Шаг 5. Вычисление времени включения электромагнита t по выражению:

$$t_i = \begin{cases} \bar{t}_i - \alpha_t L(\lambda'); \\ \underline{t}_i - \beta_t L(\lambda'), \end{cases} \quad (3)$$

$$t_i = 5 + 3 \cdot (1 - 0,73) = 5,81 \text{ мс.}$$

В результате приведенных расчетов получаем, что электромагнит необходимо включить на 5,81 мс. За это время произойдет компенсация внешних возмущающих воздействий.

Описанный способ позволяет заранее рассчитать время, необходимое для компенсации возмущающих воздействий, что сокращает время переходных процессов системы.

Использование автоматизированной системы управления и способа управления перемещением шлифовальных кругов обеспечивает контроль и корректировку параметров обрабатываемой поверхности детали в режиме реального времени. В результате повышаются точность обработки деталей при шлифовании и качество готовой продукции.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Пат. 2379169 РФ, В 23Q 15/00. Способ и устройство управления точностью обработки деталей / В. С. Титов, М. В. Бобырь, Е. С. Яхонтова. Заявл. 20.09.09; опубл. 20.01.10. 12 с.
2. Бобырь М. В., Титов В. С. Метод коррекции параметров режима резания в системах с ЧПУ // Мехатроника, Автоматизация, Управление. 2010. № 7. С. 49—53.
3. Бобырь М. В., Титов В. С., Тевс С. С. Выбор оптимальных параметров управления технологическим процессом методами нечеткой логики // Промышленные АСУ и контроллеры. 2003. № 5. С. 21—23.

Сведения об авторах

- Ирина Евгеньевна Чернецкая** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: white731@yandex.ru
- Елена Сергеевна Яхонтова** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: elena-yahontova@yandex.ru

Рекомендована Юго-Западным государственным университетом

Поступила в редакцию 18.02.13 г.

УДК 534.1

Ж. Т. ЖУСУБАЛИЕВ, А. И. АНДРИЯНОВ, А. А. МИХАЛЕВ, В. В. ШЕИН

КВАЗИПЕРИОДИЧЕСКАЯ ДИНАМИКА СИСТЕМЫ УПРАВЛЕНИЯ С ШИРОТНО-ИМПУЛЬСНОЙ МОДУЛЯЦИЕЙ

Исследована динамика системы управления с синусоидальной широтно-импульсной модуляцией. Проведен бифуркационный анализ двумерной модели однофазного инвертора напряжения. Показано, что в такой системе наряду с классической бифуркацией Неймарка—Саккера существует С-бифуркация, приводящая к рождению инвариантного тора из периодической орбиты.

Ключевые слова: инвертор напряжения, инвариантный тор, С-бифуркация, кусочно-гладкие динамические системы.

Введение. Импульсные системы автоматического управления обычно описываются дифференциальными (кусочно-гладкими динамическими) уравнениями с разрывными правыми частями. Фазовые траектории рассматриваемых динамических систем „сшиваются“ из отдельных гладких участков [1]. Усложнение колебаний в кусочно-гладких системах связано с двумя типами бифуркаций. Первый тип — как и в гладких системах, это локальные бифуркации, например, „седло—узел“, удвоения периода, Неймарка—Саккера, и глобальные — гомоклинические и гетероклинические.

Бифуркации второго типа возникают, когда траектория периодического движения проходит через границу одной из поверхностей сшивания или касается ее. При этом нарушаются

условия существования периодического решения и появляются или исчезают участки траектории в одной из областей кусочной непрерывности [1, 2]. Такие бифуркации получили название С-бифуркаций [1—3] (border-collision bifurcations [4]).

Простейшему бифуркационному процессу при С-бифуркациях соответствует непрерывный переход решения одного типа в решение другого типа [1]. Возможны и более сложные ситуации, например, удвоение, „умножение“ периода колебаний, рождение движений с участками скольжения или хаотического аттрактора из периодической орбиты [2, 5—8].

Наряду с каскадом бифуркаций удвоения периода и различными формами перемежаемости переход к хаосу через возникновение и разрушение инвариантного тора является одним из классических сценариев в диссипативных системах. Однако в рассматриваемых системах сценарий может отличаться от классического [9—14].

В работах [9—12] было выявлено, что в импульсных системах инвариантный тор может рождаться из периодической орбиты через С-бифуркацию. В такой бифуркации комплексно-сопряженная пара мультипликаторов устойчивого цикла скачком выходит из единичного круга. Потеря устойчивости приводит к появлению эргодического или резонансного тора. В первом случае бифуркация является аналогом классической суперкритической бифуркации Неймарка—Саккера. Во втором случае из периодической орбиты плавно возникает пара циклов (устойчивый и седловой), лежащих на инвариантном торе. Впоследствии этот феномен был обнаружен при анализе кусочно-линейного отображения [10], а также подтвержден экспериментально на примере систем с многозонной импульсной модуляцией [10, 11]. Оказалось, что подобная бифуркация характерна для широкого класса импульсных систем с квазипериодическими свойствами.

Настоящая статья имеет целью обобщить результаты исследований, представленных в работах [9—12], на класс импульсных систем с синусоидальной широтно-импульсной модуляцией. В качестве базового объекта для бифуркационного анализа рассматривается однофазный инвертор напряжения с широтно-импульсным регулированием.

Постановка задачи. Функциональная схема инвертора напряжения приведена на рис. 1, а, где E_0 — входное напряжение, $V_{ref}(t)$ — синусоидальный управляющий сигнал с периодом T , кратным периоду a модуляции ($T = ma$); DD , $DA1$, S/H — инвертор, компаратор, устройство выборки-хранения; $DA2$ — усилитель сигнала ошибки; S_1 , S_2 , S_3 , S_4 — полупроводниковые ключи; VS — датчик напряжения; R — сопротивление, характеризующее потери в катушке индуктивности фильтра; L , C — индуктивность и емкость фильтра; R_L — сопротивление нагрузки; ξ — сигнал ошибки; v_{con} — выходное напряжение устройства выборки-хранения; v_{out} — выходное напряжение преобразователя.

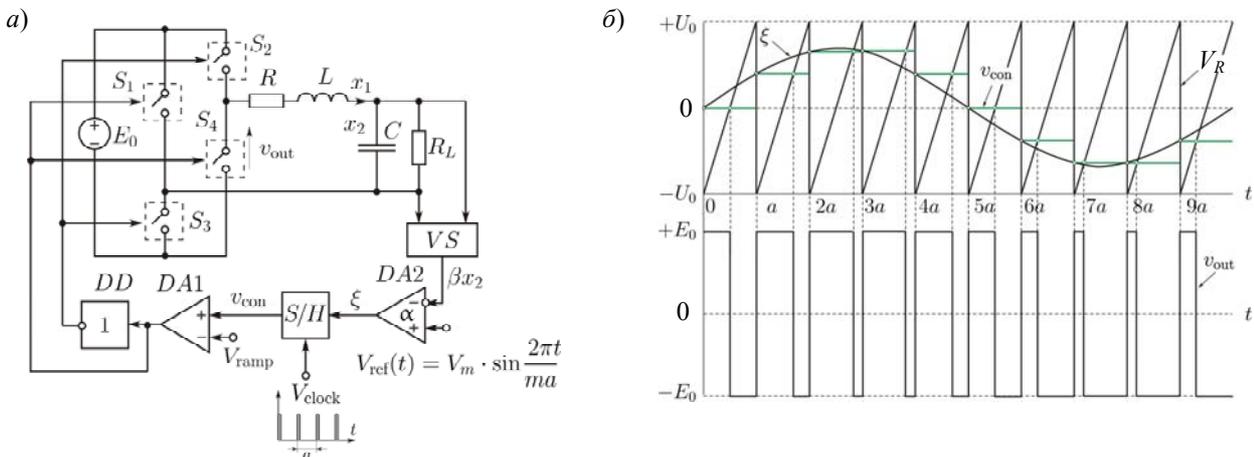


Рис. 1

Временные диаграммы, поясняющие формирование управляющих импульсов, изображены на рис. 1, б, здесь $\pm U_0$ — опорное напряжение модулятора; V_R — напряжение на сопротивлении. Управление осуществляется методом широтно-импульсной модуляции первого рода.

