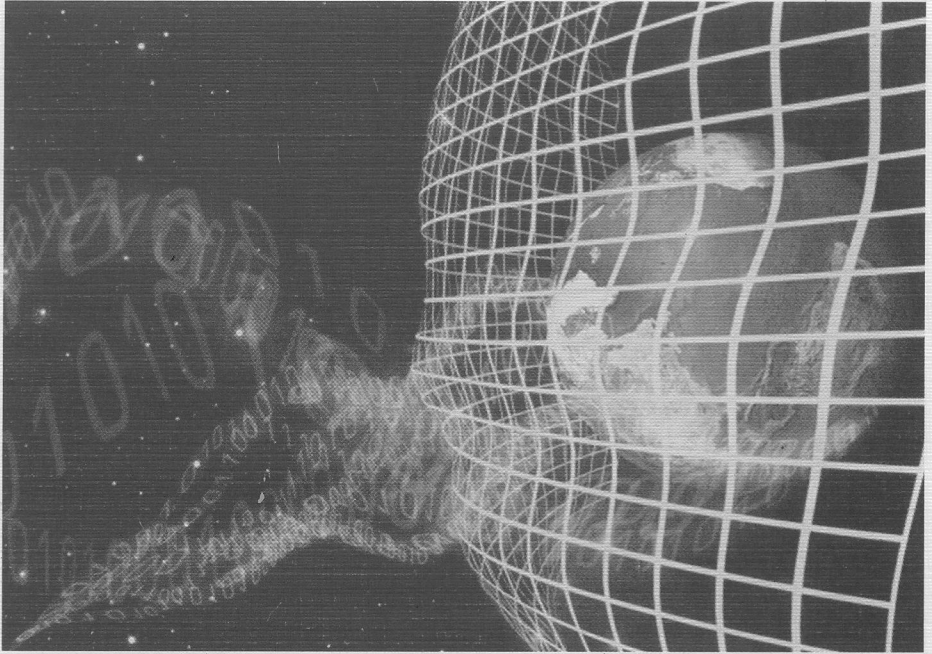


Институт кибернетики им. В. М. Глушкова НАН Украины



Международный
научно-теоретический
журнал

КИБЕРНЕТИКА И СИСТЕМНЫЙ АНАЛИЗ

5 2009

ГЛАВНЫЙ РЕДАКТОР

И.В. СЕРГИЕНКО, академик
НАН Украины

РЕДАКЦИОННАЯ КОЛЛЕГИЯ

И.Н. КОВАЛЕНКО, зам. главного
редактора, академик
НАН Украины

Н.С. ФУРС, зам. главного
редактора

А.В. АНИСИМОВ, чл.-кор.
НАН Украины

**Г.А. ДОНЕЦ,
Ю.М. ЕРМОЛЬЕВ,** доктор физ.-мат. наук
академик

НАН Украины

М.З. ЗГУРОВСКИЙ, академик
НАН Украины

В.С. КОРОЛЮК, академик
НАН Украины

А.А. ЛЕТИЧЕВСКИЙ, академик
НАН Украины

В.Н. РЕДЬКО, академик
НАН Украины

**МЕЖДУНАРОДНЫЙ
РЕДАКЦИОННЫЙ СОВЕТ**

А.С. АЛЕКСЕЕВ, академик РАН
Д. БАУМ, профессор, Германия

Ж. БОННИН, профессор, Франция

А.Д. ГВИШИАНИ, профессор, Россия

Д. ГИЛЬБЕРТ, профессор, Англия

Ф. ГЛОВЕР, профессор, США

В.А. ЕМЕЛИЧЕВ, профессор, Беларусь

Ю.И. ЖУРАВЛЕВ, академик РАН

А.Б. КУРЖАНСКИЙ, академик РАН

В.Л. МАКАРОВ, академик РАН

А. ПАКШТАС, профессор, Англия

П.М. ПАРДАЛОС, профессор, США

Э.Х. ТЫГУУ, академик
АН Эстонии

АДРЕС РЕДАКЦИИ:

03680, ГСП, Киев 187
Проспект академика Глушкова, 40
Институт кибернетики НАН Украины
Телефоны: 526-00-59, 526-64-61
Факс: (044) 526-74-18
E-mail: kisa-casa@ukr.net
<http://www.kibernetika.org>

Журнал публикует оригинальные и обзорные статьи, материалы проблемного и дискуссионного характера, отчеты о конференциях и совещаниях по вопросам кибернетики и системного анализа, библиографические обзоры, рецензии на монографии, информирует читателей о новейших достижениях отечественной и зарубежной кибернетики.

Основные тематические разделы:

КИБЕРНЕТИКА

Теоретические проблемы кибернетики
Проектирование кибернетических систем
Проблемы искусственного интеллекта
Экономическая кибернетика

СИСТЕМНЫЙ АНАЛИЗ

Теория систем и математические вопросы системного анализа
Теория оптимальных решений
Прикладные методы системного анализа

**ПРОГРАММНО-ТЕХНИЧЕСКИЕ
КОМПЛЕКСЫ**

Архитектура программно-технических комплексов
Математическое и программное обеспечение
Новые информационные технологии в медицине, биологии, лингвистике, юриспруденции и др.

