

УСИМ

УПРАВЛЯЮЩИЕ СИСТЕМЫ И МАШИНЫ ИНФОРМАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ

Международный научный журнал

№ 6

ноябрь — декабрь

2009

Основные темы выпуска:

Технология построения бизнес-правил



Теоретико-групповой синтез сложных изображений



Новый алгоритм кодирования совместимых микроопераций

ISSN 0130-5395



9 770130 539008



Control Systems and Computers



- Национальная академия наук Украины
- Международный научно-учебный центр информационных технологий и систем
- Институт кибернетики имени В.М. Глушкова
- Фонд Глушкова

Международный научный журнал

(статьи публикуются на русском, украинском, английском языках)

6

(224)

2009

ноябрь–декабрь

Основан в сентябре 1972 г.

Выходит раз в два месяца

Содержание

Теория систем. Системотехника

- Гриценко В.И., Анисимов А.В., Пашковец Н.Д., Бабак О.В.* Общая технология построения бизнес-правил при реинжиниринге программных *legacy*-систем 3

Новые методы в информатике

- Сдобников В.Ю., Савчинский Б.Д.* Оценивание положения точек схода на изображениях городских кварталов 12
- Березский О.Н.* Теоретико-групповой подход к синтезу сложных изображений 19
- Старков В.Н., Политыло А.С.* Исследование нестационарного энергообмена двух лазерных пучков в нелинейных средах методами вычислительной физики 30
- Бычков А.С., Иванов Е.В.* Существование согласованного *k*-аддитивного продолжения мер в теории возможностей 35
- Бибило П.Н., Леончик П.В.* Алгоритм построения диаграммы двоичного выбора для системы полностью определенных булевых функций 42

Технические средства информатики

- Баркалов А.А., Визор Я.Е., Мирошкин А.А.* Модификация алгоритма кодирования полей совместимых микроопераций 50
- Яковлев Ю.С., Елисеева Е.В.* Основные принципы и методика распределения приложений в сложных компьютерных системах типа «Процессор–в–памяти» 56

УДК 681.3

А.А. Баркалов, Я.Е. Визор, А.Н. Мирошкин

Модификация алгоритма кодирования полей совместимых микроопераций

Предложена модификация алгоритма кодирования полей совместимых микроопераций, основанная на использовании копий некоторых сигналов, что дает определенную гибкость в формировании классов совместимых микроопераций. Описаны условия применения предложенной модификации алгоритма, показана ее эффективность в сравнении с классическим алгоритмом.

The modification of the algorithm of encoding of the sets of compatible microinstructions is suggested. The modification is based on using the copies of some signals. This leads to the more flexible forming of the sets of compatible microinstructions. The conditions of using the suggested modification of the algorithm are described, its efficiency as compared to the classic algorithm is shown.

Запропоновано модифікацію алгоритму кодування полів сумісних мікрооперацій, засновану на використанні копій деяких сигналів, що дає певну гнучкість у формуванні класів сумісних мікрооперацій. Описано умови запропонованої модифікації алгоритму, показано її ефективність в порівнянні з класичним алгоритмом.

Введение. При проектировании цифровых управляющих устройств (УУ) одной из актуальных задач является минимизация аппаратных затрат, необходимых для его реализации [1]. В настоящее время базис программируемых логических интегральных схем (ПЛИС) [2, 3] широко используется для реализации схем устройств управления [4, 5]. Если доля операторных вершин в интерпретируемой ГСА превышает 75%, речь идет о линейной ГСА. Для ее интерпретации целесообразно использовать композиционное микропрограммное устройство управления (КМУУ) [6]. Современные семейства микросхем *FPGA* содержат настраиваемые блоки встроенной памяти (БВП), что дает возможность реализовать КМУУ на одной микросхеме. Поскольку объем встроенной памяти невелик, актуальной становится проблема сокращения разрядности слова микропрограммы. В настоящей статье предлагается модификация метода кодирования полей совместимых микроопераций, что при выполнении определенных условий приводит к уменьшению разрядности управляющего слова.