Представим математическую модель в безразмерной форме для инвертора:

$$\dot{x} = \mu x - \omega y - (\mu - \omega)K_F; \quad \dot{y} = \omega x + \mu y - (\mu + \omega)K_F; \quad K_F = \text{sign}(\psi - \eta); \quad (1)$$

$$\psi = \frac{q}{\Omega} \sin\left(\frac{2\pi\tau}{m}\right) + \vartheta x(\tau) - y(\tau);$$

$$\eta = \frac{2P}{\alpha\Omega} [t - \tau - 1/2]; \quad \eta(t+1) \equiv \eta(t),$$

где

$$\vartheta = \frac{\mu + \omega}{\mu - \omega}; \quad P = \frac{U_0}{\beta E_*} (1 - \vartheta)(1 + R/R_L);$$

$$q = \frac{V_m}{U_0} P; \quad \Omega = E_0 / E_*,$$

$$\mu = -\frac{a}{2} \left(\frac{R}{L} + \frac{1}{CR_L} \right),$$

$$\omega = a \sqrt{\frac{1}{LC} \left(1 + \frac{R}{R_L} \right) - \frac{1}{4} \left(\frac{R}{L} + \frac{1}{CR_L} \right)^2} > 0.$$

Безразмерные переменные x и y связаны с исходными динамическими переменными x_1 и x_2 :

$$x_1 = -(R/L + \mu/a)\gamma_1 - \omega\gamma_2/a; \quad x_2 = \gamma_1/C;$$

$$\gamma_1 = -\frac{a^2 E_0}{2\omega L(\mu^2 + \omega^2)} [(\mu + \omega)x - (\mu - \omega)y];$$

$$\gamma_2 = -\frac{a^2 E_0}{2\omega L(\mu^2 + \omega^2)} [(\mu - \omega)x + (\mu + \omega)y],$$

где x_1 — ток в катушке индуктивности выходного LC -фильтра; x_2 — напряжение нагрузки.

В приведенных выражениях $x, y \in \mathbb{R}$; K_F — сигнал на выходе модулятора; t — безразмерное время; $\eta(t)$ — вынуждающее воздействие, представляющее собой периодическую последовательность импульсов пилообразной формы с периодом 1: $\eta(t+1) \equiv \eta(t)$; $\tau = [t] = k - 1$ ($k = 1, 2, \dots$) — дискретное время, $[\bullet]$ — функция, выделяющая целую часть аргумента; q — нормированная амплитуда управляющего синусоидального сигнала с периодом m ; μ, ω — действительная и мнимая части собственных значений $\lambda_{1,2} = \mu \pm j\omega$, $\mu < 0$ матрицы коэффициентов уравнения (1); $\vartheta = (\mu + \omega)/(\mu - \omega)$. Параметр P определяет амплитуду импульсов пилообразной формы $\eta(t)$, Ω — нормированное входное напряжение, α — коэффициент усиления.

Параметры динамической системы (1): $R = 1$ Ом, $L = 4 \cdot 10^{-3}$ Гн, $C = 3,5 \cdot 10^{-6}$ Ф, $R_L = 45$ Ом, $V_m = 4$ В, $U_0 = 10$ В, $\alpha > 0$ и $E_0 > 20$, $\Omega = E_0 / E_*$ — нормированное выходное напряжение, где $E_* = 1$ В.

Систему уравнений (1) можно свести к двумерному кусочно-гладкому стробоскопическому отображению:

$$\begin{aligned} x_{k+1} &= e^{\mu}(x_k \cos \omega - y_k \sin \omega) + 2e^{\mu(1-z_k)}(\cos \theta_k - \sin \theta_k) - 1; \\ y_{k+1} &= e^{\mu}(x_k \sin \omega + y_k \cos \omega) + 2e^{\mu(1-z_k)}(\sin \theta_k + \cos \theta_k) - 1, \\ k &= 0, 1, 2, \dots, \end{aligned} \quad (2)$$

где $\theta_k = \omega(1 - z_k)$ и

$$z_k = \begin{cases} 0, & \varphi_k < -\frac{P}{\alpha\Omega}; \\ \frac{\alpha\Omega}{2P}\varphi_k + \frac{1}{2}, & |\varphi_k| \leq \frac{P}{\alpha\Omega}; \\ 1, & \varphi_k > \frac{P}{\alpha\Omega}, \end{cases}$$

$$\varphi_k = \frac{q}{\Omega} \sin \frac{2\pi k}{m} + \vartheta x_k - y_k.$$

Здесь $z_k = t_k - k + 1$ — коэффициент заполнения импульсов, t_k — момент переключения модулятора.

Период T движения динамической системы (1) в общем случае является кратным периоду внешнего воздействия m : $T = mN$, $N = 1, 2, \dots$. Такое движение будем называть N -циклом или циклом периода N .

Бифуркационный анализ. На рис. 2 приведена карта динамических режимов в плоскости управляющих параметров (α, Ω) для $m = 10$, где $\Pi_{1,1}$, $\Pi_{1,2}$ — области устойчивости 1-цикла. На рис. 2 через $\Pi_{4,1}$, $\Pi_{4,2}$ обозначены резонансные „языки“ относительно большой площади, а через Π_{∞} — области квазипериодической и хаотической динамики. Область $\Pi_{1,1}$ ограничена кривой бифуркации Неймарка—Саккера N_{φ} и С-бифуркационной кривой N_{φ}^C рождения инвариантного тора из периодической орбиты. Граница N_{φ}^C опирается на линию N_{φ} бифуркации Неймарка—Саккера N_{φ} в точке коразмерности два.

