

УДК 681.3

А.А. БАРКАЛОВ, Р.В. МАЛЬЧЕВА, К.А. СОЛДАТОВ

Донецкий национальный технический университет, Украина

## МАТРИЧНАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ АВТОМАТА МУРА С РАСШИРЕНИЕМ ПРОСТРАНСТВА КОДИРОВАНИЯ

*Предлагается метод уменьшения аппаратных затрат в схеме микропрограммного автомата Мура, ориентированный на использование заказных матриц. Метод основан на представлении кода состояния перехода в виде конкатенации кодов класса псевдоэквивалентных состояний и набора микроопераций. Такой подход позволяет устранить зависимость между состояниями и микрооперациями. В результате оптимизируется как блок формирования функций возбуждения, так и блок формирования микроопераций. Приведен пример применения предложенного метода.*

**Ключевые слова:** автомат Мура, граф-схема алгоритма, псевдоэквивалентные состояния, заказные матрицы, логическая схема.

### Введение

Модель микропрограммного автомата (МПА) Мура [1] часто используется при реализации устройств управления цифровых систем. Прогресс в области микроэлектроники привел к появлению разнообразных программируемых логических устройств [2], используемых при реализации схемы МПА. Однако при массовом производстве изделий микроэлектроники по-прежнему широко используются заказные схемы типа ASIC (Application-Specified Integrated Circuits). При этом наиболее часто схемы МПА реализуются в виде матричных структур, использующих принцип распределенной логики [3].

Одной из важных проблем, возникающих при реализации схемы МПА на заказных матрицах, является уменьшение площади кристалла, занимаемой схемой. Одним из путей решения этой проблемы является оптимальное кодирование состояний [3]. Однако этот подход не позволяет оптимизировать схему формирования выходных сигналов.

В настоящей работе мы предлагаем метод оптимизации, основанный на представлении кода состояния МПА в виде конкатенации кодов класса псевдоэквивалентных состояний и кода набора микроопераций (микрокоманды). Такой подход позволяет уменьшить аппаратные затраты в комбинационных блоках МПА и не приводит к потере быстродействия.

Целью исследования является оптимизация схемы МПА Мура за счет нестандартного представления кодов состояний.

Задачей исследования является разработка метода синтеза МПА Мура, позволяющего уменьшить

площадь матриц в схеме автомата. При этом алгоритм управления представляется в виде граф-схемы алгоритма (ГСА) [1].

### 1. Общие положения и основная идея предлагаемого метода

Пусть автомат Мура задан прямой структурной таблицей (ПСТ) со столбцами [1]:  $a_m, K(a_m), a_s, K(a_s), X_h, \Phi_h, h$ . Здесь  $a_m$  – исходное состояние МПА;  $K(a_m)$  – код состояния  $a_m \in A$  разрядности  $R_A = \lceil \log_2 M \rceil$ , для кодирования состояний используются внутренние переменные из множества  $T = \{T_1, \dots, T_{R_A}\}$ ;  $a_s, K(a_s)$  – соответственно состояние перехода и его код;  $X_h$  – входной сигнал, определяющий переход  $\langle a_m, a_s \rangle$ , и равный конъюнкции некоторых элементов (или их отрицаний) множества логических условий  $X = \{x_1, \dots, x_L\}$ ;  $\Phi_h$  – набор функций возбуждения триггеров памяти МПА, принимающих единичное значение для переключения памяти из  $K(a_m)$  в  $K(a_s)$ ,  $\Phi_h \subseteq \Phi = \{\phi_1, \dots, \phi_{R_A}\}$ ;  $h=1, \dots, H$  – номер перехода. В столбце  $a_m$  записывается набор микроопераций  $Y_q$ , формируемых в состоянии  $a_m \in A$ , где  $Y_q \subseteq Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ ,  $q=1, \dots, Q$ . Эта таблица является основой для формирования систем функций

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

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

задающих логическую схему МПА. Системы (1)-(2) определяют матричную схему МПА Мура  $U_1$ , состоящую из четырех матриц (рис. 1).

