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 аппаратурных 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, $E = \{< b_q, b_t > | b_q, b_t \in B\}$ — 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 $Y = \{y_1, \ldots, y_N\}$ — множество микроопераций операционного автомата цифровой системы [1]. В вершинах $b_q \in E_2$ записываются элементы множества логических условий $X = \{x_1, \ldots, x_L\}$. Начальная и конечная вершины ГСА соответствуют состоянию $a_1 \in A = \{a_1, \ldots, a_M\}$, 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

$$\Phi = \Phi(T, X), \tag{1}$$

$$Y = Y(T), \tag{2}$$

где $T=\{T_1,\ldots,T_R\}$ — множество внутренних переменных, кодирующих состояния $a_m\in A$, $R=\lceil\log_2 M\rceil$; $\Phi=\{D_1,\ldots,D_R\}$ — 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 $<a_m,a_s>$; Φ_h — набор функций возбуждения памяти МПА, принимающих единичное значение для переключения памяти из $K(a_m)$ в $K(a_s)$; $h=1,\ldots,H_1(\Gamma)$ — 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.

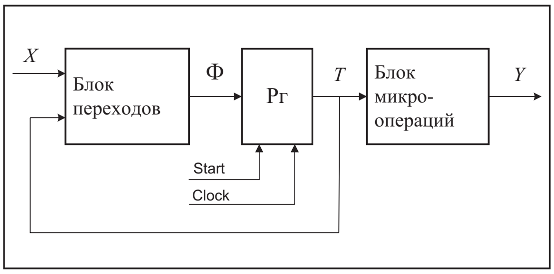


Рис. 1. Схема МПА Мура U_1

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 Г. Пусть $\Pi_A=\{B_1,\ldots,B_I\}$ — разбиение множества A на классы ПЭС ($I\le M$). Построим систему функций

$$B_i=\overset{I}{\underset{i=1}{\vee}} C_{mi}A_m \quad (i=1,\ldots,I), \tag{3}$$

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).

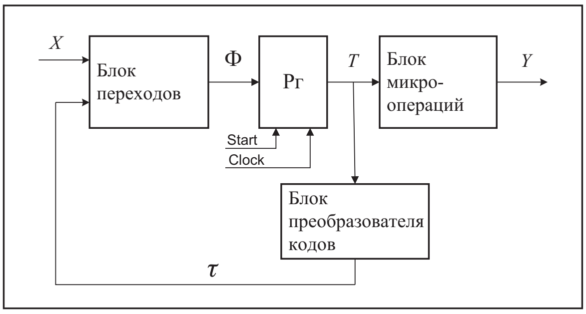


Рис. 2. Схема МПА Мура U_3

В МПА U_3 блок БП формирует функции

$$\Phi = \Phi(\tau, X), \tag{4}$$

а блок преобразователя кодов (БПК) реализует систему функций

$$\tau = \tau(T). \tag{5}$$

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:

$$\begin{aligned} &(T(B_i) = 1) \rightarrow B_i \in \Pi_B; \\ &(T(B_i) > 1) \rightarrow B_i \in \Pi_C. \end{aligned} \tag{6}$$

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

$$R_c = \lceil \log_2(I_c + 1) \rceil, \tag{7}$$

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

$$t_F = \left\lceil q / 2^{\mathrm{R}} \right\rceil, \tag{8}$$

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

$$t_1 = \lceil N / t_F \rceil \cdot t_F. \tag{9}$$

При этом Δ_t выходов не используется для представления микроопераций, где

$$\Delta_t = t_1 - N. \tag{10}$$

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

$$R_K = R_C - \Delta_t \tag{11}$$

оставшихся разрядов кода. При выполнении условия

$$R_C \leq \Delta_t \tag{12}$$

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-

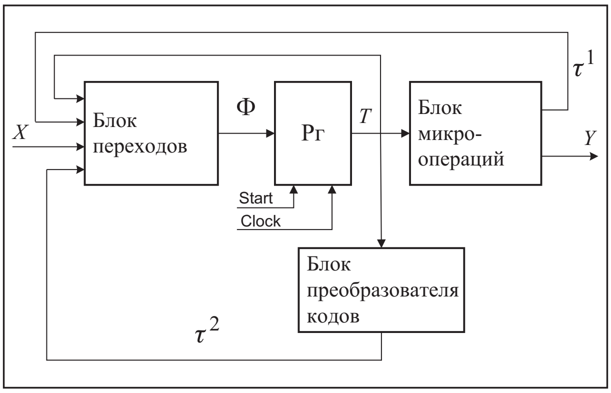


Рис. 3. Схема МПА Мура U_4

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

$$\tau_r = 0 \quad (r = 1, \ldots, R_C). \tag{13}$$

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.