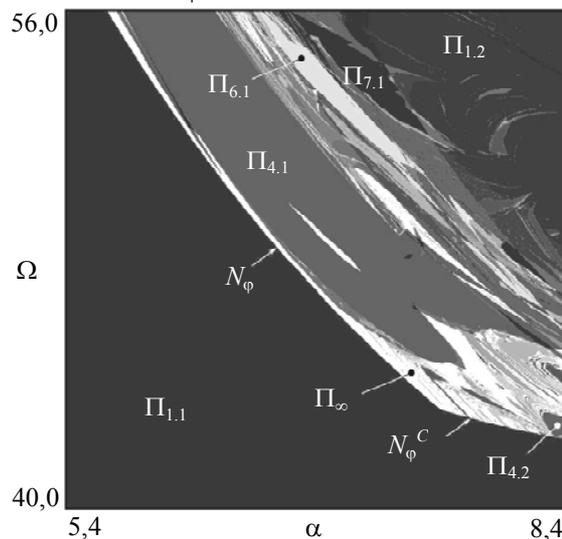


Рис. 2

На рис. 3, а приведена бифуркационная диаграмма, иллюстрирующая рождение инвариантного тора через классическую бифуркацию Неймарка—Саккера при $m = 200$. Зависимость абсолютного значения ρ комплексно-сопряженной пары мультипликаторов $\rho_{1,2} = \rho_r \pm j\rho_j$

I -цикла от параметра α приведена на рис. 3, б, α_ϕ — бифуркационное значение параметра, соответствующее рождению инвариантного тора.

Характер движения на торе определяется числом вращения. Когда оно иррационально, инвариантный тор плотно заполняется траекториями (сечение Пуанкаре представляет собой гладкую замкнутую кривую) и динамика квазипериодична. При рациональном числе вращения на инвариантном торе имеется четное число периодических орбит, одна часть которых устойчивые, а другая — седловые, тор образован замыканием неустойчивых многообразий седловых циклов.

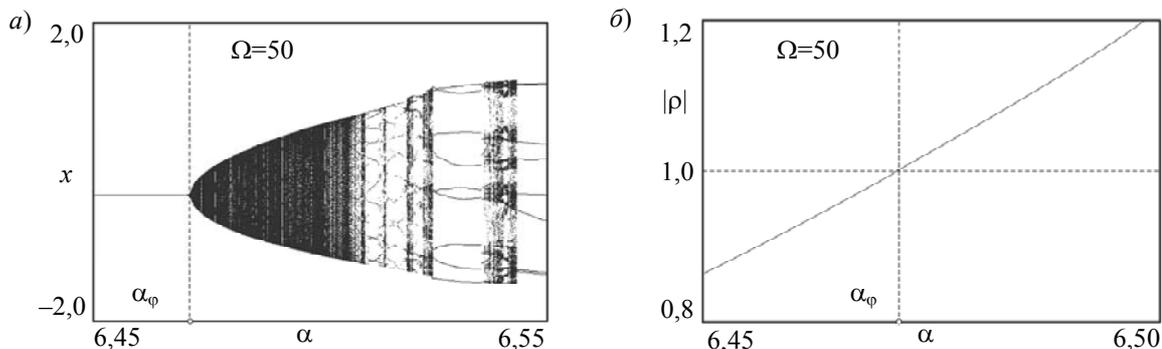


Рис. 3

Остается рассмотреть S -бифуркацию рождения тора из периодической орбиты. Заметим, что бифуркационный анализ, как и в предыдущем случае, выполнен для $m = 200$, тогда как карта режимов рассчитана при $m = 10$. Численные эксперименты показали, что характер бифуркационного поведения системы мало изменяется с увеличением m .

На рис. 4 приведены бифуркационная диаграмма и зависимость абсолютного значения комплексно-сопряженной пары мультипликаторов I -цикла от параметра Ω при $\alpha = 8,785$. При увеличении значения Ω комплексно-сопряженная пара мультипликаторов I -цикла скачком выходит из единичного круга (рис. 4, а). Потеря устойчивости I -цикла сопровождается плавным возникновением квазипериодических колебаний (рис. 4, б).

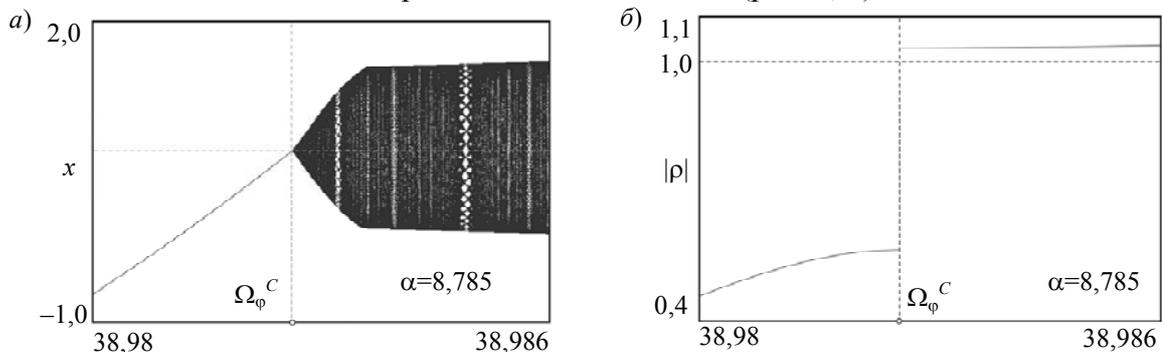


Рис. 4

Как можно видеть из рис. 4, а, характерный размер инвариантного тора („диаметр“) при удалении от точки бифуркации $\Omega = \Omega_\phi^C$ изменяется почти линейно от нуля, в отличие от параболической зависимости, присущей для классической бифуркации Неймарка—Саккера.

Возникновение квазипериодических (или резонансных) колебаний приводит к ухудшению спектрального состава тока и напряжения нагрузки по сравнению с I -циклом. Это существенно влияет на качество выходного напряжения, которое должно быть синусоидальным с минимальной долей паразитных гармоник.

Для количественной оценки содержания паразитных гармонических составляющих в выходном переменном напряжении используется коэффициент гармоник:

$$K_{\Gamma} = \frac{\sqrt{V_{\text{ВЫХ}}^2 - V_{\text{ПГ}}^2}}{V_{\text{ПГ}}} \cdot 100 \%,$$

где $V_{\text{ВЫХ}}$ — действующее значение выходного напряжения; $V_{\text{ПГ}}$ — действующее значение полезной гармоники выходного напряжения.

Численные расчеты показали, что для I -цикла при $m = 200$, $E_0 = 50$ В, $\alpha = 6$, $K_{\Gamma} \approx 2,83$ %, а коэффициент гармоник для квазипериодического режима ($m = 200$, $E_0 = 50$ В, $\alpha = 6,5$) составляет примерно $K_{\Gamma} \approx 17$ % (см. рис. 3).

Заключение. В данной статье представлены результаты исследований квазипериодической динамики системы управления с синусоидальной широтно-импульсной модуляцией. Выполнен бифуркационный анализ однофазного инвертора напряжения.

Показано, что в такой системе наряду с классической бифуркацией Неймарка—Саккера существует сценарий рождения инвариантного тора, связанный с C -бифуркацией. В такой бифуркации комплексно-сопряженная пара мультипликаторов устойчивой периодической орбиты скачком выходит из единичного круга: устойчивый цикл переходит в неустойчивый того же периода, но другого типа. Потеря устойчивости сопровождается появлением резонансного или эргодического тора.

Работа выполнена при финансовой поддержке ФЦП „Научные и научно-педагогические кадры инновационной России“ на 2009—2013 гг. (Программное мероприятие № 1.3.1, соглашение 14.В37.21.1146).