Цель исследования – уменьшение аппаратных затрат в схеме КМУУ путем модификации алгоритма кодирования полей совместимых микроопераций и кодирования классов

псевдоэквивалентных операторных линейных цепей (ОЛЦ).

Задача исследования – разработка метода синтеза, позволяющего уменьшить аппаратные затраты, необходимые для реализации устройства управления.

Основные положения

С момента предложения М. Уилксом в 1951 г. принципа микропрограммного управления [7] возникла проблема оптимального кодирования операционной части микрокоманд. Широкое применение получили три основных стратегии кодирования: максимальное, унитарное и кодирование полей совместимых микроопераций.

При максимальном кодировании операционная часть представляется в виде кода разрядности

$$m = \lceil \log_2 T \rceil, \quad (1)$$

где T – число наборов микроопераций (МО). При помощи дешифратора такой код преобразуется в унитарный код Y_1, \dots, Y_T , из которого по логике «ИЛИ» формируются сигналы микроопераций.

Недостаток данной стратегии – значительные временные задержки, вносимые дешифратором и схемой «ИЛИ» при большом количестве МО.

При унитарном кодировании каждой МО соответствует один разряд в операционной части микрокоманды (МК). Преимущество схемы – максимальная гибкость микропрограммирования и максимальное быстродействие. Однако разрядность МК линейно растёт при увеличении количества МО.

Компромиссным решением является кодирование полей совместимых микроопераций, при котором множество МО делится на подмножества совместимых МО. Совместимыми называются такие МО, которые никогда не встречаются вместе в микрокомандах микропрограммы. В каждом подмножестве выполняется максимальное кодирование микроопераций. Полученный код размещается в соответствующем поле операционной части. Для получения сигналов МО каждому полю ставится в соответствие дешифратор.

Классический метод кодирования полей совместимых микроопераций предполагает разбиение множества микроопераций $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ на подмножества (классы) G_1, \dots, G_I . Каждой группе G_i ставится в соответствие поле в МК разрядности

$$B_i = \lceil \log_2(|G_i| + C_i) \rceil, \quad (2)$$

где $|G_i|$ – количество МО в классе G_i ; C_i – переменная, принимающая единичное значение в том случае, если существует такой набор Y_k , для которого $Y_k \cap G_i = \emptyset$.

Разрядность операционной части МК определяется как

$$B = \sum_{i=1}^I B_i. \quad (3)$$

Предложенный С. Шварцем алгоритм разбиения микроопераций на подмножества и дальнейшие модификации этого алгоритма базируются на следующих ограничениях:

- каждая МО $y_n \in Y$ содержится только в одном классе G_i ($i = 1, \dots, I$);
- микрооперации y_n, y_m , принадлежащие одному набору Y_i ($T = 1, \dots, T$), должны быть включены в разные классы G_i .

На данных ограничениях основывается и известный метод ветвей и границ [8], который даёт решение задачи разбиения при меньших затратах времени. Алгоритм использует общую идею поиска с возвратением и состоит из четырёх этапов:

1. Определение корня дерева поиска.
2. Выбор очередной размещаемой микрооперации.
3. Размещение очередной микрооперации.
4. Вычисление нижней границы решения.

На первом этапе алгоритма выбирается МК Y_i , содержащая максимальное количество микроопераций. Далее формируются корень дерева поиска, включающий в себя m одноэлементных множеств, где $m = |Y_i|$. После выбора корня остается распределить $N - m$ микроопераций. Для упорядочения процесса выбора очередной микрооперации задается очередь МО, основанная на показателе совместимости E_n :

$$E_n = |Q_n|, \quad (4)$$

где Q_n – множество МО, совместимых с y_n . Первой в очередь размещается МО, имеющая минимальное значение показателя E_n . Классы G_i в свою очередь также упорядочиваются в соответствии с показателем Z_i , выражающим степень близости микроопераций из класса G_i с оставшимися нераспределёнными МО.