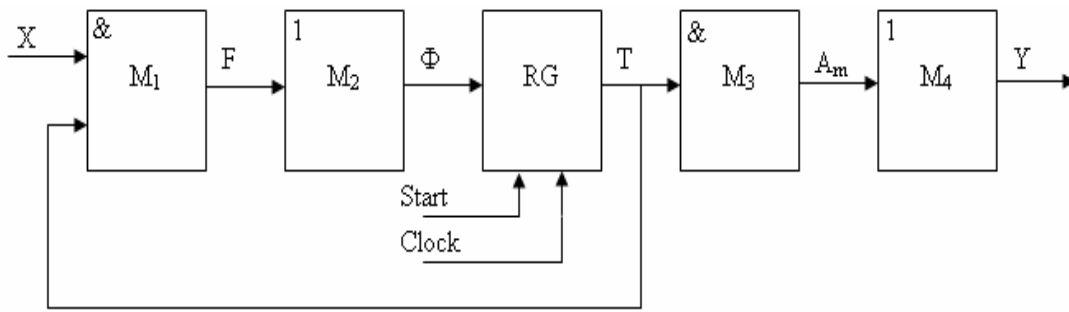


Рис. 1. Матричная реализация автомата Мура  $U_1$

В автомате  $U_1$  конъюнктивная матрица  $M_1$  реализует систему термов  $F = \{F_1, \dots, F_H\}$ ; дизъюнктивная матрица  $M_2$  реализует систему (1); конъюнктивная матрица  $M_3$  реализует термы  $A_m (m=1, \dots, M)$ , соответствующие состоянием МПА; дизъюнктивная матрица  $M_4$  реализует функции системы (2). Регистр RG служит для хранения кодов состояний и управляется сигналами Start (обнуление) и Clock (изменение содержимого в зависимости от функции  $\Phi$ ).

Матрицы  $M_1$  и  $M_2$  определяют блок функций возбуждения памяти (БФП), а матрицы  $M_3$  и  $M_4$  – блок микроопераций (БМО).

Для уменьшения площади блока БФП может использоваться метод оптимального кодирования состояний [5], позволяющий уменьшить число термов в системе (1) до  $N_0$ . Здесь  $N_0$  – число переходов эквивалентного автомата Мили. Площадь блока БМО может быть уменьшена за счет уточненного кодирования состояний [9]. В пределе каждая микрооперация  $u_n \in Y$  выражается одной конъюнкцией матрицы  $M_3$  и матрица  $M_4$  отсутствует. Для оптимального и уточненного кодирования может использоваться, например, известный алгоритм ESPRESSO [2]. Однако оба этих метода не могут быть использованы одновременно, то есть кодирование состояний позволяет уменьшить площадь либо БФП, либо БМО.

В настоящей работе предлагается метод, позволяющий уменьшить площадь матричной реализации для обоих блоков МПА Мура.

Одной из особенностей МПА Мура является наличие псевдоэквивалентных состояний [3], то есть состояний с одинаковыми переходами под воздействием одинаковых входных сигналов.

Такие состояния соответствуют операторным вершинам [1] алгоритма управления, выходы которых связаны со входом одной и той же вершины алгоритма.

Пусть  $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_I\}$  – разбиение множества состояний на классы псевдоэквивалентных состояний. Для представления классов  $B_i \in \Pi_A$  достаточно

$$R_B = \lceil \log_2 I \rceil \quad (3)$$

двоичных переменных, в то время как для кодирования состояний достаточно

$$R_A = \lceil \log_2 M \rceil \quad (4)$$

двоичных переменных.

В общем случае выполняется условие

$$R_B < R_A. \quad (5)$$

В настоящей работе предлагается метод кодирования состояний двоичными кодами  $K(a_m)$ , позволяющий представить коды  $K(B_i)$  классов  $B_i \in \Pi_A$  при помощи переменных  $T_r \in T' \subset T$ . Это приводит к автомату Мура  $U_2$ , структурная схема которого совпадает со структурной схемой автомата  $U_1$  (рис. 1).

Единственное отличие заключается в том, что блок БФП автомата  $U_2$  реализует систему функций

$$\hat{O} = \hat{O}(T', X). \quad (6)$$

Такой подход гарантирует уменьшение числа термов в системе  $\Phi$  до  $N_0$ . При этом уменьшается площадь матриц  $M_1$  и число входов матрицы  $M_2$ . Однако уточненное кодирование состояний в данном случае практически невозможно, хотя и существует возможность уменьшения числа термов в системе (2).