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Фейгин М. И. Вынужденные колебания систем с разрывными нелинейностями. М.: Наука, 1994.
2. Фейгин М. И. Удвоение периода колебаний при C -бифуркациях в кусочно-непрерывных системах // ПММ. 1970. Т. 34, вып. 5. С. 861—869.
3. Di Bernardo M., Feigin M. I., Hogan S. J., Homer M. E. Local analysis of C -bifurcations in n -dimensional piecewise-smooth dynamical systems // Chaos, Solitons and Fractals. 1999. Vol. 10, N 11. P. 1881—1908.
4. Nusse E. H., Yorke J. A. Border-collision bifurcations including “period two to period three” for piecewise smooth systems // Physica D. 1992. N 57. P. 39.
5. Zhusubaliyev Zh. T., Mosekilde E. Bifurcations and Chaos in Piecewise-Smooth Dynamical Systems. Singapore: World Scientific, 2003.
6. Leine R. I., Nijmeijer H. Dynamics and Bifurcations of Non-Smooth Mechanical Systems. Berlin: World Scientific, 2003.
7. Di Bernardo M., Budd C., Champneys A. R., Kowalczyk P., Nordmark A. B., Olivar G., Poinoinen P. T. Bifurcations in nonsmooth dynamical systems // SIAM Review. 2008. Vol. 50, N 4. P. 629—701.
8. Colombo A., Di Bernardo M., Hogan S. J., Jeffrey M. R. Bifurcations of piecewise-smooth flows: Perspectives, methodologies and open problems // Physica D: Nonlinear Phenomena. 2012. Vol. 241. P. 1845—1860.
9. Zhusubaliyev Zh. T., Mosekilde E. Torus birth bifurcation in DC/DC converter // IEEE Trans. Circ. Syst. I. 2006. Vol. 53. P. 1839—1850.
10. Zhusubaliyev Zh. T., Mosekilde E., Maity S. M., Mohanan S., Banerjee S. Border collision route to quasiperiodicity: Numerical investigation and experimental confirmation // Chaos. 2006. Vol. 16. P. 023122.
11. Zhusubaliyev Zh. T., Yanochkina O. O., Mosekilde E., Banerjee S. Two-mode dynamics in pulse-modulated control systems // Annual Reviews in Control. 2010. Vol. 34. P. 62—70.
12. Zhusubaliyev Zh. T., Mosekilde E., Yanochkina O. O. Torus-bifurcation mechanisms in a DC/DC converter with pulsewidth-modulated control // IEEE Trans. on Power Electronics. 2011. Vol. 26. P. 1270—1279.

13. Giaouris D., Banerjee S., Imrayed O., Mandal K., Zahawi B., Pickert V. Border Complex interaction between tori and onset of three-frequency quasi-periodicity in a current mode controlled boost converter // IEEE Trans. Circ. Syst. I. 2012. Vol. 59. P. 207—214.
14. Simpson D. J. W., Meiss J. D. Dynamics and bifurcations of nonsmooth systems // Physica D: Nonlinear Phenomena. 2012. Vol. 241. P. 1861—1868.

Сведения об авторах

- Жаныбай Турсунбаевич Жусубалиев** — д-р техн. наук, профессор; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: zhanybai@gmail.com
- Алексей Иванович Андриянов** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра электронных, радиоэлектронных и электротехнических систем, Курск; E-mail: ahaos@mail.ru
- Александр Александрович Михалев** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: alex9561@mail.ru
- Владимир Владимирович Шеин** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: sheinv78@gmail.com

Рекомендована Юго-Западным государственным университетом

Поступила в редакцию 18.02.13 г.

УДК 681.586.76

В. И. ИВАНОВ, А. Л. КЛЮЕВ

**ПРИМЕНЕНИЕ ЧАСТОТНО-НЕЗАВИСИМЫХ ЦЕПЕЙ
ДЛЯ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ОБОБЩЕННЫХ ПАРАМЕТРОВ
МНОГОЭЛЕМЕНТНЫХ RLC-ДВУХПОЛЮСНИКОВ**

Рассмотрены способы и устройства определения обобщенных параметров многоэлементных двухполюсников с включением в измерительную схему частотно-независимого двухполюсника. На измерительную схему воздействуют импульсы напряжения, изменяющегося по закону степенной функции времени.

Ключевые слова: частотно-независимые двухполюсники, обобщенные параметры.

Применение импульсов напряжения или тока, имеющих форму степенной функции времени $x(t) = X_m t^n / t_{\text{имп}}^n$ (X_m — амплитуда, $t_{\text{имп}}$ — длительность, n — целочисленный показатель степени), для возбуждения измерительной схемы (ИС) обеспечивает раздельное уравновешивание измерителя параметров многоэлементных двухполюсников (МДП). Отклик, установившийся после окончания переходного процесса, содержит импульсы, имеющие форму степенных функций с показателями степени от n до нуля [1]:

$$v(t) = \frac{F_0 X_m t^n}{t_{\text{имп}}^n} + \frac{n! F_1 X_m t^{n-1}}{(n-1)! t_{\text{имп}}^n} + \dots + \frac{n! F_{n-1} X_m t}{1! t_{\text{имп}}^n} + \frac{n! F_n X_m}{0! t_{\text{имп}}^n}, \quad (1)$$

где F_0, F_1, \dots, F_n — обобщенные параметры системной функции ИС, имеющей операторное изображение следующего вида

$$F(p) = \frac{b_0 + b_1 p + b_2 p^2 + \dots}{a_0 + a_1 p + a_2 p^2 + \dots}$$

При ненулевых значениях a_0 и b_0 обобщенные параметры МДП определяются значениями электрических параметров элементов двухполюсника:

$$F_0 = \frac{b_0}{a_0}; F_1 = \frac{b_1 - a_1 F_0}{a_0}; F_2 = \frac{b_2 - a_2 F_0 - a_1 F_1}{a_0}; F_3 = \frac{b_3 - a_3 F_0 - a_2 F_1 - a_1 F_2}{a_0}; \dots \quad (2)$$

В качестве системной функции могут использоваться операторные изображения комплексного сопротивления двухполюсника (Z -параметры) и комплексной проводимости (Y -параметры), а также передаточная функция делителя напряжения, одно из плеч которого представлено измеряемым двухполюсником (H -параметры). Использование унифицированного набора обобщенных параметров позволяет создавать многофункциональные устройства, пригодные для идентификации электрических параметров широкого класса пассивных двухполюсников.

Для расширения функциональных возможностей измерителя требуются такие схемы двухполюсников с настраиваемыми элементами, которые обеспечивают возможность регулирования значений обобщенных Z - или Y -параметров в области как положительных, так и отрицательных значений, включая нулевое. Такие возможности могут обеспечить многоэлементные двухполюсники, которые относятся к частотно-независимым (ЧНДП). При определенных параметрах элементов схемы сопротивление (проводимость) такого двухполюсника становится вещественной величиной, не зависящей от частоты.