**НОВЫЕ СРЕДСТВА КИБЕРНЕТИКИ,
ИНФОРМАТИКИ, ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ
ТЕХНИКИ И СИСТЕМНОГО АНАЛИЗА**

ДИСКУССИОННЫЕ СООБЩЕНИЯ

ЖУРНАЛ ПЕРЕИЗДАЕТСЯ НА АНГЛИЙСКОМ ЯЗЫКЕ ИЗДАТЕЛЬСТВОМ Springer ПОД НАЗВАНИЕМ CYBERNETICS AND SYSTEMS ANALYSIS

Информация для авторов на сайте
<http://www.springeronline.com/10559>

Журнал *Cybernetics and Systems Analysis* реферирован или индексируется агентствами ABI inform, CompuMath Citation Index, Current Contents/Engineering, Computing and Technology, ISI Alerting Services, Science Citation Index, Science Citation Index Expanded, SCOPUS.

Журнал включен в перечень профильных изданий ВАК Украины и реферирован в Реферативном журнале и Базах данных ВИНИТИ, Россия, Москва, тел.: (8-107-495) 155-42-17



НОВЫЕ СРЕДСТВА КИБЕРНЕТИКИ, ИНФОРМАТИКИ, ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ ТЕХНИКИ И СИСТЕМНОГО АНАЛИЗА

А.А. БАРКАЛОВ, Л.А. ТИТАРЕНКО, С.А. ЦОЛОЛО

УДК 681.234

ОПТИМИЗАЦИЯ СХЕМЫ АВТОМАТА МУРА, РЕАЛИЗУЕМОЙ В БАЗИСЕ ПЛИС

Ключевые слова: автомат Мура, ПЛИС, макроячейки ПМЛ, псевдоэквивалентные состояния, синтез, логическая схема.

ВВЕДЕНИЕ

Модель микропрограммного автомата (МПА) Мура часто используется при реализации устройств управления (УУ) [1, 2]. Один из популярных базисов для реализации схем УУ — программируемые логические интегральные схемы (ПЛИС) [3, 4]. Наибольшее распространение получили ПЛИС с макроячейками на основе элементов программируемой матричной логики (ПМЛ). В последнее время в составе таких ПЛИС появляются встроенные блоки памяти (ВБП) с изменяющимся числом выходов [5]. Одной из актуальных задач, возникающих при синтезе схем МПА, является уменьшение аппаратных затрат. В случае ПЛИС эта задача сводится к оптимизации числа макроячеек ПМЛ в схеме МПА [4]. Для ее решения необходимо использовать особенности как модели МПА, так и элементного базиса. В настоящей работе предлагается применить такие особенности МПА Мура, как наличие псевдоэквивалентных состояний [2] и зависимость выходных переменных (микроопераций) только от состояний. Учет первой особенности позволяет уменьшить число термов в системе функций возбуждения памяти, а второй — использовать блоки ВБП для реализации систем микроопераций. Особенностью ПЛИС является значительный коэффициент объединения по входу (до нескольких десятков), что позволяет использовать больше одного источника кодов состояний [6, 7]. В настоящей работе анализируются различные структуры схемы МПА Мура, основанные на этих особенностях. При этом алгоритм управления, реализуемый автоматом, представлен в виде граф-схемы алгоритма (ГСА) [1].

ОСНОВНЫЕ ПОЛОЖЕНИЯ И ОСОБЕННОСТИ РЕАЛИЗАЦИИ АВТОМАТА МУРА

Пусть алгоритм управления цифровой системы представлен ГСА $\Gamma = \Gamma(B, E)$, где $B = \{b_0, b_E\} \cup E_1 \cup E_2$ — множество вершин, $E = \{ \langle b_q, b_t \rangle | b_q, b_t \in B \}$ — множество дуг. Здесь b_0 — начальная вершина ГСА, b_E — конечная вершина ГСА, E_1 — множество операторных вершин, E_2 — множество условных вершин. В вершинах $b_q \in E_1$ записываются наборы микроопераций $Y(b_q) \subseteq Y$, где $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ — множество микроопераций операционного автомата цифровой системы [1]. В вершинах $b_q \in E_2$ записываются элементы множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$. Начальная и конечная вершины ГСА соответствуют состоянию $a_1 \in A = \{a_1, \dots, a_M\}$, где A — множество состояний автомата Мура, а каждая вершина $b_q \in E_1$ соответствует одному из элементов множества A [3]. Логическая схема МПА Мура задается системой уравнений

$$\Phi = \Phi(T, X), \quad (1)$$

$$Y = Y(T), \quad (2)$$

где $T = \{T_1, \dots, T_R\}$ — множество внутренних переменных, кодирующих состояния $a_m \in A$, $R = \lceil \log_2 M \rceil$; $\Phi = \{D_1, \dots, D_R\}$ — множество функций возбуждения триггеров памяти состояний. Системы (1), (2) формируются на основе прямой структурной таблицы (ПСТ) со столбцами: a_m — текущее состояние; $K(a_m)$ — код состояния $a_m \in A$; a_s — состояние перехода; $K(a_s)$ — код состояния $a_s \in A$; X_h — конъюнкция некоторых элементов множества X (или их отрицаний), определяющая переход $\langle a_m, a_s \rangle$; Φ_h — набор функций возбуждения памяти МПА, принимающих единичное значение для переключения памяти из $K(a_m)$ в $K(a_s)$; $h = 1, \dots, H_1(\Gamma)$ — номер строки таблицы. В столбце a_m записывается набор микроопераций $Y(a_m) \subseteq Y$, формируемых в состоянии $a_m \in A$. Естественно, что $Y(a_m) = Y(b_q)$, где вершина $b_q \in E_1$ отмечена состоянием $a_m \in A$.