$$Z_i = \left| \bigcap_{y_n \in G_i} Q_n \right|, \quad (5)$$

т.е. первым в очереди стоит класс, позволяющий разместить максимальное количество нераспределённых МО. Если при выборе очередной МК Y_i принадлежащая ей МО y_n не может быть включена ни в одну из m групп из-за нарушения ограничения 2, то число групп разбиения увеличивается на единицу и производится попытка разбиения множества МО Y на $m+1$ группу. Процедура продолжается до нахождения разбиения множества МО на $m+q$ групп, удовлетворяющего условиям 1, 2 при минимально возможном значении q .

Число выходов блока EMB $t_F = 4K/2^9 = 8$. Для реализации схемы блока БМО необходимо $n_1 = \lceil 9/8 \rceil = 2$ блока EMB . Для определения эффективности использования блоков встроенной памяти введем показатель

$$\omega = \frac{V_{MP}}{V_{RAM}}, \quad (12)$$

где V_{MP} – объем микропрограммы, V_{RAM} – объем используемой памяти.

$$V_{MP} = M \cdot B, \quad (13)$$

$$V_{RAM} = n_1 \cdot V_{EMB}. \quad (14)$$

Для рассмотренного примера $V_{MP} = 300 \cdot 9 = 2700$ бит, $V_{RAM} = 2 \cdot 4K = 8K$, $\omega = 2700/8192 = 0,33$. Следовательно, используется лишь 33% от выделенного объема памяти.

Основная идея предлагаемого метода

Модификация данного метода разбиения множества микроопераций на подмножества совместимых микроопераций основано на том, что ограничения 1 и 2 снимаются, что дает определенную свободу в формировании множеств. Для дальнейшего описания методики необходимо ввести несколько определений.

Определение 1. *Независимой* называется микрооперация, входящая только в один из классов G_i . Соответственно, микрооперация, которая входит больше, чем в один класс, называется *зависимой*. Множество независимых МО обозначим как Y_I , а зависимых – как Y_D .

Определение 2. Микрооперации y_i и y_j называются *условно-совместимыми*, если принадлежат к различным множествам ($y_i \in Y_I$, $y_j \in Y_D$, $i \neq j$), относятся к одному классу ($y_i, y_j \in G_k$), встречаются вместе в микрокоманде Y_n , и существует такой класс G_m , что $Y_n \cap G_m = y_j$.

Определение 3. Микрооперации y_i и y_j называются *эквивалентными*, если во всех вершинах ГСА они встречаются только вместе.

Модифицированный алгоритм разбиения множества МО на классы состоит из следующих шагов:

1. Выделить группы эквивалентных микроопераций. В каждой группе оставить по одному элементу для уменьшения количества микроопераций и, как следствие, – сложности алгоритма разбиения.

2. Найти микрокоманду Y_i такую, что $|Y_i| = \max(|Y_1|, \dots, |Y_N|) = m$. Сформировать m классов, в которые включить микрооперации $y_i \in Y_i$, ($i = 1, \dots, m$).

3. Для оставшихся $N - m$ микроопераций разделить множества попарно совместимых микроопераций. Расположить нераспределенные микрооперации в порядке увеличения мощности соответствующих множеств. Зависимые МО расположить в конце списка.

4. Выполнить распределение согласно классическому алгоритму деления на классы совместимых микроопераций, анализируя наборы микроопераций, содержащие зависимые МО, в последнюю очередь.

5. При распределении зависимой МО распределить ее копии в минимально необходимом количестве классов.

Применение алгоритма продемонстрируем на примере ГСА Γ_1 .

Использование предлагаемого метода возможно как для нахождения решения, начиная с первого шага, так и для модификации готового решения, найденного одним из известных методов. Применим его к решению, приведенному в табл. 2.