Представим пространство кодирования состояний в виде карты Карно, которая имеет  $I_k$  колонок, где

$$I_k = 2^{R_B}. \quad (7)$$

Пусть  $|B_i| = m_i$  и  $M_0 = \max(m_1, \dots, m_I)$ , тогда карта Карно должна иметь

$$O_k = 2^{R_O} \quad (8)$$

строк, где

$$R_O = \lceil \log_2 M_O \rceil. \quad (9)$$

При выполнении условия (8) состояния любого класса  $V_i \in \Pi_A$  находятся в одной колонке карты и код  $K(V_i)$  совпадает со значением переменных, приписанных этой колонке.

При выполнении условия

$$R_B + R_O > R_A \quad (10)$$

происходит расширение (увеличение размерности) пространства кодирования, что и дало название предлагаемому методу.

Величину  $R_O$  можно уменьшить при выполнении условия

$$I_K > I. \quad (11)$$

В этом случае до  $(I_K - I)$  классов  $V_i$  могут быть размещены в соседних колонках карты Карно. Рассмотрим следующий пример. Пусть для некоторого автомата Мура  $S_1$  получено разбиение

$$\dot{I}_A = \{V_1, \dots, V_5\},$$

где

$$V_1 = \{a_1\}, \quad V_2 = \{a_2, a_3, a_4, a_5, a_6\},$$

$$V_3 = \{a_7, a_8, a_9, a_{10}\}, \quad V_4 = \{a_{11}, a_{12}, a_{13}, a_{14}, a_{15}\},$$

$$V_5 = \{a_{16}, a_{17}\}.$$

В этом случае  $R_B = 3, M_O = 5$  и  $R_O = 3$ .

Следовательно, для кодирования состояний необходимо  $R_B + R_O = 6$  переменных. Однако карта Карно включает  $I_K = 8$  колонок и условие (11) выполнится. Естественно, что преобразовывать надо классы  $V_i \in \Pi_A$ , у которых максимально число состояний. Представим класс  $V_2$  в виде класса  $V_2^1 = \{a_2, \dots, a_5\}$  и  $V_2^2 = \{a_6\}$ , а класс  $V_4$  в виде классов  $V_4^1 = \{a_{11}, \dots, a_{14}\}$  и  $V_4^2 = \{a_{15}\}$ . Теперь  $M_O = 4, R_O = 2$  и для кодирования состояний используются переменные  $T_1, \dots, T_5$  (рис. 2).

		$T_1 T_2 T_3$							
		000	001	011	010	110	111	101	100
$T_4 T_5$	00	$a_1$	$a_2$	$a_6$	$a_7$	$a_{11}$	$a_{15}$	$a_{16}$	*
	01	*	$a_3$	*	$a_8$	$a_{12}$	*	$a_{17}$	*
	11	*	$a_4$	*	$a_9$	$a_{13}$	*	*	*
	10	*	$a_5$	*	$a_{10}$	$a_{14}$	*	*	*

Рис. 2. Кодирование состояний автомата  $S_1$

Из рис. 2 видно, что  $K(V_1) = *00, K(V_2) = 0*1, K(V_3) = 010, K(V_4) = 11*, K(V_5) = 10*$ .

Таким образом, каждый класс  $V_i \in \Pi_A$  представляется одним интервалом пространства кодирования размерности 5.

При этом  $R_A = 5$  и расширения пространства не произошло.

## 2. Метод синтеза автомата Мура с расширением пространства кодирования

Предлагаемый в настоящей работе метод синтеза МПА Мура  $U_2$  включает ряд этапов, комментируемых ниже.

### 1. Отметка ГСА $\Gamma$ и формирование множества состояний $A$ .

Этот этап выполняется по известной методике [1] и не представляет трудностей.

### 2. Формирование классов псевдоэквивалентных состояний.

Состояние  $a_i, a_j \in A$  называются псевдоэквивалентными, если отмеченные ими операторные вершины ГСА  $\Gamma$  связаны со входом одной и той же вершины [5]. Множество  $\Pi_A$  формируется тривиальным образом на основе определения.