Рассмотрим условия частотной независимости сопротивления двухполюсника. Если в операторном изображении сопротивления двухполюсника $Z(p)$ выполнить подстановку $p = j\omega$, можно получить выражение комплексной частотной характеристики сопротивления

$$Z(j\omega) = \frac{b_0 + b_1(j\omega) + b_2(j\omega)^2 + b_3(j\omega)^3 + \dots}{a_0 + a_1(j\omega) + a_2(j\omega)^2 + a_3(j\omega)^3 + \dots}$$

При $b_1/b_0 = a_1/a_0$, $b_2/b_0 = a_2/a_0$, $b_3/b_0 = a_3/a_0$, ... сопротивление $Z(j\omega)$ становится вещественным и не зависящим от частоты $Z_0 = b_0/a_0$. Приведенные выше выражения можно представить в виде

$$b_1 - a_1 \frac{b_0}{a_0} = 0; b_2 - a_2 \frac{b_0}{a_0} = 0; b_3 - a_3 \frac{b_0}{a_0} = 0; \dots \quad (3)$$

Из формул (2) следует, что при условиях (3) все обобщенные Z -параметры двухполюсника, кроме Z_0 , равны нулю: $Z_1 = 0$, $Z_2 = 0$, $Z_3 = 0$, ... Изменяя значения a_i и b_j , можно регулировать Z -параметры, в том числе и меняя их знак.

У двухполюсника, обладающего частотно-независимым сопротивлением, проводимость также имеет резистивный характер: $Y_0 = 1/Z_0$, $Y_1 = 0$, $Y_2 = 0$, $Y_3 = 0$, ...

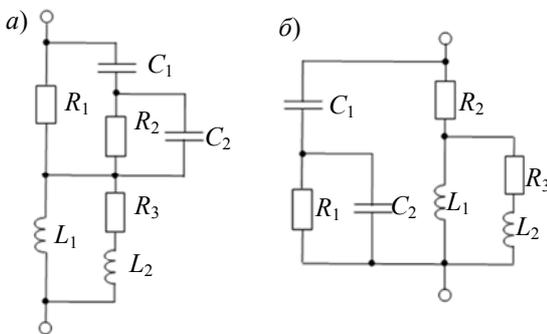


Рис. 1

На рис. 1 приведены схемы двух частотно-независимых двухполюсников — последовательного (а) и параллельного (б) типа.

Если последовательно с частотно-независимым двухполюсником включить не ЧНДП, а например, многоэлементный двухполюсник (МДП) объекта измерения, то частотная независимость ЧНДП будет нарушена и появятся ненулевые обобщенные Z -параметры, которые можно определить, подстраивая регулируемые элементы ЧНДП. Аналогично при параллельном ЧНДП подключении другого, не частотно-независимого, двухполюсника частотно-независимые свойства ЧНДП нарушаются и появля-

ются отличные от нуля значения Y -параметров. Используя эти свойства ЧНДП, можно построить схемы устройств для определения обобщенных параметров многоэлементных двухполюсников. Ниже рассматриваются примеры таких устройств.

Как показано в работе [2], при последовательном соединении двухполюсников их Z -параметры суммируются. Поэтому ЧНДП последовательного типа должен состоять из таких двухполюсников, Z -параметры которых для каждого индекса, кроме нулевого, имеют противоположные знаки. Например, ЧНДП, представленный на рис. 1, а, состоит из резистивно-емкостного (RC) $R_1-C_1-R_2-C_2$ и резистивно-индуктивного (RL) двухполюсника $L_1-R_3-L_2$. Обобщенные параметры ЧНДП равны

$$Z_0 = R_1; \quad Z_1 = L_1 - R_1^2 C_1; \quad Z_2 = R_1^2 C_1^2 (R_1 + R_2) - \frac{L_1^2}{R_3};$$

$$Z_3 = \frac{L_1^2 (L_1 + L_2)}{R_3^2} - R_1^2 C_1^2 \left[(R_1 + R_2)^2 C_1 + R_2^2 C_2 \right]. \quad (4)$$

Схема ЧНДП, приведенная на рис. 1, б, содержит два параллельно включенных двухполюсника — резистивно-емкостный $C_1-R_1-C_2$ и резистивно-индуктивный $R_2-L_1-R_3-L_2$. Обобщенные параметры этого ЧНДП равны

$$Y_0 = \frac{1}{R_2}; \quad Y_1 = C_1 - \frac{L_1}{R_2^2}; \quad Y_2 = \frac{L_1^2 (R_2 + R_3)}{R_2^3 R_3} - R_1 C_1^2;$$

$$Y_3 = R_1^2 C_1^2 (C_1 + C_2) - \frac{L_1^3 (R_2 + R_3)^2}{R_2^4 R_3^2} - \frac{L_1^2 L_2}{R_2^2 R_3^2}. \quad (5)$$

Оба ЧНДП имеют по четыре независимых степени свободы, что позволяет построить устройства для определения параметров четырехэлементных МДП. На рис. 2 представлены две схемы электрического моста, в которых использованы Z -параметры частотно-независимого двухполюсника. Для питания обоих устройств используются импульсы напряжения с $n=3$. На рис. 2, а оба двухполюсника — МДП и ЧНДП — включены в плечи сравнения, а в плечах отношения используются образцовые резисторы R_{01} и R_{02} . Для уравнивания моста требуется установить равенство H -параметров передаточных функций ветвей R_{01} -ЧНДП и R_{02} -МДП по каждому показателю степени выходных импульсов напряжения: $H'_0 = H''_0$; $H'_1 = H''_1$; $H'_2 = H''_2$; $H'_3 = H''_3$.

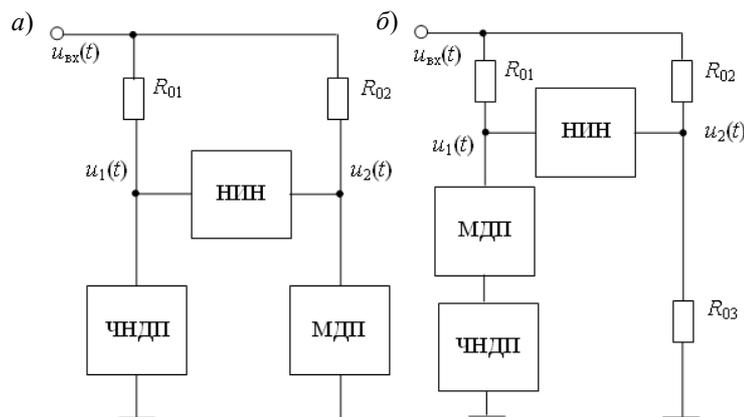


Рис. 2

H -параметры передаточных функций каждой из ветвей моста $H'(p)$ и $H''(p)$ можно выразить через Z -параметры соответствующих двухполюсников [2]:

$$H_0 = \frac{Z_0}{Z_0 + R_0}; H_1 = (1 - H_0) \frac{Z_1}{Z_0 + R_0}; H_2 = (1 - H_0) \frac{Z_2}{Z_0 + R_0} - H_1 \frac{Z_1}{Z_0 + R_0};$$

$$H_3 = (1 - H_0) \frac{Z_3}{Z_0 + R_0} - H_1 \frac{Z_2}{Z_0 + R_0} - H_2 \frac{Z_1}{Z_0 + R_0}. \quad (6)$$

Однако нет необходимости находить аналитические выражения для H -параметров, достаточно формул для Z -параметров. На первом этапе уравнивают параметры $H'_0 = H''_0$,

условие равновесия имеет вид: $\frac{Z'_0}{R_{01}} = \frac{Z''_0}{R_{02}}$. На втором этапе для уравнивания $H'_1 = H''_1$

необходимо выполнить условие $\frac{Z'_1}{R_{01}} = \frac{Z''_1}{R_{02}}$, на третьем $\frac{Z'_2}{R_{01}} = \frac{Z''_2}{R_{02}}$ и, наконец, на четвертом

этапе для уравнивания $H'_3 = H''_3$ нужно выполнить условие $\frac{Z'_3}{R_{01}} = \frac{Z''_3}{R_{02}}$. Равновесие моста

на каждом этапе фиксируется нуль-индикатором напряжения. Приведенные условия равновесия используются для вычисления искомых параметров измеряемого двухполюсника. Видно, что уравнивание является раздельным, но зависимым, и его необходимо производить именно в приведенной выше последовательности.

