

А.А. Баркалов, Л.А. Титаренко, Е.П. Хебда, К.А. Солдатов

Оптимизация матричной схемы микропрограммного автомата Мура

Предложен метод уменьшения площади матричной схемы микропрограммного автомата Мура, основанный на оптимальном кодировании состояний и разделении матрицы термов на две подматрицы. При этом используются классы псевдоэквивалентных состояний. Приведен пример применения предложенного метода.

The method is suggested for the reduction of the area of the matrix circuit for the microprogrammed Moore finite-state-machine. It is based on the optimal encoding of states and the division of the term matrix by two sub-matrices. The classes of pseudoequivalent states are used. An example of the use of the suggested method is given.

Запропоновано метод зменшення площі матричної схеми мікропрограмного автомата Мура, заснований на оптимальному кодуванні станів та розділенні матриці термів на дві підматриці. При цьому використано класи псевдоеквівалентних станів. Наведено приклад застосування запропонованого методу.

Введение При массовом производстве изделий микроэлектроники часто используются заказные матричные схемы [1]. При этом реализация комбинационных схем основывается на принципе распределенной логики [2]. Для уменьшения стоимости подобных изделий необходимо уменьшать площадь кристалла, занимаемого цифровыми схемами. Многие части цифровых систем реализуются в виде стандартных библиотечных элементов [1], однако имеются нерегулярные схемы, которые каждый раз проектируются заново. К таким схемам относятся устройства управления, выполняющие координацию взаимодействия блоков цифровой системы. В статье предлагается метод уменьшения площади матричной схемы, занимаемой устройством управления, которое реализовано в виде микропрограммного автомата (МПА) Мура [3, 4]. Подобная модель часто используется на практике [5]. При этом алгоритм управления представлен в виде граф-схемы алгоритма (ГСА) [3]. Основная идея предлагаемого метода заключается в использовании двух источников кодов состояний.

Матричная реализация МПА Мура

Пусть алгоритм управления некоторой цифровой системы задан ГСА Γ , отмеченной состояниями автомата Мура $a_m \in A$, где $A = \{a_1, \dots, a_M\}$. В условных вершинах ГСА Γ , записаны логические условия, образующие мно-

жество $X = \{x_1, \dots, x_L\}$. В операторных вершинах ГСА Γ записаны микрооперации, образующие множество $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$. Для синтеза схемы МПА состояния $a_m \in A$ кодируются двоичными кодами $K(a_m)$ разрядности $R = \lceil \log_2 M \rceil$. Для кодирования состояний используются внутренние переменные, образующие множество $T = \{T_1, \dots, T_R\}$. После кодирования состояний формируется прямая структурная таблица (ПСТ), имеющая столбцы: a_m – исходное состояние МПА; $K(a_m)$ – код состояния $a_m \in A$; a_s – состояние перехода; $K(a_s)$ – код состояния $a_s \in A$; X_h – входной сигнал, определяющий переход из a_m в a_s ; Φ_h – набор функций возбуждения триггеров регистра RG , хранящего коды состояний, необходимых для переключения RG из $K(a_m)$ в $K(a_s)$; h – номер перехода ($h = \overline{1, H_1}$). Как правило, в столбце a_m записывается набор микроопераций $Y(a_m)$, формируемых в состоянии $a_m \in A$, где $Y(a_m) \subseteq Y$. В большинстве практических применений регистр RG реализуется на синхронных двухтактных D -триггерах, т.е. $\Phi = \{D_1, \dots, D_R\}$.

Таблица ПСТ является основой для формирования системы функций, задающих схему МПА Мура:

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

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

Система (1) – (2) используется для реализации матричной схемы МПА Мура U_1 (Рис. 1).