### 3. Первичное кодирование состояний.

На этом этапе находятся параметры  $I_K$  и  $O_K$ , анализируется возможность уменьшения параметра  $R_O$  при сохранении параметра  $R_B$ . Этап завершается размещением состояний  $a_m \in V_i$  по колонкам карты Карно, размерности  $I_K * O_K$ . Это позволяет определить множество  $T' \subset T$  и коды  $K(V_i)$ , ряды которых принадлежат множеству  $\{0, 1, *\}$ .

### 4. Вторичное кодирование состояний.

Этот этап связан с оптимизацией системы (2). Уравнения этой системы представим в виде

$$y_n = \bigvee_{m=1}^M C_{nm} A_m \quad (n = 1, \dots, N), \quad (12)$$

где  $C_{nm}$  – булева переменная, равная единице, если и только если  $y_n \in Y$  формируется в состоянии  $a_m \in A$ . Состояния  $a_m \in V_i$  переставляются в колонке  $K(V_i)$  так, чтобы уменьшить число термов в системе (12). Для оптимизации (12) используются неопределенности карты Карно, отображающей коды состояний.

Этот этап наиболее сложный и для его выполнения необходимо разработать алгоритм.

5. Формирование преобразованной ПСТ.

Эта таблица строится по системе обобщенных формул перехода [1], имеющей вид

$$B_i \rightarrow \bigvee_{h=1}^{H_0} C_{ih} X_h a_s \quad (i=1, \dots, I). \quad (13)$$

В (13) булева переменная  $C_{ih} = 1$ , если и только если терм  $X_h a_s$  входит в систему переходов для класса  $B_i \in \Pi_A$ . Система (13) строится непосредственно по ГСА  $\Gamma$ , при этом формулы переходов для состояний  $a_m \in B_i$  заменяются одной формулой перехода для класса  $B_i \in \Pi_A$ . Преобразованная ПСТ включает столбцы  $B_i, K(B_i), a_s, K(a_s), X_k, \Phi_k, h$ , назначение которых либо очевидно, либо уже рассматривалось.

Строки таблицы соответствуют термам  $F_h \in F$ , где

$$F_h = \left( \bigwedge_{r=1}^{R_B} T_r^1 \right) * X_h \quad (h=1, \dots, H_0), \quad (14)$$

где первая конъюнкция определяется кодом  $K(B_i)$  из  $h$ -й строки, а  $T_r^1 \in \{0, 1, *\}$  - значение  $r$ -го разряда этого кода. При этом  $T_r^0 = \overline{T_r^1}, T_r^1 = T_r, T_r^* = 1$ , где  $r=1, \dots, R_B$ .

Термы (14) входят в функции  $D_r \in \hat{O}$ , определяемые следующим образом

$$D_r = \bigvee_{h=1}^{H_0} C_{rh} F_h \quad (r=1, \dots, R_B + R_O). \quad (15)$$

В (15) булева переменная  $C_{rh} = 1$ , если и только если функция  $D_r \in \hat{O}$  записана в  $h$ -й строке таблицы ( $h=1, \dots, H_0$ ).

6. Реализация матричной схемы автомата

В матричной схеме (рис. 1) матрицы реализуются следующим образом. Матрица  $M_1$  реализует термы (14) и имеет  $I_1 = 2(L + R_B)$  входов и  $O_1 = H_0$  выходов. Матрица  $M_2$  реализует функции (15) и имеет  $I_2 = H_0$  входов и  $O_2 = R_B + R_O$  выходов. Матрица  $M_3$  реализует термы системы (12), число входов  $I_3$  и выходов  $O_3$  этой матрицы зависит от результата вторичного кодирования состояний. При этом  $I_3 \leq 2(R_B + R_O), O_3 \leq M$ . Если некоторые функции  $y_n \in Y$  представляется одним термом, то они формируются прямо на матрице  $M_3$ , что уменьшает число входов матрицы  $M_4$  от  $N-1$  до

0. Нижний предел соответствует ситуации, когда все микрооперации формируются на матрице  $M_3$ . В общем случае матрица  $M_4$  имеет  $I_4 \leq M$  входов и  $O_4 \leq N$  выходов. Сложность матриц принято оценивать в условных единицах площади [1]. При этом площадь  $S(M_j)$  определяется как

$$S(M_j) = I_j * O_j, \quad (16)$$

где  $j=1, \dots, 4$ . Регистр RG реализуется стандартным образом и имеет, как правило, информационные входы D-типа [1].