Эффективность предлагаемого алгоритма зависит от правильности выбора зависимых МО. В качестве предполагаемых зависимых микроопераций авторы статьи предлагают выбирать такие, которые образуют одноэлементные множества. В приведенном примере такими являются МО y_1 и y_7 . Показатели совместимости для этих микроопераций $E_1 = 0$ и $E_7 = 2$, следовательно, выберем y_7 в качестве зависимой МО.

Для возможности применения метода необходимо, чтобы предполагаемая микрооперация была попарно или условно совместимой со всеми МО из множества Y . Микрооперация y_7

Рассмотрим применение данного метода на примере. Пусть некоторая ГСА Γ_1 состоит из микрокоманд, приведенных в табл. 1.

Таблица 1. Список микрокоманд ГСА Γ_1

МК	МО	МК	МО	МК	МО
Y_1	y_1, y_2, y_3	Y_6	y_2, y_3, y_8	Y_{11}	y_1, y_2, y_4, y_9
Y_2	y_1, y_4	Y_7	y_1, y_4, y_6, y_8	Y_{12}	y_2, y_7, y_9
Y_3	y_1, y_4, y_3	Y_8	y_1, y_2, y_3, y_7	Y_{13}	y_3, y_4, y_8
Y_4	y_1, y_2, y_6	Y_9	y_1, y_4, y_9, y_{10}	Y_{14}	y_3, y_7, y_{10}
Y_5	y_4, y_6, y_7	Y_{10}	y_2, y_3, y_{10}	Y_{15}	y_1, y_6, y_7, y_{10}

На первом шаге алгоритма из набора Y_7 с максимальным количеством МО создаются четыре класса: $G_1 = \{y_1\}$, $G_2 = \{y_4\}$, $G_3 = \{y_6\}$, $G_4 = \{y_8\}$. Для оставшихся МО определены множества совместимости Q_i :

$$\begin{aligned} Q_2 &= \{y_4\}; & Q_7 &= \{y_3, y_8\}; \\ Q_3 &= \{y_3, y_6, y_9\}; & Q_9 &= \{y_3, y_5, y_6\}; \\ Q_5 &= \{y_3, y_6, y_7, y_9\}; & Q_{10} &= \{y_8\}. \end{aligned} \quad (6)$$

Показатели совместимости для указанных множеств $E_2 = E_{10} = 1$, $E_7 = 2$, $E_3 = E_9 = 3$, $E_5 = 4$, следовательно, очередь МО на распределение выглядит так:

$$y = (y_2, y_{10}, y_7, y_3, y_9, y_5). \quad (7)$$

Для классов G_i определим показатели Z_i , означающие количество нераспределенных МО, попарно совместимых со всеми МО из класса G_i :

$$Z_1 = 0; Z_2 = 1; Z_3 = 3; Z_4 = 2. \quad (8)$$

Из (8) следует, что для размещения очередной МО на втором шаге алгоритма классы следует расположить в следующем порядке: G_3 , G_4 , G_2 , G_1 . Поскольку в классе G_3 и G_4 наблюдаются несовместимые с y_2 микрооперации, распределение выполним в класс G_2 . Продолжим распределение оставшихся микроопераций в классы, на каждом шаге алгоритма выполняя их упорядочение в порядке убывания параметра Z_i . Если при распределении МО y_n

нарушается ограничение 2 для всех имеющихся классов, то образуется новое одноэлементное множество $S_q = \{y_n\}$, после чего необходимо продолжить поиск решения с учетом нового множества. В табл. 2 приведено решение для разбиения множества микроопераций ГСА Γ_1 по описанному алгоритму.

Таблица 2. Анализ разбиения на множества совместимых микроопераций ГСА Γ_1

Множество, G_i	Элементы, y_i	Количество элементов, $ G_i $	Разрядность кода, $\text{int}(\log_2 G_i)$
G_1	y_1	1	1
G_2	\emptyset, y_2, y_4	3	2
G_3	$\emptyset, y_3, y_5, y_6, y_9$	5	3
G_4	\emptyset, y_8, y_{10}	3	2
G_5	y_7	1	1

Общая разрядность операционной части составляет $B = 1 + 2 + 3 + 2 + 1 = 9$ бит.