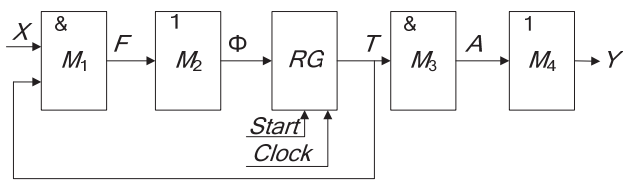


Рис. 1. Матричная реализация МПА Мура U_1

В схеме на рис. 1, конъюнктивная матрица M_1 реализует систему термов $F = \{F_1, \dots, F_{H_1}\}$. Каждый терм F_h соответствует одной строке ПСТ и определяется уравнением

$$F_h = A_m X_h \quad (h = \overline{1, H_1}). \quad (3)$$

В уравнении (3) переменная A_m соответствует конъюнкции внутренних переменных $T_r \in T$, определяемой кодом $K(a_m)$ исходного состояния для h -й строки ПСТ:

$$A_m = \bigwedge_{r=1}^R T_r^{l_{mr}}. \quad (4)$$

В (4) $l_{mr} \in \{0, 1\}$ – значение r -го разряда кода $K(a_m)$, $T_r^0 = \bar{T}_r$, $T_r^1 = T_r$ ($r = \overline{1, R}$).

Дизъюнктивная матрица M_2 реализует систему функций (1), представленных в виде

$$D_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} F_h \quad (r = \overline{1, R}). \quad (5)$$

В (5) C_{rh} – булева переменная, равная единице, если и только если символ D_r записан в h -й строке ПСТ.

Конъюнктивная матрица M_3 реализует систему функций (4), а дизъюнктивная матрица M_4 – систему функций (2). При этом каждая функция $y_n \in Y$ представлена в виде

$$y_n = \bigvee_{m=1}^M C_{nm} A_m \quad (n = \overline{1, N}), \quad (6)$$

где $C_{nm} \in \{0, 1\}$ и $C_{nm} = 1$, если и только если $y_n \in Y(a_m)$.

Сложность каждой из матрицы определяется площадью $S(M_i)$ кристалла, требуемой для ее реализации ($i = \overline{1, 4}$). При этом в теоретических статьях эта площадь определяется в ус-

ловных единицах [6]. Для автомата M_1 можно получить следующие оценки:

$$\begin{aligned} S(M_1) &= 2(L + R)H_1; & S(M_2) &= H_1R; \\ S(M_3) &= 2R \cdot M; & S(M_4) &= M \cdot N. \end{aligned} \quad (7)$$

Площадь $S(U_1)$, занимает схема автомата U_1 , определяется как сумма площадей (7).

Основной недостаток МПА Мура заключается в значительном превышении параметра H_0 , определяемого числом строк ПСТ эквивалентного автомата Мили. Кроме того, число состояний МПА Мура может значительно превышать число состояний M_0 эквивалентного автомата Мили [6]. Таким образом, часто на практике выполняются условия:

$$\begin{aligned} H_0 &< H_1; \\ R_0 &= \lceil \log_2 M_0 \rceil < R. \end{aligned} \quad (8)$$

Известны методы оптимизации матричной схемы U_1 , основанные на наличии псевдоэквивалентных состояний [4]. Состояния $a_m, a_k \in A$ называются псевдоэквивалентными, если соответствующие им операторные вершины ГСА соединены с входом одной и той же вершины. При этом существует разбиение $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_I\}$ множества A на классы псевдоэквивалентных состояний. Каждый класс $B_i \in \Pi_A$ соответствует одному состоянию эквивалентного автомата Мили [4]. Существует два основных метода оптимизации.

Оптимальное кодирование состояний. Состояние $a_m \in A$ кодируется таким образом, чтобы каждый класс $B_i \in \Pi_A$ представлялся одним обобщенным интервалом R -мерного булевого пространства. Это приводит к автомату U_2 , схема которого совпадает со схемой на рис. 1, но матрица M_1 реализует только $H_0 = H_2 < H_1$ термов. Однако такое кодирование не всегда возможно [4], что приводит к $H_2 > H_0$.

Преобразование кодов состояний. Каждому классу $B_i \in \Pi_A$ ставится в соответствие код $K(B_i)$ разрядности $R_1 = \lceil \log_2 I \rceil$. Для кодирования используются переменные из множества τ , где $|\tau| = R_1$. Формируется система функций

$$\tau = \tau(I), \quad (9)$$

которая задает закон преобразования кодов $K(a_m)$ в коды $K(B_i)$. ПСТ преобразовывается таким образом, что состояния $a_m \in B_i$ заменяются классами $B_i \in \Pi_A$ в столбце исходного состояния. Такой подход уменьшает длину ПСТ до H_0 , а число переменных обратной связи уменьшается до $R_1 < R$. Система (9) реализуется специальным преобразователем кодов состояний (ПКС), что приводит к структуре U_3 (Рис. 2).