Системы (1), (2) определяют модель U_1 автомата Мура (рис. 1), в которой блок переходов (БП) реализуется на ПМЛ, а блок микроопераций (БМО) — на ВБП, блок БП реализует функции (1), а блок БМО — функции (2). Коды состояний $a_m \in A$ хранятся в регистре (Рг), который обнуляется сигналом Start и переключается по сигналу Clock.

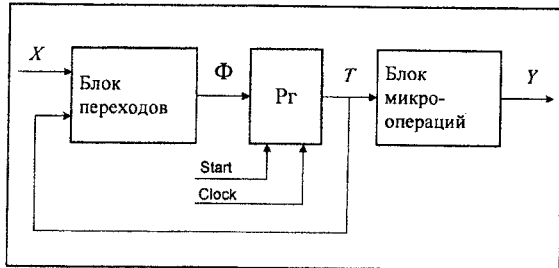


Рис. 1. Схема МПА Мура U_1

Как правило, число переходов $H_1(\Gamma)$ больше числа переходов $H_0(\Gamma)$ эквивалентного автомата Мили [1]. Это приводит к увеличению числа ПМЛ в схеме МПА Мура по сравнению с этим показателем эквивалентного автомата Мили. Параметр $H_1(\Gamma)$ можно уменьшить благодаря наличию псевдоэквивалентных состояний (ПЭС) МПА Мура [2]. Состояния $a_m, a_s \in A$ называются ПЭС, если выходы соответствующих им вершин соединены с входом одной и той же вершины ГСА Γ . Пусть $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_I\}$ — разбиение множества A на классы ПЭС ($I \leq M$). Построим систему функций

$$B_i = \bigvee_{m=1}^I C_{mi} A_m \quad (i=1, \dots, I), \quad (3)$$

где C_{mi} — булева переменная, равная единице, если и только если $a_m \in B_i$, A_m — конъюнкция внутренних переменных $T_r \in T$, соответствующая коду $K(a_m)$ состояния $a_m \in A$. Закодируем состояния $a_m \in A$ так, чтобы любая функция системы (3) представлялась одним конъюнктивным термом. Назовем такое кодирование оптимальным кодированием состояний. Для него может использоваться, например, метод ESPRESSO [8].

Такой подход ведет к модели U_2 , структура которой совпадает со структурой модели U_1 , но число термов совпадает с $H_0(\Gamma)$. Однако такое кодирование не всегда возможно [2] из-за особенностей ГСА. Например, для $R=2$, $B_1 = \{a_1\}$, $B_2 = \{a_2, a_3, a_4\}$ оптимальное кодирование состояний, сокращающее параметр $H_2(\Gamma)$ до $H_0(\Gamma)$, невозможно. Здесь мы вводим обозначение $H_i(\Gamma_j)$, что определяет число строк в модели U_i при интерпретации ГСА Γ_j .

Число строк ПСТ гарантировано равняется $H_0(\Gamma)$, если использовать следующий подход. Поставим в соответствие классу $B_i \in \Pi_A$ двоичный код $K(B_i)$ разрядности $R_B = \lceil \log_2 I \rceil$ и используем переменные $\tau_r \in \tau$ для такого кодирования, где $|\tau| = R_B$. В этом случае МПА Мура представляется в виде структуры U_3 (рис. 2).



Рис. 2. Схема МПА Мура U_3

В МПА U_3 блок БП формирует функции

$$\Phi = \Phi(\tau, X), \quad f \quad (4)$$

а блок преобразователя кодов (БПК) реализует систему функций

$$\tau = \tau(T). \quad (5)$$

При этом код $K(B_i)$ класса $B_i \in \Pi_A$ формируется на основе кодов состояний $a_m \in B_i$. Как и ранее, блок БМО реализует систему (2).

В работе [2] показано, что $H_3(\Gamma) = H_0(\Gamma)$. Недостатком модели U_3 является наличие блока БПК, потребляющего некоторые ресурсы ПЛИС. В настоящей работе предлагается метод синтеза МПА Мура, позволяющий сохранить положительные и устранить отрицательные качества модели U_3 .