Современные микросхемы *FPGA* [5, 6] включают в себя блоки *EMB*, конфигурация которых (число слов N_w и число выходов N_o) может меняться при сохранении постоянной емкости

$$V_{EMB} = N_w \cdot N_o. \quad (9)$$

У типичных представителей семейства *FPGA* $V_{EMB} = 4K$ бит при конфигурациях $4K \times 1$, $2K \times 2$, $1K \times 4$, 512×8 , т.е. $N_o = \{1, 2, 4, 8\}$. Для реализации блока БМО необходимы *EMB* с количеством слов $N_w = 2^{R_A}$, где $R_A = \lceil \log_2 M \rceil$, при этом число выходов t_F определяется как

$$t_F = \frac{V_{EMB}}{2^{R_A}}. \quad (10)$$

Таким образом, для реализации схем блока БМО необходимо

$$n_1 = \left\lceil \frac{B}{t_F} \right\rceil \quad (11)$$

блоков *EMB*, где B – общая разрядность операционной части.

Пусть ГСА Γ_1 содержит $M = 300$ вершин, тогда разрядность адреса $R_A = \lceil \log_2 300 \rceil = 9$.

встречается в микрокомандах $Y_5, Y_8, Y_{12}, Y_{14}, Y_{15}$. Для каждой микрооперации найдем класс G_i такой, чтобы $Y_i \cap G_i = \emptyset$:

$$Y_5: \{G_1, G_4\}, Y_8: \{G_4\}, Y_{12}: \{G_1, G_4\}, \\ Y_{14}: \{G_1, G_2\}, Y_{15}: \{G_2\}.$$

Из рассмотрения необходимо исключить те множества, включение дополнительного элемента в которые увеличит разрядность, необходимую для кодирования. Поскольку класс G_1 — одноэлементное множество, его необходимо исключить: $Y_5: \{G_4\}, Y_8: \{G_4\}, Y_{12}: \{G_4\}, Y_{14}: \{G_2\}, Y_{15}: \{G_2\}$.

В результате выполнения алгоритма не получено пустых множеств, следовательно, МО y_7 условно совместима с остальными элементами множества Y . После включения ее в классы G_2 и G_4 решение изменится так, как показано в табл. 3.

Таблица 3. Модификация разбиения на множества совместимых микроопераций ГСА Г₁

Множество, G_i	Элементы, y_i	Количество элементов, $ G_i $	Разрядность кода, $\text{int}(\log_2 G_i)$
G_1	y_1	1	1
G_2	\emptyset, y_2, y_4, y_7	3	2
G_3	$\emptyset, y_3, y_5, y_6, y_9$	5	3
G_4	$\emptyset, y_8, y_{10}, y_{11}$	3	2

Общая разрядность операционной части составляет $B = 1 + 2 + 3 + 1 = 8$ бит. Для ГСА Г₁, которая содержит $M = 300$ вершин, разрядность адреса $R_A = \lceil \log_2 300 \rceil = 9$. Число выходов блока ЭМВ $t_F = 4K / 2^9 = 8$. Для реализации схемы блока БМО необходим $n_1 = \lceil 8/8 \rceil = 1$ блок ЭМВ. Размер микропрограммы составляет $V_{MP} = 300 \cdot 8 = 2400$ бит, $V_{RAM} = 1 \cdot 4K = 4K$, показатель эффективности использования ресурсов памяти $\omega = 2400/4096 = 0,586$. Следовательно, в сравнении с применением классического метода снизилась затраты ресурсов памяти (ис-

пользуется на один блок ЭМВ меньше). Одновременно с этим повысилась эффективность использования занимаемых ресурсов (с 33 до 58,6 %).