3. **Пример применения предложенного метода**

Пусть символ  $U_i(\tilde{A}_j)$  означает, что ГСА  $\Gamma_j$  интерпретируется автоматом  $U_i$  ( $i=1, 2$ ). Рассмотрим пример синтеза автомата  $U_2(\tilde{A}_1)$ , где ГСА  $\Gamma_1$  представлена на рис. 3.

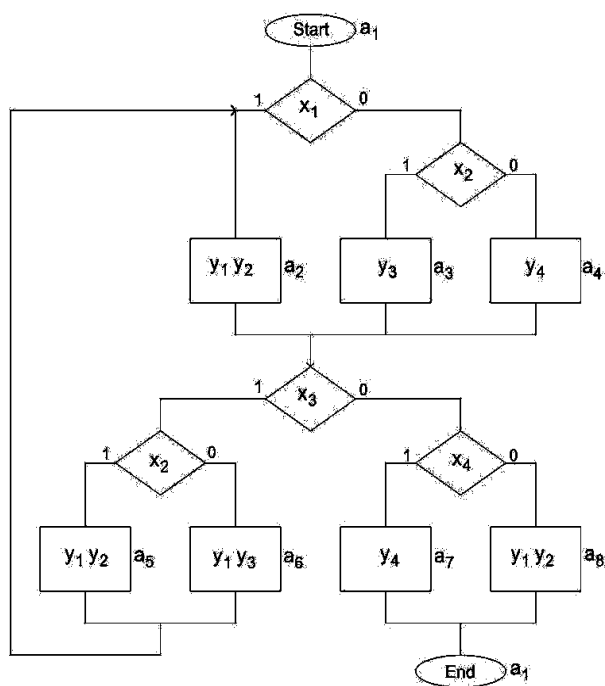


Рис. 3. Исходная ГСА  $\Gamma_1$

Для ГСА  $\Gamma_1$  имеем  $A = \{a_1, \dots, a_8\}, M = 8$  и  $R_A = 3$ . Построим разбиение  $\tilde{I}_A = \{B_1, \dots, B_4\}$ , где

$$B_1 = \{a_1\}, B_2 = \{a_2, a_3, a_4\}, B_3 = \{a_5, a_6\};$$

$$B_4 = \{a_7, a_8\}.$$

Анализ разбиения  $\Pi_A$  показывает, что

$$R_B = 2, M_O = 3, R_O = 2;$$

$$R_B + R_O > R_A.$$

Таким образом, в данном случае необходимо расширить пространство кодирования состояний от  $R_A = 3$  до  $R_B + R_O = 4$ . Это определяет множество внутренних переменных

$$T = \{T_1, \dots, T_4\}, \text{ где } T' = \{T_1, T_2\}.$$

Выполним первичное кодирование состояний автомата  $U_2(\tilde{A}_1)$  (рис. 4).

		$T_1 T_2$			
$T_3 T_4$		00	01	11	10
00		$a_1$	$a_2$	$a_7$	$a_5$
01		*	$a_3$	$a_8$	$a_6$
11		*	$a_4$	*	*
10		*	*	*	*

Рис. 4. Первичное кодирование состояний автомата  $U_2(\tilde{A}_1)$

Построим систему (12) по ГСА  $\Gamma_1$ :

$$\begin{aligned} y_1 &= a_2 \vee a_5 \vee a_8; \\ y_2 &= a_2 \vee a_5; \\ y_3 &= a_3 \vee a_6; \\ y_4 &= a_4 \vee a_7. \end{aligned} \tag{17}$$

Для оптимизации системы (12) столбцы и строки исходной карты Карно необходимо изменить. Отметим только, что состояние  $a_1 \in A$  может иметь код 0000. Результат вторичного кодирования состояний показан в карте Карно на рис.5.