В другой схеме моста, изображенной на рис. 2, б, параметры двухполюсной цепи определяются путем компенсации Z -параметров частотно-независимого двухполюсника. МДП включен последовательно с ЧНДП, который содержит регулируемые элементы. Полученную цепь рассматривают как объединенный двухполюсник (ОДП). Z -параметры обоих двухполюсников суммируются, поэтому при подключении МДП условия частотной независимости ОДП в целом оказываются нарушенными, т.е. Z_1, Z_2, Z_3 отличаются от нуля, а именно принимают значения соответствующих Z -параметров измеряемого МДП. Их можно определить путем компенсации значений Z_1, Z_2, Z_3 , регулируя элементы ЧНДП. В этой мостовой схеме только одно плечо является многоэлементным двухполюсником, а остальные — одноэлементные резистивные, это существенно упрощает устройство и сокращает длительность переходного процесса.

С помощью резистора R_{03} или R_1 (рис. 1, а) устанавливают равновесие моста для импульса старшей, в данном примере — третьей, степени. Условие равновесия имеет вид

$$\frac{Z_{0\text{МДП}} + Z_{0\text{ЧНДП}}}{R_{01}} = \frac{R_{03}}{R_{02}}.$$

Для остальных составляющих выходного сигнала процесс уравнивания моста заключается в получении нулевого значения суммы Z -параметров ЧНДП и МДП с одинаковыми индексами:

$$Z_{1\text{МДП}} + Z_{1\text{ЧНДП}} = 0; \text{ регулировка } L_1 \text{ или } C_1;$$

$$Z_{2\text{МДП}} + Z_{2\text{ЧНДП}} = 0; \text{ регулировка } R_2 \text{ или } R_3;$$

$$Z_{3\text{МДП}} + Z_{3\text{ЧНДП}} = 0; \text{ регулировка } L_2 \text{ или } C_2.$$

Найденные значения $Z_{0\text{МДП}}, Z_{1\text{МДП}}, Z_{2\text{МДП}}, Z_{3\text{МДП}}$ используются для вычисления электрических параметров элементов МДП.

Измерители с компенсацией Z -параметров пригодны для двухполюсников не только с конечным сопротивлением, но и с коротким замыканием между полюсами на постоянном токе. Например, трехэлементный двухполюсник, схема замещения которого содержит параллельно включенные катушку индуктивности L , конденсатор C и резистор R , имеет сопротивление в операторной форме $Z(p) = pRL/(R + pL + p^2RLC)$. Обобщенные параметры двухполюсника равны: $Z_0 = 0; Z_1 = L; Z_2 = -L^2/R; Z_3 = L^3/R^2 - L^2C$. Параметр Z_0 у таких МДП тожде-

ственно равен нулю, вследствие чего количество измеряемых обобщенных параметров уменьшается на единицу. При необходимости можно расширить число параметров, добавив элементы в RC- и RL-двухполюсники, входящие в состав ЧНДП, и повысив показатель степени питающих импульсов.

На рис. 3 представлены схемы двух устройств для определения обобщенных параметров МДП с использованием Y-параметров частотно-независимого двухполюсника параллельного типа. В схеме рис. 3, а токи двухполюсников МДП и ЧНДП поступают на входы дифференциального нуль-индикатора токов (НИТ). Нуль-индикатор имеет низкоомные входы и обеспечивает нулевой потенциал для одного из полюсов каждого двухполюсника. Поэтому токи МДП и ЧНДП определяются только их проводимостью. Кроме того, на входах НИТ отсутствует синфазное напряжение, которое в схемах рис. 2 является дополнительным источником погрешности измерений.

Уравновешивание токов осуществляется поэтапно, начиная с импульса старшей степени. Так, при использовании ЧНДП, приведенного на рис. 1, б, параметр Y_0 регулируется резистором R_2 , Y_1 — конденсатором C_1 или индуктивностью L_1 , Y_2 — резистором R_1 или R_3 , Y_3 — конденсатором C_2 или индуктивностью L_2 . Условия равновесия имеют вид

$$Y_{0\text{МДП}} = Y_{0\text{ЧНДП}}, Y_{1\text{МДП}} = Y_{1\text{ЧНДП}}, Y_{2\text{МДП}} = Y_{2\text{ЧНДП}}, Y_{3\text{МДП}} = Y_{3\text{ЧНДП}}.$$

Из этих выражений можно вычислить электрические параметры двухполюсника объекта измерений.

В схеме рис. 3, б двухполюсники МДП и ЧНДП включены параллельно и образуют ОДП. Принцип работы устройства основан на приведении к нулю всех, кроме Y_0 , параметров проводимости ОДП. Параметр Y_0 уравновешивается дополнительным резистором R_0 . Таким образом, в результате уравновешивания токов будут выполнены условия баланса:

$$Y_{0\text{МДП}} + Y_{0\text{ЧНДП}} = 1/R_0; Y_{1\text{МДП}} + Y_{1\text{ЧНДП}} = 0; Y_{2\text{МДП}} + Y_{2\text{ЧНДП}} = 0; Y_{3\text{МДП}} + Y_{3\text{ЧНДП}} = 0.$$

Следовательно, Y-параметры МДП равны

$$Y_{0\text{МДП}} = -Y_{0\text{ЧНДП}} + 1/R_0; Y_{1\text{МДП}} = -Y_{1\text{ЧНДП}}; Y_{2\text{МДП}} = -Y_{2\text{ЧНДП}}; Y_{3\text{МДП}} = -Y_{3\text{ЧНДП}}.$$

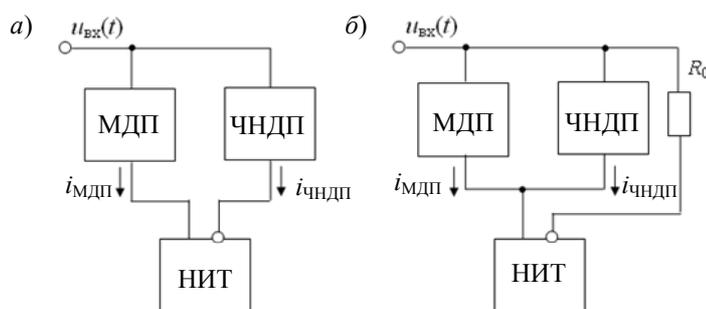


Рис. 3

Измерители с компенсацией Y-параметров пригодны для двухполюсников как с конечным сопротивлением, так и с разрывом цепи между полюсами на постоянном токе. Например, трехэлементный двухполюсник, схема замещения которого содержит последовательно включенные конденсатор C , резистор R и катушку индуктивности L , имеет проводимость в операторной форме $Y(p) = pC/(1 + pRC + p^2LC)$. Обобщенные параметры двухполюсника равны: $Y_0 = 0$; $Y_1 = C$; $Y_2 = -RC^2$; $Y_3 = R^2C^3 - LC^2$. Так как параметр Y_0 у таких МДП тождественно равен нулю, число измеряемых обобщенных параметров уменьшается на единицу. Если необходимо расширить количество параметров, следует добавить элементы в RC- и RL-двухполюсники, входящие в состав ЧНДП, и повысить показатель степени питающих импульсов.