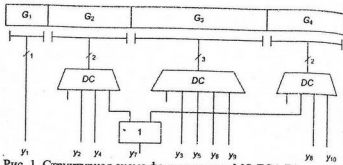


Рис. 1. Структурная схема формирования МО ГСА Г₁

Заключение. Предлагаемый метод основан на включении копий определенных микроопераций в различные классы совместимых микроопераций. При выполнении необходимых условий такой метод позволяет снизить разрядность операционной части микрокоманды в сравнении с классической стратегией кодирования полей совместимых микроопераций, что позволяет сократить аппаратные затраты на реализацию таких автоматов на заказных микро-схемах и в некоторых случаях позволяет уменьшить количество стандартных микросхем.

Отметим, что наблюдается некоторое ухудшение временных показателей, поскольку в схему вводится подсистема формирования зависимых микроопераций. Иногда такое ухудшение допустимо, если применение предложенного метода даст существенную экономию аппаратных затрат при реализации схемы устройства.

Практическая значимость предложенного метода состоит в сокращении аппаратных затрат в сравнении с известными методами реализации КМУУ с общей памятью.

Дальнейшие исследования связаны с формализацией алгоритма выбора зависимых МО, что должно привести к увеличению эффективности предложенного метода.

1. De Micheli G. Synthesis and Optimization of Digital Circuits. — NY: McGraw-Hill, 1994. — 636 p.
2. Грушицкий Р.И., Мурсаев А.Х., Угрюмов Е.П. Проектирование систем с использованием микросхем программируемой логики. — СПб: БХВ-Петербург, 2002. — 608 с.

3. Соловьев В.В. Проектирование цифровых схем на основе программируемых логических интегральных схем. – М.: Горячая линия-ТЕЛЕКОМ, 2001. – 636 с.
4. Baranov S. Logic Synthesis for Control Automata – Boston: Kluwer Acad. Publ., 1994 – 312 p.
5. Баркалов А.А., Бабаков Р.М., Ахмад Бадед. Исследование аппаратных характеристик автомата Мили с кодированием фрагмента микроопераций по VHDL-моделям // Искусственный интеллект. – 2007. – № 1. – С. 117–122.
6. Barkalov A., Titarenko L. Logic Synthesis for Compositional Microprogram Control Units. – Berlin: Springer, 2008. – 272 p.
7. Баркалов О.О. Синтез операцийных пристроїв. – Донецьк: РВА ДонНТУ, 2003. – 305 с.
8. Bayer J., Koyama B. On the minimization of the width of the control memory of microprogrammed processor: // IEEE Trans. On Computers. – 1979. – № 4. – P. 310–316.
9. Embedded memory in Altera FPGA's. – <http://www.altera.com/technology/memory/embedded/mem-embedded.html>
10. Embedded memory in Altera FPGA's. – http://www.xilinx.com/products/design_resources/mem_corner/resource/xawembedded.htm

Поступила 01.10.2009

Тел. для справок: + 375 (17) 284-2084 (Донецк, Киев)

E-mail: A.Barkalov@jie.uz.zgora.pl, yaviz@ukr.net

© А.А. Баркалов, Я.Е. Визор, А.Н. Мирошкин, 2009

Правила подготовки материалов

К рассмотрению принимаются не опубликованные ранее работы по тематике, приведенной на второй странице обложки журнала. Все статьи рецензируются. Решение редколлегии по содержанию каждого номера журнала утверждается ученым советом МНУЦДИС. Одобренные к печати материалы редактируются. В случае отклонения рукописи один экземпляр и рецензия возвращаются автору. В одном номере журнала публикуется только одна статья автора, в том числе и в соавторстве.

В редакцию необходимо представить:

1. Рукопись (2 экз.), напечатанную через два интервала, объемом не более 16 страниц, на одной стороне листа формата А4 (кегль 12). Один экземпляр должен быть подписан автором(ами).

Страницы оригинала должны быть пронумерованы и иметь поля: левое – 25 мм, правое – 10 мм, верхнее – 20 мм, нижнее – 25 мм.