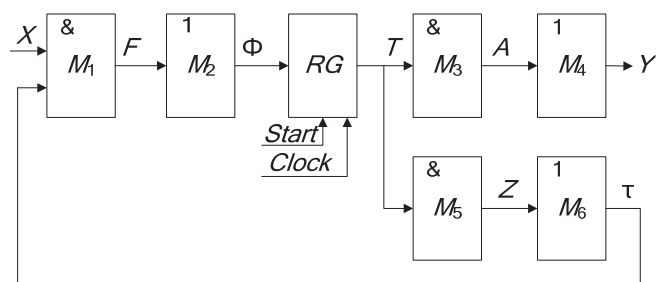


Рис. 2. Матричная реализация МПА Мура U_3

Здесь матрица M_5 реализует систему термов Z , входящих в систему (9), а матрица M_6 – функции этой системы. Матрица M_1 теперь реализует систему функций

$$F = F(\tau, X). \quad (10)$$

Каждый терм $F_h \in F$ представляется формулой

$$F_h = \left(\bigwedge_{r=1}^{R_1} \tau^{l_{ir}} \right) \cdot X_h \quad (h = \overline{1, H_0}). \quad (11)$$

Такой подход позволяет уменьшить площадь матриц M_1 и M_2 (в сравнении с U_1), однако матрицы M_5 и M_6 также потребляют ресурсы кристалла. Отметим, что матрица M_3 может быть использована вместо M_5 , однако этот подход в нашей статье не рассматривается. В статье предлагается метод, позволяющий уменьшить число строк ПСТ до H_0 при одновременном уменьшении площади ПКС.

Основная идея предлагаемого метода

Закодируем состояния $a_m \in A$ так, чтобы максимально возможное число классов $B_i \in \Pi_A$ представлялось одним интервалом R -размерного булева пространства. Включим такие классы в множество Π_{RG} , а остальные классы в множество Π_{CT} , где $|\Pi_{CT}| = I_1$. Закодируем клас-

сы $B_i \in \Pi_{CT}$ двоичными кодами $K(B_i)$ разрядности

$$R_2 = \lceil \log_2(I_1 + 1) \rceil. \quad (12)$$

В этом случае для реализации устройства управления предлагается модель МПА Мура U_4 (рис. 3).

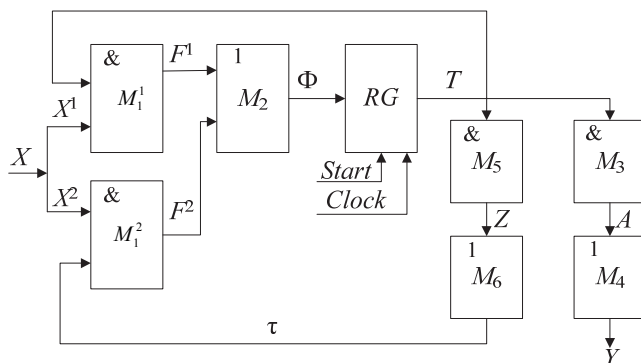


Рис. 3. Матричная реализация МПА Мура U_4

В автомате U_4 матрица M_1^1 реализует систему термов вида (3), зависящих от переменных $T_r \in T$. Регистр RG является источником кодов классов $B_i \in \Pi_{RG}$. Матрица M_1^2 реализует систему термов вида (11), для которых источниками кодов является ПКС. Функции остальных матриц аналогичны их функциям в U_1 или U_3 . Множество термов разбивается на классы F^1 и F^2 . Термы класса F^1 представляются формулой

$$F_h = \left(\bigwedge_{r=1}^R T_r^{l_{ir}} \right) \cdot X_h, \quad (13)$$

где $l_{ir} \in \{0, 1, *\}$ – значение r -го разряда кода $K(B_i)$, $T_r^0 = \bar{T}_r$, $T_r^1 = T_r$, $T_r^* = 1$ ($r = \overline{1, R}$, $h = \overline{1, |F^1|}$).