Заключение. Применение частотно-независимых двухполусных цепей позволяет создавать устройства для определения обобщенных параметров широкого класса многоэлементных двухполусников. В алгоритмах измерений используются простые аналитические выражения. Рассмотренные примеры схем могут найти применение при создании универсальных измерителей параметров RLC -двухполусников.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Иванов В. И., Титов В. С., Голубов Д. А. Применение обобщенных параметров измерительной цепи для идентификации многоэлементных двухполусников // Датчики и системы. 2010. № 8. С. 43—45.
2. Иванов В. И., Титов В. С. Эквивалентные преобразования обобщенных параметров двухполусников при идентификации сложных измерительных цепей // Датчики и системы. 2012. № 5. С. 11—16.

Сведения об авторах

- Владимир Ильич Иванов** — канд. техн. наук, доцент; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: viva37@mail.ru
- Алексей Леонидович Клюев** — аспирант; Юго-Западный государственный университет, кафедра вычислительной техники, Курск; E-mail: mertan2@yandex.ru

Рекомендована Юго-Западным
государственным университетом

Поступила в редакцию
18.02.13 г.

ИНФОРМАЦИЯ

ВИТАЛИЙ СЕМЕНОВИЧ ТИТОВ

К 70-летию со дня рождения

Научно-педагогический стаж Виталия Семеновича Титова, доктора технических наук, профессора, Заслуженного деятеля науки России, заведующего кафедрой вычислительной техники Юго-Западного государственного университета, — более 40 лет. Список его публикаций включает 415 наименований, в том числе 33 монографии, 220 статей, 111 авторских свидетельств и патентов, 10 учебных пособий с грифом МО РФ, УМО (УМС).

В. С. Титов внес значительный вклад в разработку фундаментальных основ, принципов алгоритмического конструирования и реализации инструментальных и аппаратных средств широкого назначения для поддержки информационных технологий и средств вычислительной техники, распознавания образов, анализа изображений, символов и сигналов.

В. С. Титовым создана научная школа, оригинальные исследования которой в области проектирования систем технического зрения, используемых в медицине, промышленности, науке, заслужили признание. Им подготовлено 9 докторов и 53 кандидата технических наук. Понимая, что будущее науки и образования в России зависит от молодежи, В. С. Титов уделяет большое внимание научно-исследовательской работе студентов, результатом являются 5 золотых медалей РАН за лучшую научно-исследовательскую работу (1999, 2007 г.), многочисленные награды различных конкурсов и выставок. 3 студента удостоены почетного звания „Молодой ученый года“ Курской области (2007, 2010 г.).

С 1991 г. В. С. Титов руководит кафедрой вычислительной техники, которая признана лучшей кафедрой России „За лекторское мастерство и достижения в области развития образования в России“ (2005 г.), является лауреатом программы „100 лучших товаров России“ (2006 г.), „Золотая кафедра России“ (2009 г.). В 2012 г. отдел образования и науки Европейской научно-промышленной палаты вручил Кафедре за педагогическое мастерство „Диплом качества“. Реализуемая Кафедрой образовательная программа „Информатика и вычислительная техника“ в 2012 г. стала победителем всероссийского проекта „Образовательные программы инновационной России“.

Виталий Семенович Титов — почетный работник науки и образования Курской области (2004 г.), лауреат Всероссийского конкурса „Инженер года“ (2005 г.), он награжден нагрудным знаком Министерства образования и науки РФ „Почетный работник науки и техники РФ“ (2009 г.), почетной грамотой Ассоциации инженерного образования России (2011 г.), многочисленными отраслевыми наградами.



SUMMARY

P. 7—10.

PROBLEMS IN DEVELOPMENT OF NEW METHODS, ALGORITHMS, AND HARDWARE FOR IMPROVEMENT OF IMAGE QUALITY OF OPTIC-ELECTRONIC VISION SYSTEMS

Optic-electronic systems designed for analysis and recognition of object images in a wide range of applications are considered. The problems of improvement of the image quality with the use of newly developed methods, algorithms, and hardware are discussed.

Keywords: optic-electronic system, technical vision system, trend, algorithm.

Data on authors

- Vitaly S. Titov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Head of the Department; E-mail: titov-kstu@rambler.ru
- Maxim I. Truphanov* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: temp1202@mail.ru

P. 11—16.

SYNTHESIS OF THE STRUCTURE OF ADAPTABLE INTELLIGENT INTERFACE FOR TECHNICAL VISION SYSTEM

The problems of information transfer for technical vision systems are considered. Application of Adaptable Intelligent Interface (AII) is proposed as a possible solution to these problems. AII operation is formalized with the use of mathematical theory of categories.

Keywords: adaptable intelligent interface, optimal structure, technical vision.

Data on authors

- Yury P. Mukha* — Dr. Techn. Sci., Professor; Volgograd State Technical University, Department of Computer Engineering; Head of the Department; E-mail: muxaup@mail.ru
- Irina Yu. Koroleva* — Cand. Techn. Sci.; Volgograd State Technical University, Department of Computer Engineering; E-mail: artmd64@rambler.ru
- Artem D. Korolev* — Post-Graduate Student; Volgograd State Technical University, Department of Computer Engineering; E-mail: artmd64@mail.ru
- Dmitry V. Titov* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Lecturer; E-mail: amazing2004@inbox.ru

P. 17—22.

A METHOD FOR LOCALIZATION OF EXTENDED GEOSPATIAL OBJECTS WITH SATELLITE IMAGES

A method for localization of extended geospatial objects using satellite images is developed. The method provides a precise automatic creation of a road network layer; the high precision is attained by application of a FIR-filter accounting for characteristic features of the road network layer objects.

Keywords: geographical information system, satellite images, automatic vectorization, road network objects, FIR filter.

Data on authors

- Sergey Yu. Miroshnichenko* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Senior Lecturer; E-mail: oldguy7@rambler.ru
- Vitaly S. Titov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Head of the Department; E-mail: titov-kstu@rambler.ru
- Anna A. Yaschenko* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: annajaschenko@rambler.ru

P. 23—29.

ALGORITHMIC OPTIMIZATION OF PROGRAM IMPLEMENTATION OF THE PARALLEL-SEQUENTIAL METHOD FOR PARTITION OF PARALLEL ALGORITHM GRAPH-SCHEME

Description of profiling results and bottlenecks analysis of program implementation of parallel-sequential method are presented. The cost of computations with the use of algorithmic optimization is shown to reduce by a factor of 30.