2. Аннотацию (2 экз.), напечатанную на отдельной странице (до 5 строк) с указанием фамилии автора(ов) и названия статьи на русском, украинском и английском языках; через два интервала.

3. Сопроводительное письмо организации за подписью руководителя.

4. Дискету 3,5" с текстом статьи, аннотацией и иллюстрациями.

5. Сведения об авторе(ах) – фамилия, имя, отчество, ученая степень, место работы, должность, адрес, телефон, факс, e-mail.

6. Копию квитанции о подписке на журнал УСИМ (не менее чем на полгода).

В начале статьи необходимо указать индекс УДК. Используемая литература приводится общим списком в конце статьи в порядке упоминания. Графики, рисунки и таблицы с подписями должны быть распечатаны на отдельных страницах либо выполнены тушью для сканирования.

Для подготовки текста на дискете необходимо использовать редактор *Microsoft Word* любой версии (шрифт *Times New Roman*; кегль 12, интервал двойной; отступ 1 см.), для набора формул – редактор *Microsoft Equation Editor v. 2.0/3.0* из состава *Microsoft Office*. Иллюстрации могут быть выполнены в любом графическом редакторе.

Материалы можно высылать электронной почтой (по адресу gor@usm.freenet.kiev.ua) с обязательным дублированием на бумаге в двух экземплярах или почтой (простое письмо).

В соответствии с постановлением президиума ВАК Украины от 15.01.2003 г. № 7-05/1 «Про підвищення вимог до фахових видань, внесених до переліків ВАК України» статьи, принимаемые к опубликованию, должны состоять из следующих элементов:

- постановка проблемы и ее связь с научными или практическими заданиями;
- анализ последних исследований и публикаций (где начато разрешение данной проблемы), на которые опирается автор;
- выделение неразрешенной части общей проблемы, чему посвящена предлагаемая статья;
- формулировка цели статьи (постановка задачи);
- изложение основного материала исследований с полным обоснованием полученных научных результатов;
- выводы из данного исследования и перспективы дальнейших разработок в данном направлении.

Редакция обращается с просьбой к авторам, желающим опубликовать статью в нашем журнале на украинском или английском языке, прилагать к направляемым материалам русский аналогичный вариант текста.

Редколлегия

Информационные и коммуникационные среды

- Федорук П.И.* Исследование эффективности функционирования адаптивной системы дистанционного обучения *Edu Pro* 6
- Львов М.С.* Концепция, архитектура и функциональность гибкой распределенной программной среды учебного назначения для средней школы. Рабочее место методиста 7

Проблемы информационной безопасности

- Ластовченко М.М., Зубарева Е.А., Саченко В.О.* Метод анализа эффективности реконфигурации топологии построения беспроводных мультисервисных сетей повышенной помехозащищенности 7

Наши авторы 8

Систематический указатель статей, опубликованных в 2009 году 8

Алфавитный именной указатель за 2009 год 9

Научные консультанты Е.Л. Денисенко, А.В. Палагин, О.Л. Перевозчикова

Научные редакторы С.П. Чарчян, Н.И. Савенко

Компьютерная группа С.К. Горбунов, Н.С. Сташкова

Журнал входит в Перечень периодических изданий,
рекомендованных ВАК Украины для опубликования результатов диссертаций
на соискание степени доктора физико-математических, технических и экономических наук

Принято к печати ученым советом МНУЦИТнС

Свидетельство о регистрации КВ № 2361 от 11.01.1997

Подп. в печать 15.12.2009. Формат 84 × 108/16. Бум. офсетная. Усл. печ. листов 4,0. Уч.-изд. листов 5,58.
Печать офсетная. Тираж 241 экз. Зак. № 2579.

Отпечатано в типографии Изд. дома «Академперіодика», 01004, Киев-4, ул. Терещенковская, 4.

Оригинал-макет журнала изготовлен в редакции с помощью настольной издательской системы.