Предложенный подход позволяет уменьшить суммарное число термов в системах F^1 и F^2 до H_0 . При этом суммарная площадь матриц M_1^1 , M_1^2 и M_2 будет меньше, чем суммарная площадь матриц M_1 и M_2 в U_1 . Поскольку ПКС реализует только частичное преобразование кодов состояний (только для $a_m \in B_i$, где $B_i \in \Pi_{CT}$), то он занимает меньшую площадь, чем в U_3 .

Оценим площади матриц, входящих в U_4 (кроме M_3 и M_4):

$$S(M_1^1) = 2(L_1 + R) \cdot H_0^1; \quad S(M_2) = H_0 \cdot R;$$

$$S(M_1^2) = 2(L_2 + R_1) \cdot H_0^2; \quad S(M_5) = 2R \cdot H_z; \quad (14)$$

$$S(M_6) = H_z \cdot R_2.$$

В системе (14) $H_0^1 = |F^1|$, $H_0^2 = |F^2|$, $L_1 = |X^1|$, $L_2 = |X^2|$, $H_z = |Z|$, $H_0^1 + H_0^2 = H_0$, $X^1 \cup X^2 = X$.

Предлагается метод синтеза МПА U_4 , включающий следующие этапы:

- Формирование множества состояний A по исходной ГСА Γ .
- Формирование разбиения Π_A множества A .
- Оптимальное кодирование состояний и формирование множеств Π_{RG} и Π_{CT} .
- Кодирование классов $B_i \in \Pi_{CT}$.
- Формирование ПСТ для классов $B_i \in \Pi_{RG}$.
- Формирование ПСТ для классов $B_i \in \Pi_{CT}$.
- Формирование таблицы преобразователя кодов.
- Формирование систем функций, задающих матрицы U_4 .

• Реализация схемы автомата на заказных матрицах.

Пример применения предложенного метода

Пусть алгоритм управления некоторой цифровой системы задан в виде ГСА Γ_1 (рис. 4). Из рис. 4 можно найти, что $A = \{a_1, \dots, a_{15}\}$, $X = \{x_1, \dots, x_8\}$, $Y = \{y_1, \dots, y_{12}\}$, т.е. $M = 15$, $L = 8$ и $N = 12$, $R = 4$ и $T = \{T_1, \dots, T_4\}$. По ГСА Γ_1 можно определить, что $H_1 = 53$ и $H_0 = 21$. Используем формулы (7) и определим площадь $S(U_1)$ для ГСА Γ_1 : $S(M_1) = 2(8 + 4) \cdot 53 = 1272$; $S(M_2) = 53 \cdot 4 = 212$; $S(M_3) = 2 \cdot 8 \cdot 15 = 240$; $S(M_4) = 15 \cdot 12 = 180$; $S(U_1) = 1904$. При этом матрицы M_1 и M_2 занимают 67% общей площади кристалла.

Из ГСА Γ_1 можно получить разбиение $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_6\}$, где $B_1 = \{a_1\}$, $B_2 = \{a_2, a_3, a_4\}$, $B_3 = \{a_5, a_6\}$, $B_4 = \{a_7, a_8, a_9\}$, $B_5 = \{a_{10}, a_{11}, a_{12}\}$, $B_6 = \{a_{13}, a_{14}, a_{15}\}$. Закодируем состояния $a_m \in A$ оптимальным образом (рис. 5). Как видно из

карты Карно на рис. 5, $K(B_1) = 000$, $K(B_2) = **10$, $K(B_3) = 10**$, $K(B_4) = 00*1$. Классы B_5 и B_6 требуют по два интервала 4-мерного булева пространства. Если построить таблицу переходов, то можно найти, что $H_2 = 28$. Это дает $S(M_1) = 2(8 + 4) \cdot 28 = 672$, $S(M_2) = 28 \cdot 4 = 112$ и $S(U_2) = 1204$. Теперь матрицы M_1 и M_2 занимают 56% общей площади.