ОСНОВНАЯ ИДЕЯ ПРЕДЛАГАЕМОГО МЕТОДА

Закодируем состояния $a_m \in A$ оптимальным образом. Пусть $T(B_i)$ — число термов в функции $B_i \in \Pi_A$. Представим множество Π_A в виде объединения множеств Π_B и Π_C . При этом распределение классов выполняется следующим образом:

$$(T(B_i) = 1) \rightarrow B_i \in \Pi_B; \quad (6)$$

$$(T(B_i) > 1) \rightarrow B_i \in \Pi_C.$$

Очевидно, что преобразованию подлежат только коды состояний $a_m \in B_i$ для блоков $B_i \in \Pi_C$. Поставим в соответствие каждому классу $B_i \in \Pi_C$ двоичный код $K(B_i)$ разрядности

$$R_c = \lceil \log_2(I_c + 1) \rceil, \quad (7)$$

где $I_c = |\Pi_C|$. Назначение единицы в формуле (7) объясним позже.

Пусть t_F — фиксированное число выходов блока ВБП, и пусть q — число слов в блоке при $t_F = 1$. Для блока БМО параметр t_F определяется как

$$t_F = \lceil q / 2^R \rceil, \quad (8)$$

а суммарное число выходов в блоках ВБП, образующих схему БМО, определяется как

$$t_1 = \lceil N / t_F \rceil \cdot t_F. \quad (9)$$

При этом Δ_t выходов не используется для представления микроопераций, где

$$\Delta_t = t_1 - N. \quad (10)$$

Очевидно с их помощью можно представить разряды кода $K(B_i)$. При этом блок БПК будет реализовывать

$$R_K = R_c - \Delta_t \quad (11)$$

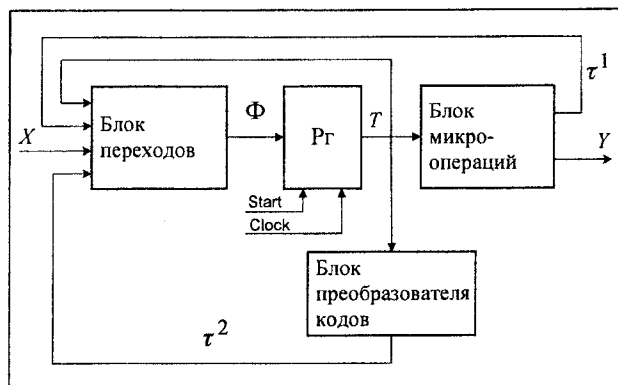


Рис. 3. Схема МПА Мура U_4

оставшихся разрядов кода. При выполнении условия

$$R_c \leq \Delta_t \quad (12)$$

блок БПК отсутствует. Для общего случая, когда $\Delta_t \neq 0$ и $R_K > 1$, автомат Мура представляется моделью U_4 (рис. 3).

В этой модели имеется три источника кодов состояний. Состояния $a_m \in B_i$, где $B_i \in \Pi_B$, определяются содержимым регистра Рг. Состояния классов $B_i \in \Pi_C$ представляются переменны-

ми $\tau_r \in \tau^1$ (выходы БМО) и $\tau_r \in \tau^2$ (выходы БПК). Очевидно, что $\tau^1 \cup \tau^2 = \tau$ и $|\tau| = R_C$. Для идентификации источника кода необходимо ввести специальный код, определяемый выражением

$$\tau_r = 0 \quad (r = 1, \dots, R_C). \quad (13)$$

Этим объясняется наличие единицы в выражении (7).

Модель U_4 имеет наиболее общий характер, ее возможные модификации представлены в табл. 1, где единица в любом столбце означает использование структурного элемента как источника кода состояния МПА.

В настоящей работе предлагается метод синтеза МПА Мура U_4 по отмеченной ГСА. Метод включает следующие этапы:

- 1) формирование разбиения $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_I\}$;
- 2) оптимальное кодирование состояний $a_m \in A$;
- 3) формирование множеств Π_B и Π_C ;
- 4) кодирование классов $B_i \in \Pi_C$;
- 5) формирование преобразованной ПСТ автомата Мура;
- 6) формирование содержимого блока микроопераций;
- 7) формирование таблицы блока преобразователя кодов;
- 8) формирование системы функций, задающих схему МПА;
- 9) реализация схемы в заданном элементном базисе.

Для моделей $U_i \neq U_4$ этот метод должен быть модифицирован. При этом некоторые этапы либо модифицируются, либо вообще отсутствуют.

ПРИМЕР ПРИМЕНЕНИЯ ПРЕДЛОЖЕННОГО МЕТОДА

В целях экономии используем задание автомата не в виде ГСА, а в виде системы обобщенных формул перехода (ОФП) [6, 7]. Пусть автомат Мура $U_1(\Gamma_1)$ определяется следующей системой ОФП:

$$\begin{aligned} B_1 &\rightarrow x_1 a_2 \vee \bar{x}_1 a_3; & B_5 &\rightarrow a_{10}; \\ B_2 &\rightarrow x_2 a_4 \vee \bar{x}_2 x_3 a_5 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_3 a_6; & B_6 &\rightarrow x_1 a_{12} \vee \bar{x}_1 a_1; \\ B_3 &\rightarrow x_3 a_6 \vee \bar{x}_3 x_4 a_8 \vee \bar{x}_3 \bar{x}_4 a_1; & B_7 &\rightarrow x_4 a_1 \vee \bar{x}_4 x_5 a_7 \vee \bar{x}_4 \bar{x}_5 x_6 a_{11} \vee \bar{x}_4 \bar{x}_5 \bar{x}_6 a_{13}. \\ B_4 &\rightarrow x_5 a_8 \vee \bar{x}_5 x_6 a_{11} \vee \bar{x}_5 \bar{x}_6 a_{13}; \end{aligned} \quad (14)$$