Из рис. 5 можно найти коды классов  $B_i \in \Pi_A$  и окончательную форму уравнений системы микроопераций:

$$\begin{aligned} K(B_1) &= 00^{**}; K(B_2) = 01^{**}; \\ K(B_3) &= 11^{**}; K(B_4) = 10^{**}; \end{aligned} \tag{18}$$

$$\begin{aligned} y_1 &= T_4; y_2 = T_2 T_4; \\ y_3 &= T_2 \overline{T_3} \overline{T_4}; y_4 = T_3. \end{aligned} \tag{19}$$

		$T_1 T_2$			
$T_3 T_4$		00	01	11	10
00		$a_1$	$a_3$	$a_6$	*
01		*	$a_2$	$a_5$	$a_8$
11		*	*	*	*
10		*	$a_4$	*	$a_7$

Рис. 5. Вторичное кодирование состояний автомата  $U_2(\tilde{A}_1)$

Система обобщенных формул перехода для ГСА  $\Gamma_1$  имеет следующий вид:

$$\begin{aligned} B_1 &\rightarrow x_1 a_2 \vee \overline{x_1} x_2 a_3 \vee \overline{x_1} \overline{x_2} a_4; \\ B_2 &\rightarrow x_3 x_2 a_5 \vee x_3 \overline{x_2} a_6 \vee \overline{x_3} x_4 a_7 \vee \overline{x_3} \overline{x_4} a_8; \\ B_3 &\rightarrow a_2; B_4 \rightarrow a_1. \end{aligned} \tag{20}$$

Каждый терм системы (20) соответствует одной строке преобразованной ПСТ автомата  $U_2(\tilde{A}_1)$ , имеющей  $N_0=9$  строк (табл. 1).

Таблица 1

Преобразованная ПСТ автомата Мура  $U_2(\Gamma_1)$

$B_i$	$K(B_i)$	$a_s$	$K(a_s)$	$X_h$	$\Phi_h$	$h$
$B_1$	00**	$a_2$	0101	$x_1$	$D_2 D_4$	1
		$a_3$	0100	$\overline{x_1} x_2$	$D_2$	2
		$a_4$	0110	$\overline{x_1} \overline{x_2}$	$D_2 D_3$	3
$B_2$	01**	$a_5$	1101	$x_3 x_2$	$D_1 D_2 D_4$	4
		$a_6$	1100	$x_3 \overline{x_2}$	$D_1 D_2$	5
		$a_7$	1010	$\overline{x_3} x_4$	$D_1 D_3$	6
		$a_8$	1001	$\overline{x_3} \overline{x_4}$	$D_1 D_4$	7
$B_3$	11**	$a_2$	0101	1	$D_2 D_4$	8
$B_4$	10**	$a_1$	0000	1	-	9

Из табл. 1 формируются термы (14) и функции (15), например

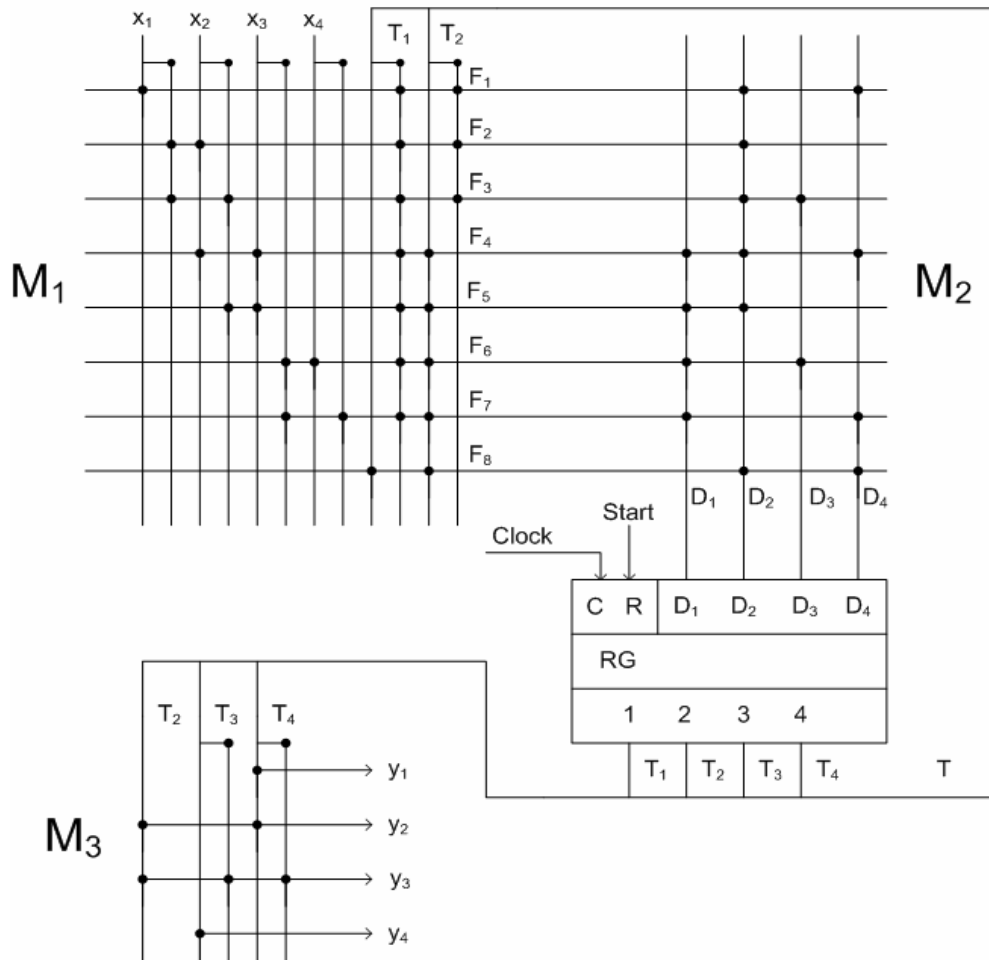
$$F_1 = \overline{T_1} \overline{T_2} x_1, F_2 = \overline{T_1} \overline{T_2} x_1 x_2, \dots, F_9 = T_1 \overline{T_2},$$