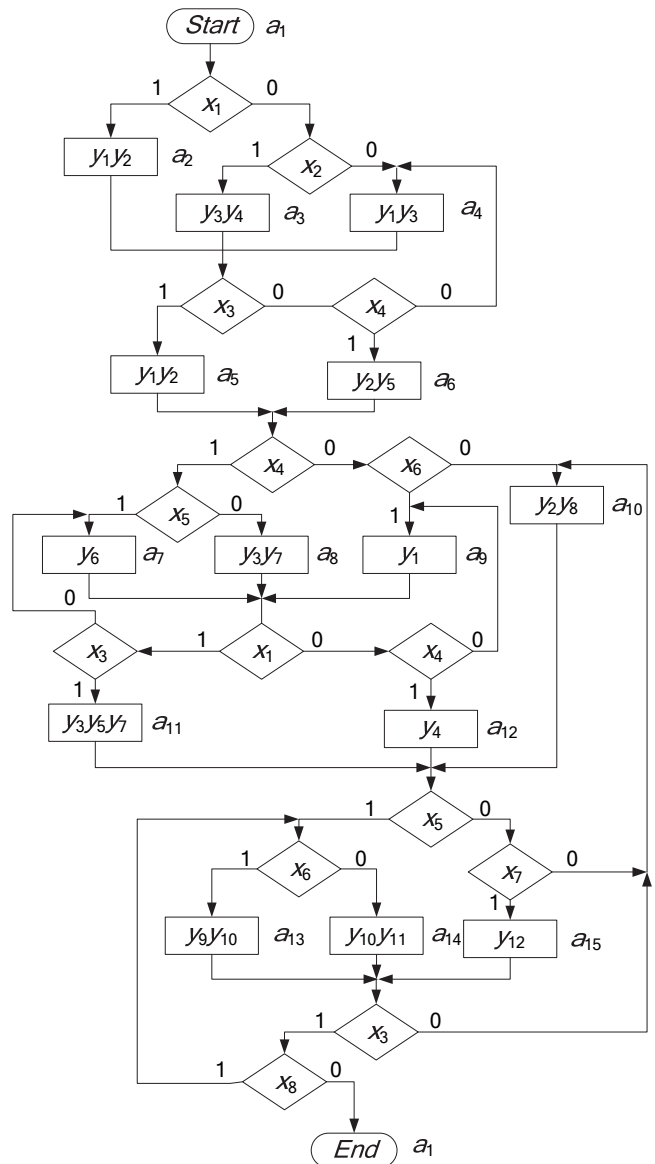


Рис. 4. Исходная граф-схема алгоритма Γ_1

Итак, имеем $\Pi_{RG} = \{B_1, \dots, B_4\}$ и $\Pi_{CT} = \{B_5, B_6\}$, т.е. $I_1 = 2$ и $R_2 = 2$, $\tau = \{\tau_1, \tau_2\}$. Пусть код 00

используется для идентификации признака $B_i \notin \Pi_{CT}$ и пусть $K(B_5) = *1$, $K(B_6) = 1*$.

Для построения ПСТ для классов $B_i \in \Pi_{RG}$ необходимо сформировать систему обобщенных формул перехода [4] по ГСА Γ_1 :

$$\begin{aligned} B_1 &\rightarrow x_1 a_2 \vee \bar{x}_1 x_2 a_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 a_4; \\ B_2 &\rightarrow x_3 a_5 \vee \bar{x}_3 x_4 a_6 \vee \bar{x}_3 \bar{x}_4 a_4; \\ B_3 &\rightarrow x_4 x_5 a_7 \vee x_4 \bar{x}_5 a_8 \vee \bar{x}_4 x_6 a_9 \vee \bar{x}_4 \bar{x}_6 a_{10}; \\ B_4 &\rightarrow x_1 x_3 a_{11} \vee x_1 \bar{x}_3 a_7 \vee \bar{x}_1 x_4 a_{12} \vee \bar{x}_1 \bar{x}_4 a_9. \end{aligned} \quad (15)$$

	$T_3 T_4$	00	01	11	10
$T_1 T_2$	00	a_1	a_5	a_6	a_2
	01	a_{10}	a_{11}	a_{12}	a_3
	11	a_{13}	a_{14}	a_{15}	a_4
	10	a_7	a_8	a_9	*

Рис. 5. Коды состояний автомата U_4

Фрагмент ПСТ для класса $B_2 \in \Pi_{RG}$ представлен в табл. 1.

Таблица 1. Фрагмент таблицы переходов для классов $B_i \in \Pi_{RG}$

B_i	$K(B_i)$	a_s	$K(a_s)$	X_h	Φ_h	h
B_2	**10	a_5	0001	x_3	D_4	1
		a_6	0011	$\bar{x}_3 x_4$	$D_3 D_4$	2
		a_4	1110	$\bar{x}_3 \bar{x}_4$	$D_1 D_2 D_3$	3

Всего эта таблица имеет $H_0^1 = 14$ строк, что совпадает с числом термов в системе (15).