Пусть при этом получено разбиение $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_7\}$, где $B_1 = \{a_1\}$, $B_2 = \{a_2, a_3\}$, $B_3 = \{a_4\}$, $B_4 = \{a_5, a_6, a_7\}$, $B_5 = \{a_8, a_9\}$, $B_6 = \{a_{10}\}$, $B_7 = \{a_{11}, a_{12}, a_{13}\}$, а система микроопераций автомата $U_1(\Gamma_1)$ представляется следующей системой уравнений:

$$\begin{aligned} y_1 &= a_2 \vee a_3 \vee a_{12}; & y_2 &= a_4 \vee a_8 \vee a_9 \vee a_{10}; \\ y_3 &= a_3 \vee a_7 \vee a_8 \vee a_{11}; & y_4 &= a_5 \vee a_{11}; \\ y_5 &= a_6 \vee a_7 \vee a_8; & y_6 &= a_4 \vee a_6 \vee a_{10}; \\ y_7 &= a_3 \vee a_{11} \vee a_{12} \vee a_{13}. \end{aligned} \quad (15)$$

Система (15) строится тривиальным образом: если микрооперация $y_n \in A$ формируется в состоянии $a_m \in A$, то в уравнение для y_n включается терм a_m . Итак, для автомата $U_1(\Gamma_1)$ имеем $M = 13$, $R = 4$, $T = \{T_1, \dots, T_4\}$, $\Phi = \{D_1, \dots, D_4\}$, $I = 7$, $N = 8$. Сформируем систему (3) следующего вида:

$$\begin{aligned} B_1 &= a_1; & B_2 &= a_2 \vee a_3; \\ B_3 &= a_4; & B_4 &= a_5 \vee a_6 \vee a_7; \\ B_5 &= a_8 \vee a_9; & B_6 &= a_{10}; \\ B_7 &= a_{11} \vee a_{12} \vee a_{13}. \end{aligned} \quad (16)$$

Один из возможных результатов оптимального кодирования состояний для автомата $U_1(\Gamma_1)$ показан картой Карно на рис. 4.

Анализ этой карты показывает, что классы $B_1, B_3, B_5, B_6 \in \Pi_B$ и $B_2, B_4, B_7 \in \Pi_C$. Таким образом, $I_C = 3, R_C = 2, \tau = \{\tau_1, \tau_2\}$. Закодируем классы $B_i \in \Pi_C: K(B_2) = 11, K(B_4) = 01, K(B_7) = 10$. Итак, чем больше состояний входит

		$T_3 T_4$			
		00	01	11	10
$T_1 T_2$	00	a_1	a_2	*	a_4
	01	a_5	*	a_6	a_{10}
	11	a_{11}	a_3	a_7	a_8
	10	a_{13}	a_{12}	*	a_9

Рис. 4. Коды состояний автомата Мура $U_1(\Gamma_1)$

в класс $B_i \in \Pi_C$, тем меньше единиц содержит код этого класса. Отметим, что код 00 соответствует ситуации $B_i \in \Pi_B$. Этим объясняется наличие единицы в формуле (7). Из карты Карно имеем $K(B_1) = 0000, K(B_3) = 001*$, $K(B_5) = 1*10, K(B_6) = 0110$. Теперь переходим к модели $U_4(\Gamma_1)$.

Преобразованная ПСТ автомата Мура $U_4(\Gamma)$ включает столбцы $B_i, K(B_i), a_S, K(a_S), X_h, \Phi_h, h$. Столбец $K(B_i)$ разбивается на под-

Таблица 2. Фрагмент преобразованной ПСТ автомата Мура $U_4(\Gamma_1)$

B_i	$K(B_i)$		a_s	$K(a_s)$	X_h	Φ_h	h
	Π_B	Π_C	a_2	0001	x_1	D_4	1
B_1	0000	00	a_3	1101	\bar{x}_1	$D_1 D_2 D_4$	2
			a_4	0010	x_2	D_3	3
B_2	****	11	a_5	0100	$\bar{x}_2 x_3$	D_2	4
			a_6	0111	$\bar{x}_2 \bar{x}_3$	$D_2 D_3 D_4$	5

Связь этой таблицы с системой (14) и кодами классов и состояний очевидна. Отметим, что при $B_i \in \Pi_B$ столбец Π_C содержит код 00, а при $B_i \in \Pi_C$ содержимое столбца Π_B игнорируется и может быть любым, что отмечено знаками *. Эта таблица служит основой для формирования системы $\Phi = \Phi(T, \tau, X)$, задающей блок БП.