Таблица 1. Модели автомата Мура на ПЛИС

Рг	**БМО**	**БПК**	**Модификации модели U_4**
1	0	0	Модели U_1 и U_2
1	0	1	Модель U_3
1	1	0	Модель U_5. Выполняется условие (12)
1	1	1	Модель U_4
0	0	1	Модель U_6. $\Pi_A = \Pi_C$ и $\Delta_t = 0$
0	1	0	Модель U_7. $\Pi_A = \Pi_C$ и $\Delta_t \geq R_C$
0	1	1	Модель U_8. $\Pi_A = \Pi_C$ и $\Delta_t < R_C$

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

1) формирование разбиения $\Pi_A = \{B_1, \ldots, B_I\}$;
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:

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

Пусть при этом получено разбиение $\Pi_A = \{B_1, \ldots, B_7\}$, 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:

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

Система (15) строится тривиальным образом: если микрооперация $y_n \in$ А 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 $M = 13$, $R = 4$, $T = \{T_1, \ldots, T_4\}$, $\Phi = \{D_1, \ldots, D_4\}$, $I = 7$, $N = 8$. Сформируем систему (3) следующего вида:

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

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 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 $U_4(\Gamma_1)$.

T_1T_2 \ T_3T_4	00	01	11	10
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 $U_1(\Gamma_1)$

Преобразованная ПСТ автомата Мура $U_4(\Gamma)$ включает столбцы B_i, $K(B_i)$, a_S, $K(a_S)$, X_h, Φ_h, h. Столбец $K(B_i)$ разбивается на подстолбцы Π_B и Π_C, чтобы показать источник кодов. Для автомата $U_4(\Gamma_1)$ эта таблица включает $H_4(\Gamma_1) = 18$ строк, что определяется числом термов в системе (14). Фрагмент преобразованной ПСТ для классов $B_1 \in \Pi_B$ и $B_2 \in \Pi_C$ содержит пять строк (табл. 2).

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	$\bar{x}_1$	$D_1D_2D_4$	2
			a_4	0010	x_2	D_3	3
B_2	****	11	a_5	0100	$\bar{x}_2x_3$	D_2	4
			a_6	0111	$\bar{x}_2\bar{x}_3$	$D_2D_3D_4$	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:

$$\begin{aligned}
&D_1 = \bar{T}_1\bar{T}_2\bar{T}_3\bar{T}_4\bar{\tau}_1\bar{\tau}_2\bar{x}_1 \ \text{(строка 2)};\\
&D_2 = \bar{T}_1\bar{T}_2\bar{T}_3\bar{T}_4\bar{\tau}_1\bar{\tau}_2\bar{x}_1 \vee \tau_1\tau_2\bar{x}_2 \ \text{(строки 2, 4, 5)};\\
&D_3 = \tau_1\tau_2x_2 \vee \tau_1\tau_2\bar{x}_3 \ \text{(строки 3, 5)};\\
&D_4 = \bar{T}_1\bar{T}_2\bar{T}_3\bar{T}_4\bar{\tau}_1\bar{\tau}_2\bar{x}_1 \vee \tau_1\tau_2\bar{x}_2\bar{x}_3 \ \text{(строки 1, 2, 5)}.
\end{aligned} \tag{17}$$

Формирование содержимого блока микроопераций сводится к формированию таблицы со столбцами a_m, $K(a_m)$, $Y(a_m)$, τ_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 Г, 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 $\Delta_t = 0$.

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 $\Delta_t = 1$. 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).

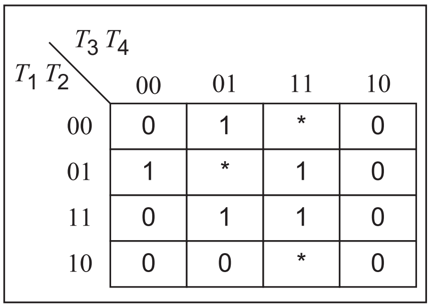
Таблица 3. Содержимое блока микроопераций МПА $U_4(\Gamma_1)$

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, $K(a_m)$, τ_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 $\tau_2 = \overline{T}_1 T_4 \vee T_2 T_4 \vee \overline{T}_1 T_2 \overline{T}_3$.

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 $Y(\mathrm{T})$ и $\tau^1(T)$ на встроенных блоках памяти. Эта задача подробно рассмотрена в [4], поэтому в данной работе не анализируется.



$T_1 T_2 \backslash T_3 T_4$	00	01	11	10
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

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 аппаратурными 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 $\Pi_A = \Pi_C$.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В настоящей работе предлагается метод оптимизации аппаратурных 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. Baranov S. 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 // Радиоэлектроника 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