Keywords: logical control system, logical multi-controllers design, graph partition, parallel algorithm graph-scheme, algorithmic optimization.

Data on authors

- Eduard I. Vatutin* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Vitaly S. Titov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Head of the Department; E-mail: titov-kstu@rambler.ru

P. 30—35.

USING OF ADJACENT NEIGHBORHOOD AT GREEDY SEQUENTIAL PARTITION OF PARALLEL GRAPH-SCHEMES

A method and algorithm for partition of parallel graph-schemes using adjacent neighborhood within greedy sequential approach are proposed. Numerical estimates of obtained partitions are presented.

Keywords: logical control system, logical multi-controllers design, partition, parallel algorithm graph-scheme, discrete combinatorial optimization, heuristic methods.

Data on authors

- Eduard I. Vatutin* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Mikhail E. Leonov* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: mike_stranger@mail.ru

P. 35—39.

QUALITY ANALYSIS OF PARALLEL SUBROUTINES ARRANGEMENT IN MATRIX MULTI-CONTROLLERS

The problem of arrangement of parallel subroutines in matrix multi-controllers is considered. A simulation algorithm is used for comparative analysis of arrangement quality based on the known criteria. Advantages of the mini-max criterion are revealed.

Keywords: matrix multi-controllers, planning arrangement tasks.

Data on authors

- Denis O. Bobyntsev* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: daniel8728@yandex.ru
- Dmitry B. Borzov* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: borzovdb@kursknet.ru
- Alexander P. Tipikin* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk

P. 39—44.

REARRANGEMENT OF SUBROUTINES IN FAULT-TOLERANT MULTI-PROCESSOR SYSTEMS

The problem of failure in multi-processor systems is considered. Necessity of rearrangement of subroutines with the account for failed processors of the system is justified. An algorithm for fault-tolerant rearrangement in the case of the system host processor failure is proposed.

Keywords: multiprocessor, failure, algorithm, planning, arrangement.

Data on author

- Dmitry B. Borzov* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: borzovdb@kursknet.ru
- Yulia V. Sokolova* — South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Lecturer; E-mail: jv.sokolova@mail.ru
- Viktor V. Minaylov* — South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Lecturer; E-mail: gkptuip2@mail.ru

P. 44—49.

ON ORGANIZATION OF BUILT-IN HARDWARE-LEVEL MUTUAL SELF-TEST IN LOGICAL MULTI-CONTROLLERS

Basic principles of built-in hardware-level self-test in mesh-connected logical multi-controllers are formulated. The aim of the approach is an efficient detection of faulty units based on recurring mutual physical neighbor test actions and making faulty/non-faulty decision using the majority operation.

Keywords: logical multi-controllers, reliability, fault tolerance, hardware-level test, mutual test, majority operation.

Data on author

- Ruslan V. Bredikhin* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science, Kursk
- Lin Nyan* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Information Systems and Technologies, Kursk; E-mail: nyanlin@mail.ru
- Igor V. Zotov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Information Systems and Technologies, Kursk; E-mail: zotovigor@yandex.ru

P. 50—54.

A REED—SOLOMON DECODER FOR DVB

A design of Reed—Solomon decoder for DVB is presented. Soft-decision decoding is implemented in the decoder. This decoder provides high performance using error pattern filtering by total error pattern reliability.

Keywords: DVB-S, Reed—Solomon code, soft decoding, decoder.

Data on authors

- Sergey I. Egorov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: sie58@mail.ru
- Vitaly S. Titov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Head of the Department; E-mail: titov-kstu@rambler.ru
- Oleg B. Grafov* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk

P. 54—59.

LDPC-DECODER FOR DVB

A design of LDPC-decoder for DVB is presented. The proposed design provides a minimal degradation of correction ability and calls for a simplified hardware.

Keywords: DVB-S2, LDPC-code, iterative decoding, decoder.

Data on authors

- Sergey I. Egorov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: sie58@mail.ru
- Vadim O. Avdeev* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: v.o.avdeev@gmail.com
- Eduard I. Vatutin* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: evatutin@rambler.ru
- Vladimir S. Panishchev* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: gskunk@rambler.ru

P. 60—65.

DESIGN OF ADAPTIVE FUZZY-LOGIC CONTROL SYSTEM. PART I.

Stages of adaptive fuzzy-logic control system design are considered. The system operation principle may be judged from presented structural schemes of the adaptive system and its components.

Keywords: fuzzy logic, fuzzy-logic inference, control systems, adaptation.

Data on authors

- Maxim V. Bobyr* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: fregat_mn@rambler.ru
- Vitaly S. Titov* — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; Head of the Department; E-mail: titov-kstu@rambler.ru

P. 66—71.

DESIGN OF ADAPTIVE FUZZY-LOGIC CONTROL SYSTEM. PART II.

The problems related to design of adaptive fuzzy-logic control system are considered. The system operation principle may be judged from presented structural schemes of the adaptive system.

Keywords: fuzzy logic, fuzzy-logic inference, control systems, adaptation.

Data on author

Maxim V. Bobyr — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: fregat_mn@rambler.ru

P. 71—75.

AUTOMATED SYSTEM FOR TECHNOLOGICAL OPERATIONS MANAGEMENT BASED ON FUZZY LOGIC

An automated system for management of technological operations of grinding process is proposed. The system feature is application of fuzzy logic methods to control over the treated workpiece surface parameters.

Keywords: automated control system, fuzzy logic, grinding.

Data on authors

Irina E. Chernetskaya — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: white731@yandex.ru

Elena S. Yakhontova — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: elena-yahontova@yandex.ru

P. 75—81.

QUASIPERIODIC DYNAMICS OF CONTROL SYSTEM WITH PULSE-WIDTH MODULATION

Dynamics of control system with sinusoidal pulse-width modulation is studied. Bifurcation analysis of a 2D model of single-phase pulse-width modulated inverter is carried out. It is shown that along with classical Neimark–Sacker bifurcation, the system demonstrates an invariant torus originated from a periodic motion through a border-collision bifurcation.

Keywords: single-phase inverter, border-collision bifurcation, invariant torus, piecewise-smooth dynamical systems.

Data on authors

Zhanybai T. Zhusubaliyev — Dr. Techn. Sci., Professor; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: zhanybai@gmail.com

Alexey I. Andriyanov — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Radioelectronic and Electrotechnical systems, Kursk; E-mail: ahaos@mail.ru

Alexander A. Mikhalev — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: alex9561@mail.ru

Vladimir V. Shein — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: sheinv78@gmail.com

P. 81—86.

USING FREQUENCY-INDEPENDENT CIRCUITS TO DETERMINE GENERALIZED PARAMETERS OF MULTIPLE-UNIT TWO-TERMINAL RLC-NETWORK

Devices and methods for determination of generalized parameters of multiple-unit two-terminal network are considered. The measuring circuit is subject to voltage pulses described by a function of exponent type in time.

Keywords: frequency-independent two-terminal network, measurement of generalized parameters.

Data on authors

- Vladimir I. Ivanov* — Cand. Techn. Sci.; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: viva37@mail.ru
- Alexey L. Kliuev* — Post-Graduate Student; South-West State University, Department of Computer Science and Engineering, Kursk; E-mail: mertan2@yandex.ru