Например, из табл. 2 с учетом минимизации имеем:

$$\begin{aligned}
 D_1 &= \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{x}_1 \quad (\text{строка 2}); \\
 D_2 &= \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{x}_1 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{x}_2 \quad (\text{строки 2, 4, 5}); \\
 D_3 &= \tau_1 \tau_2 x_2 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{x}_3 \quad (\text{строки 3, 5}); \\
 D_4 &= \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{x}_1 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \quad (\text{строки 1, 2, 5}).
 \end{aligned}
 \tag{17}$$

Формирование содержимого блока микроопераций сводится к формированию таблицы со столбцами $a_m, K(a_m), Y(a_m), \tau_m^1, m$. Здесь $Y(a_m) \subseteq Y$ — набор микроопераций, формируемый в состоянии $a_m \in A$. Эта информация содержится в операторных вершинах ГСА Γ , а в нашем примере задана системой (15). Столбец τ_m^1 содержит переменные $\tau_r \in \tau^1$, равные единице в части кода $K(B_i)$, формируемой блоком БМО. Этот столбец может отсутствовать, если $\Delta_i = 0$.

Пусть для реализации блока БМО используются блоки ВБП, у которых возможное число t_F выбирается из множества $T_0 = \{1, 2, 4\}$ и при $t_F = 1$ $q = 64$. Для автомата $U_4(\Gamma_1)$ $M = 13, R = 4$ и согласно (8) имеем $t_F = 4$. Поскольку $t_F \in T_0$, выбираем его в качестве фиксированного числа выходов блоков ВБП. Отметим, что если $t_F \notin T_0$, то в качестве t_F необходимо выбрать ближайший меньший элемент множества T_0 . Для автомата $U_4(\Gamma_1)$ $N = 7$, поэтому $t_1 = 8$ и $\Delta_i = 1$. Итак, один разряд кода $K(B_i)$ может

быть реализован на БМО. Пусть $\tau^1 = \{\tau_1\}$, тогда эта переменная включается в строки 2, 3, 11, 12, 13 таблицы содержимого блока БМО (табл. 3).

Таблица 3. Содержимое блока микроопераций МПА $U_4(\Gamma_1)$

a_m	$K(a_m)$	$Y(a_m)$	τ_m^1	m	a_m	$K(a_m)$	$Y(a_m)$	τ_m^1	m
a_1	0000	—	—	1	a_8	1110	$y_2 y_3 y_5$	—	8
a_2	0001	y_1	τ_1	2	a_9	1010	y_2	—	9
a_3	1101	$y_1 y_3 y_7$	τ_1	3	a_{10}	0110	$y_2 y_6$	—	10
a_4	0010	$y_2 y_6$	—	4	a_{11}	1100	$y_3 y_4 y_7$	τ_1	11
a_5	0100	y_4	—	5	a_{12}	1001	$y_1 y_7$	τ_1	12
a_6	0111	$y_5 y_6$	—	6	a_{13}	1000	y_7	τ_1	13
a_7	1111	$y_3 y_5$	—	7	—	****	***	*	*

Очевидно, что $\tau^2 = \{\tau_2\}$ и таблица преобразователя кодов должна задавать только эту функцию. Если блок БМО реализуется на ВБП, то он задается таблицей со столбцами $a_m, K(a_m), \tau_m^2, m$. Если блок БМО реализуется на макроячейках ПМЛ, то целесообразно задать каждую функцию $\tau_r \in \tau^2$ картой Карно. Для данного примера функция τ_2 задается картой Карно (рис. 5).

Из этой карты имеем систему $\tau^2(T)$, которая в данном случае представляется уравнением $\tau_2 = \bar{T}_1 T_4 \vee T_2 T_4 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3$.

Синтез схемы МПА $U_4(\Gamma)$ сводится к реализации полученных систем функций $\Phi = \Phi(T, \tau, X)$ и $\tau^2(T)$ на макроячейках ПМЛ и систем $Y(T)$ и $\tau^1(T)$ на встроенных блоках памяти. Эта задача подробно рассмотрена в [4], поэтому в данной работе не анализируется.

Отметим, что для автомата $U_1(\Gamma_1)$ прямая структурная таблица имеет $H_1(\Gamma_1) = 37$

строк, что в два раза больше, чем $H_4(\Gamma_1) = 18$. При этом можно ожидать, что и число макроячеек в схеме блока БП автомата $U_4(\Gamma_1)$ будет в два раза меньше, чем в автомате $U_1(\Gamma_1)$. Для автомата $U_2(\Gamma_1)$ имеем $H_2(\Gamma_1) = 28$ и число макроячеек в схеме БП может быть в 1,5 раза больше, чем в автомате $U_4(\Gamma_1)$. В автоматах $U_3(\Gamma_1)$ и $U_4(\Gamma_1)$ схемы блоков БП содержат одинаковое число макроячеек, но для реализации схемы БПК в автомате $U_3(\Gamma_1)$ необходимо два встроенных блока памяти. В автомате $U_4(\Gamma_1)$ эта схема реализуется на одной макроячейке ПМЛ, имеющей три терма. При этом быстродействие всех моделей одинаково. Таким образом, автомат $U_4(\Gamma_1)$ обладает наименьшими аппаратными затратами и одинаковым быстродействием по сравнению с остальными рассмотренными моделями. Отметим, что модели $U_5 - U_8$ в данном случае применять нельзя из-за нарушения необходимого условия (12) или условия $\Pi_A = \Pi_C$.