Для построения ПСТ для классов $B_i \in \Pi_{CT}$ необходимо сформировать соответствующую систему обобщенных формул перехода по ГСА Γ_1 :

$$\begin{aligned} B_5 &\rightarrow x_5 x_6 a_{13} \vee x_5 \bar{x}_6 a_{14} \vee \bar{x}_5 x_7 a_{15} \vee \bar{x}_5 \bar{x}_7 a_{10}; \\ B_4 &\rightarrow x_3 x_8 x_6 a_{13} \vee x_3 x_8 \bar{x}_6 a_{14} \vee x_3 \bar{x}_8 a_{11} \vee \bar{x}_3 a_{10}. \end{aligned} \quad (16)$$

Фрагмент ПСТ для класса $B_5 \in \Pi_{CT}$ представлен в табл. 2.

Всего эта таблица имеет $H_0^2 = 8$ строк, что соответствует числу термов в системе (16). Таблица ПКС имеет столбцы a_m , $K(a_m)$, B_i , $K(B_i)$, τ_m , m , смысл которых ясен из табл. 3.

Таблица 2. Фрагмент ПСТ для классов $B_i \in \Pi_{CT}$

B_i	$K(B_i)$	a_s	$K(a_s)$	X_h	Φ_h	h
B_5	*1	a_{13}	1100	$x_5 x_6$	$D_1 D_2$	1
		a_{14}	1101	$x_5 \bar{x}_6$	$D_1 D_2 D_4$	2
		a_{15}	1111	$\bar{x}_5 x_7$	$D_1 D_2 D_3 D_4$	3
		a_{10}	0100	$\bar{x}_5 \bar{x}_7$	D_2	4

Таблица 3. Таблица ПКС автомата U_4

a_m	$K(a_m)$	B_i	$K(B_i)$	τ_m	m
a_{10}	0100	B_5	*1	τ_2	1
a_{11}	0101	B_5	*1	τ_2	2
a_{12}	0111	B_5	*1	τ_2	3
a_{13}	1100	B_6	1*	τ_1	4
a_{14}	1101	B_6	1*	τ_1	5
a_{15}	1111	B_6	1*	τ_1	6

Система функций F^1 может быть найдена из табл. 1. Например, $F_1 = T_3 \bar{T}_4 x_3$, $F_2 = T_3 \bar{T}_4 \bar{x}_3 x_4$. Поскольку $X^1 = \{x_1, \dots, x_6\}$, то $L_1 = 6$. Итак, $S(M_1^1) = 2 \cdot (6 + 4) \cdot 14 = 280$.

Система функций F^2 может быть найдена из табл. 2. Например, $F_1 = \tau_3 x_5 x_6$, $F_2 = \tau_2 x_5 \bar{x}_6$. Поскольку $X^2 = \{x_3, x_5, x_6, x_7, x_8\}$, то $L_2 = 5$. Итак, $S(M_1^2) = 2 \cdot (5 + 2) \cdot 8 = 112$.

Поскольку $H_0^1 + H_0^2 = 22$, то $S(M_2) = 22 \cdot 4 = 88$. Площадь матриц $S(M_3) + S(M_4) = 240 + 180 = 420$, как и в МПА U_1 .

Из табл. 3 и рис. 5 можно найти систему уравнений

$$\begin{aligned} \tau_1 &= T_1 T_2 \bar{T}_3 \vee T_1 T_2 T_4; \\ \tau_2 &= \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 \vee \bar{T}_1 T_2 T_4. \end{aligned} \quad (17)$$

Итак, система (9) в данном случае имеет $H_z = 4$ терма. Это позволяет найти площади $S(M_5) = 2 \cdot 4 \cdot 4 = 32$ и $S(M_6) = 4 \cdot 2 = 8$. Для реализации матриц M_3 и M_4 необходимо сформировать систему 2. Например, из ГСА Γ_1 имеем следующее уравнение: $y_1 = A_2 \vee A_4 \vee A_5 \vee A_9$. Реализация полученных систем уравнений – тривиальная задача и в статье не рассматривается.