3 міст

Contents

Теорія систем. Системотехніка

*Гриценко В.І., Анісімов А.В., Пащковець М.Д.,
Бабак О.В.* Загальна технологія побудови
бізнес-правил при виконанні реінжиніринга
програмних legacy-систем 3

Нові методи в інформатиці

Сдобников В.Ю., Савчинський Б.Д. Оцінювання
положення точок сходу на зображеннях
міських кварталів 12

Березский О.М. Теоретико-груповий підхід
до синтезу складних зображень 19

Старков В.М., Политило А.С. Дослідження
нестационарного енергообміну двох лазерних
пучків у нелінійних середовищах методами
обчислювальної фізики. 30

Бычков О.С., Иванов Е.В. Існування
узгодженого κ -адитивного продовження мір
в теорії можливостей 35

Бібіло П.М., Леончик П.В. Алгоритм побудови
діаграми двійкового вибору для системи
повністю визначених булевих функцій 42

Технічні засоби інформатики

Баркалов О.О., Візор Я.Є., Мірошкін О.М.
Модифікація алгоритму кодування полів
сумісних мікрооперацій. 50

Яковлев Ю.С., Елісеєва О.В. Основні
принципи та методи розподілу додатків
у складних комп'ютерних системах типу
«процесор–в–пам'яті» 56

Інформаційні та комунікаційні середовища

Федорук П.І. Дослідження ефективності
функціонування адаптивної системи
дистанційного навчання *EduPro*. 64

Лвов М.С. Концепція, архітектура і функціональ-
ність гнучкого розподіленого програмного
середовища навчального призначення для
середньої школи. Робоче місце методиста ... 71

Проблеми інформаційної безпеки

Ластовченко М.М., Зубарева О.О., Саченко В.О.
Метод аналізу ефективності реконфігурації по-
будови топології бездротових мультисервісних
мереж підвищеної перешкодозахищеності ... 79

Наші автори 87

**Систематичний покажчик статей,
опублікованих у 2009 році** 88

Алфавітний іменний покажчик за 2009 рік 92

Theory Systems. Systemotechnique

*Gritsenko V.I., Anisimov A.V., Pashkovets N.D.,
Babak O.V.* The General Technology of Business-
Rules Construction at Reengineering of Software
legacy-systems 3

New Methods in Informatics

Sdobnikov V.Yu., Savchynskyy B.D.
The Detection of Vanishing Points on City
Blocks Images 12

Berezsky O.N. A Group-Theoretical Approach
to the Synthesis of Complex Image 19

Starkov V.N., Politylo A.S. The Research of the
Non-Stationary Energy Transfer of Two Laser
Beams in Non-Linear Media by the Method of
Computational Physics 30

Bychkov A.S., Ivanov E.V. The Existence of the
Consistent κ -Additive Extension of Measures
in the Possibility Theory 35

Bibilo P.N., Leonchik P.V. The Algorithm of the
Construction of a Binary Decision Diagram for the
System of Completely Defined Boolean Functions 42

Informatics Hardware Facilities

Barcalov A.A., Vizor Y.E., Miroshkin A.N.
The Modification of the Algorithm of Encoding
of the Sets of Compatible Microinstructions ... 50

Jakovlev Yu.S., Eliseieva E.V. Main Principles
and the Technique of Allocation of Applications
in Complex Computer Systems of the «Processor-
in-Memory» Type 56

Information and Communication Environments

Fedoruk P.I. The Investigation of the Efficiency
of the Functioning of the *EduPro* Adaptive
Distance Learning System 64

Lvov M.S. A Concept, Architecture and
Functionality of a Flexible Distributed
Educational Software for a High School.
A methodologist's Work Place 71

Problems of Information Security

Lastovchenko M.M., Zubareva E.A., Sachenko V.O.
A Method of the Analysis of the Topology Recon-
figuration Efficiency in Wireless Multiservice
Networks with a High Noise Immunity 79

Our Authors 87

**Systematic Index of Articles
Published in 2009** 88

Alphabetical Index of Names, 2009 92