		$T_3 T_4$			
		00	01	11	10
$T_1 T_2$	00	0	1	*	0
	01	1	*	1	0
	11	0	1	1	0
	10	0	0	*	0

Рис. 5. Карта Карно для функции τ_2

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В настоящей работе предлагается метод оптимизации аппаратных затрат в схеме автомата Мура, основанный на использовании нескольких источников кода (до трех) классов псевдоэквивалентных состояний. Такой подход возможен при реализации схемы МПА Мура на ПЛИС, в состав которых входят макроячейки ПМЛ с большими коэффициентами объединения по входу и встроенные блоки памяти с изменяемым числом выходов. Применение предложенного метода гарантированно уменьшает длину таблицы переходов МПА Мура до длины

соответствующей таблицы эквивалентного автомата Мили. В работе показано, что существует пять моделей МПА Мура, основанных на этом подходе (модели $U_4 - U_8$ из табл. 1). Важным свойством этих моделей является сохранение быстродействия по сравнению с базовыми моделями $U_1 - U_3$.

Для исследования эффективности предложенного метода реализован программный комплекс, использующий VHDL-модели автоматов $U_1 - U_8$. Кодирование состояний и их классов выполнялось алгоритмом ESPRESSO [8]. Результирующие системы уравнений обрабатывались системой WebPack фирмы Xilinx [9], что позволило оценить число макроячеек ПМЛ и быстродействие схем автоматов. Исследования показали, что применение предложенного метода позволяет получить схемы, потребляющие макроячеек на 40 % меньше, чем для автоматов U_1 с произвольным кодированием состояний, и до 18 % меньше, чем для автоматов U_2 с оптимальным кодированием состояний. При этом число блоков ВБП в схеме преобразователя кодов уменьшается на 60 % по сравнению с автоматом U_3 . При этом в 90 % рассмотренных примеров по формальным признакам выбиралась модель U_4 .

Научная новизна предложенного метода заключается в учете особенностей автомата Мура и элементного базиса ПЛИС для оптимизации числа макроячеек ПМЛ и блоков встроенной памяти в схеме автомата.

Практическая значимость метода заключается в уменьшении стоимости схемы автомата Мура на ПЛИС по сравнению с известными из литературы аналогами.

Дальнейшее направление наших исследований связано с анализом применения предложенного метода при реализации устройств управления на ПЛИС, в которых макроячейки отличаются от ПМЛ [3].

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Ваганов С. Logic synthesis for control automata. — N.Y.: Kluwer Academ. Publ., 1994. — 312 p.
2. Баркалов А. А. Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура // Кибернетика и системный анализ. — 1998. — № 1. — С. 65–72.
3. Грушницкий Р. И., Мурсаев А. Х., Угрюмов Е. П. Проектирование систем с использованием микросхем программируемой логики. — СПб: БХВ, 2002. — 608 с.
4. Соловьев В. В. Проектирование цифровых схем на основе программируемых логических интегральных схем. — М.: Горячая линия-ТЕЛЕКОМ, 2001. — 636 с.
5. Cypress Semiconductor — <http://www.cypress.com>
6. Баркалов А. А., Цололо С. А. Оптимизация схемы автомата Мура в составе системы на кристалле // Радиозлектроника и информатика. — 2007. — № 1. — С. 35–39.
7. Баркалов А. А., Цололо С. А. Оптимизация числа макроячеек PAL в схеме автомата Мура // Упр. системы и машины. — 2008. — № 2. — С. 54–59.
8. DeMicheli G. Synthesis and optimization of digital circuits. — N.Y.: McGraw-Hill, 1994. — 636 p.
9. Xilinx — <http://www.xilinx.com>

Поступила 06.02.2009

АВТОРЫ НОМЕРА

Айда-заде Камил Раджабович, доктор физ.-мат. наук, профессор Института кибернетики НАН Азербайджана, Баку, e-mail: kamil_aydazade@rambler.ru

Балабанов Александр Степанович, кандидат техн. наук, старший научный сотрудник Института программных систем НАН Украины, Киев, e-mail: bas@isofts.kiev.ua

Баркалов Александр Александрович, доктор техн. наук, профессор Донецкого национального технического университета, профессор Университета Зеленогурского, Польша, e-mail: A.Barkalov@jie.uz.zgora.pl

Бойчук Мирослав Васильевич, кандидат физ.-мат. наук, доцент Черновицкого национального университета имени Юрия Федьковича.