Отметим, что для случая ГСА Γ_1 автомат U_3 имеет следующие характеристики: $R_1 = 3$, $H_3 = 22$, $H_z = 7$. Это позволяет получить площади $S(M_1) = 2 \cdot (3 + 8) \cdot 22 = 484$, $S(M_2) = 22 \cdot 4 = 88$, $S(M_3) = 2 \cdot 4 \cdot 7 = 56$, $S(M_6) = 7 \cdot 3 = 21$, $S(U_3) = 1069$. Характеристики отдельных матриц и конечных матричных схем автоматов $U_1 - U_4$ для ГСА Γ_1 приведены в табл. 4.

Таблица 4. Характеристика схем автоматов $U_1 - U_4$

U_i	$S(M_1)$	$S(M_2)$	$S(M_3)$	$S(M_4)$	$S(M_5)$	$S(M_6)$	$S(U_i)$
U_1	1272	212	240	180	–	–	1904
U_2	672	112	240	180	–	–	1204
U_4	392	88	240	180	32	8	940
U_3	484	88	240	180	56	21	1069

Анализ табл. 4 показывает, что предложенный метод позволил найти наиболее экономичное решение для реализации схемы МПА по ГСА Γ_1 . Отметим, что этот вывод остается справедливым для 83% автоматов, представленных в [7], как стандартные примеры для сравнения различных методов синтеза. Модель U_2 оказалась более экономичной для 11%, а модель U_3 – для 6% примеров из [7].

Заключение Предложенный метод реализации матричной схемы автомата Мура имеет два положительных момента. Во-первых, гарантируется уменьшение числа термов системы функций возбуждения триггеров регистра состояний до соответствующего параметра эквивалентного автомата Мили. Во-вторых, использование двух источников кодов состояний позволяет уменьшить сложность схемы преобразователя кодов состояний (в сравнении со схемой с одним источником). Кроме того, разбиение таблицы переходов на две подтаблицы позволяет уменьшить сложность схемы формирования термов системы функций возбуждения. Это связано с уменьшением числа логических условий, определяющих термы для каждой из подтаблиц, в сравнении с известными метода-

ми реализации. Метод оказывается неэффективным только при приближении результата оптимального кодирования состояний к двум крайним точкам.

В первом случае все классы представляются в виде обобщенного интервала. При этом наименьшая площадь реализации обеспечивается при использовании модели U_2 . Во втором случае преобразованию подлежат все классы псевдоэквивалентных состояний. При этом более эффективна модель U_3 . Однако модели U_2 и U_3 оказались лучше модели U_4 только для 17% тестовых примеров из [7].

Дальнейшее направление исследований связано с применением предложенного метода для случая реализации схемы МПА на стандартных программируемых логических схемах типа *CPLD* и *FPGA* [8, 9].

1. *Smith M.* Application Specific Integrated Circuits. Boston: Addison-Wesley, 1997. – 812 p.
2. *Nababi Z.* Emvedded Core Design with FPGAs. – NY: McGraw-Hill, 2007. – 436 p.
3. *Barkalov A., Titarenko L.* Logic Synthesis for FSM-Based Control Units. – Berlin: Springer Verlag Heidelberg, Lectures Notes in Electrical Engineering, 2009. – N 53. – 233 p.
4. *Баркалов А.А., Титаренко Л.А.* Синтез микропрограммных автоматов на заказных и программируемых СБИС. – Донецк: УНИТЕХ, 2009. – 336 с.
5. *Соловьев В.В.* Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем. – М.: Горячая линия – Телеком, 2007. – 636 с.
6. *Baranov S.* Logic and System Design of Digital Systems. – Tallinn: TUT Press, 2008. – 267 p.
7. *Yang S.* Logic Synthesis and Optimization Benchmarks user guide // Technical report. Microelectronics center of North Carolina, 1991. – 43 p.
8. <http://www.altera.com/>
9. <http://www.xilinx.com/>

Поступила 04.01.2011

E-mail: A.Barkalov@iie.uz.zgora.pl,
L.Titarenko@iie.uz.zgora.pl, O.Shapoval@weit.uz.zgora.pl,
K.Soldatov@cs.dgtu.donetsk.ua

© А.А. Баркалов, Л.А. Титаренко, Е.П. Хебда,
 К.А. Солдатов, 2012