Бурда Роман Вадимович, ассистент Житомирского государственного технологического университета, e-mail: burda_r@mail.ru

Григорьян Юрий Георгиевич, доктор физ.-мат. наук, профессор Российско-Армянского современного гуманитарного института, Ереван, Армения, e-mail: piusec@energinst.am; rasgi@mail.ru

Гуляницкий Леонид Федорович, доктор техн. наук, ведущий научный сотрудник Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев, e-mail: lh_dar@hotmail.com

Долгополов Игорь Николаевич, научный сотрудник Международного научно-учебного центра информационных технологий и систем НАН Украины и Министерства образования и науки Украины, Киев, e-mail: dolgigo@ukr.net

Емец Елизавета Михайловна, кандидат физ.-мат. наук, доцент, профессор Полтавского университета потребительской кооперации Украины, e-mail: yemetli@mail.ru

Емец Олег Алексеевич, доктор физ.-мат. наук, профессор, заведующий кафедрой Полтавского университета потребительской кооперации Украины, e-mail: slemets@e-mail.pl.ua

Задоячук Нина Васильевна, ассистент Киевского национального университета имени Тараса Шевченко, e-mail: ninell@ukr.net

Згуровский Михаил Захарович, академик НАН Украины, профессор, ректор Национального технического университета Украины «Киевский политехнический институт», директор Института прикладного системного анализа НАН Украины и Министерства образования и науки Украины, Киев, e-mail: zgur@zgurou.kiev.ua; mzz@kpi.ua

Кайзер Михель, профессор Свободного университета Амстердама, директор Центра по изучению мирового продовольственного обеспечения, Нидерланды, e-mail: m.a.keyzer@sow.vu.nl

Касьянов Павел Олегович, кандидат физ.-мат. наук, докторант Учебно-научного комплекса «Институт прикладного системного анализа» НАН Украины и МОН Украины при Национальном техническом университете Украины «Киевский политехнический институт», e-mail: kasyanov@univ.kiev.ua

Кириченко Николай Федорович, доктор физ.-мат. наук, профессор, ведущий научный сотрудник Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев.

Корлюк Александр Сергеевич, аспирант Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев, e-mail: nett_tester@yafoo.com

Кривонос Юрий Георгиевич, академик НАН Украины, заместитель директора Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев, e-mail: aik@public.icyb.kiev.ua

Крывый Сергей Лукьянович, доктор физ.-мат. наук, профессор Киевского национального университета имени Тараса Шевченко, e-mail: krivoi@i.com.ua

Майко Наталия Валентиновна, кандидат физ.-мат. наук, доцент Киевского национального университета имени Тараса Шевченко, e-mail: maiko@univ.kiev.ua

Матушенко Сергей Сергеевич, магистрант Житомирского государственного технологического университета, e-mail: perpetualburn@mail.ru

Меликов Агаси Зарбали оглы, чл.-кор. НАН Азербайджана, профессор, заведующий отделом Института кибернетики НАН Азербайджана, Баку, e-mail: agassi@science.az

Надарая Элизбар Акакиевич, чл.-кор. НАН Грузии, профессор, заведующий кафедрой Тбилисского государственного университета им. И. Джавахишвили, Грузия, e-mail: e.nadaraya@tsu.ge

Норкин Владимир Иванович, доктор физ.-мат. наук, ведущий научный сотрудник Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев, e-mail: norkin@i.com.ua

Подловченко Римма Ивановна, доктор физ.-мат. наук, профессор, ведущий научный сотрудник НИВЦ МГУ, Москва, e-mail: rir@vzv.srcc.msu.su

Пономаренко Леонид Анатольевич, доктор техн. наук, профессор, главный научный сотрудник Международного научно-учебного центра информационных технологий и систем НАН Украины и Министерства образования и науки Украины, Киев, e-mail: laronomarenko@ukr.net

Рябичев Вячеслав Львович, кандидат физ.-мат. наук, доцент Киевского национального университета имени Тараса Шевченко, e-mail: ryabichev@univ.kiev.ua

Семенюк Сергей Анатольевич, аспирант Института прикладной математики и фундаментальных наук Национального университета «Львівська політехніка», e-mail: semenyuk@gmail.com

Сергиенко Иван Васильевич, академик НАН Украины, директор Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев, e-mail: aik@public.icyb.kiev.ua

Сиренко Сергей Игоревич, аспирант Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, e-mail: s.sirenko@gmail.com

Сохадзе Григол Автандилович, доктор физ.-мат. наук, профессор Тбилисского государственного университета им. И. Джавахишвили, Грузия, e-mail: giasokhi1@i.ua

Титаренко Лариса Александровна, доктор техн. наук, профессор Харьковского университета радиотехники, профессор Университета Зеленогурского, Польша.

Цололо Сергей Алексеевич, аспирант Донецкого национального технического университета.

Чеботарев Анатолий Николаевич, доктор техн. наук, ведущий научный сотрудник Института кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, Киев, e-mail: ancheb@gmail.com

Шаташвили Альберт Даниелович, доктор физ.-мат. наук, профессор, ведущий научный сотрудник Института прикладной математики и механики НАН Украины, Донецк, e-mail: shatal@bk.ru

Шмурыгина Наталья Михайловна, соискатель, ассистент Буковинского университета, Черновцы, e-mail: nmix@rambler.ru

Яремчук Светлана Ивановна, кандидат физ.-мат. наук, доцент Житомирского государственного технологического университета, e-mail: yaremchuk_s@mail.ru

Ясинский Василий Васильевич, кандидат физ.-мат. наук, профессор, директор Института мониторинга качества образования Национального технического университета Украины «Киевский политехнический институт».

Che Soong Kim (Чи Сон Ким), Head of Department of Industrial Engineering of Sangji University, Wonju, Kangwon, Korea, e-mail: dowoo@sangji.ac.kr