$$D_1 = F_4 \vee \dots \vee F_7, \dots, D_4 = F_1 \vee F_4 \vee F_7 \vee F_8.$$

Матричная схема автомата  $U_2(\Gamma_1)$  построена на основе функций (14), (15) и (19) (рис. 6). В этой схеме терм  $F_9$  не участвует в формировании функций (15), поэтому  $I_1=12, O_1=8$ . Матрица  $M_2$  имеет  $I_2=8$  входов и  $O_2=4$  выхода. В конъюнкции системы (19) входят только переменные  $T_2, \overline{T_3}, T_4$  и  $\overline{T_4}$ , следовательно  $I_3=4$ . Функции  $y_1$  и  $y_4$  снимаются прямо с выхода регистра  $RG$ , поэтому  $O_3=2$ , а матрица  $M_4$  – отсутствует. Итак,  $S(M_1)=96, S(M_2)=32, S(M_3)=8$  и схема автомата  $U_2(\Gamma_1)$  занимает 136 условных единиц площади. В автомате  $U_1(\Gamma_1)$  имеем  $N_1=19$ , при этом два терма не используются в системе  $D_r \in \hat{O}$ . Таким образом,  $I_1 = 2(3+4)*17 = 238$ . Даже можно определить, что

$$I_2 = 17, O_2 = 3, S(M_2) = 51; I_3 = 6, O_3 = 7,$$

$$S(M_3) = 42; I_4 = 7, O_4 = 4, S(M_4) = 28.$$

Рис. 6. Матричная схема автомата Мура  $U_2(\Gamma_1)$ 

Итак, схема автомата  $U_1(\Gamma_1)$  занимает 359 условных единиц площади.

Таким образом, использование расширенного пространства кодирования позволило в 2,64 раза уменьшить занимаемую площадь. Кроме того, комбинационная часть автомата  $U_2(\Gamma_1)$  имеет три уровня, а автомат  $U_1(\Gamma_1)$  – четыре. Следовательно, время срабатывания комбинационной части автомата  $U_2(\Gamma_1)$  в 1,35 раза меньше, чем в автомате  $U_1(\Gamma_1)$ .

### Заключение

Предлагаемый в работе метод расширения кодового пространства ориентирован на уменьшение площади матричной реализации микропрограммного автомата Мура. Этот подход позволяет гарантировано уменьшить число термов в системе функций возбуждения памяти автомата Мура до соответствующего параметра эквивалентного автомата Мили.

Исследование эффективности предложенного метода на стандартных примерах [7] показали, что предлагаемый метод позволяет в среднем уменьшить площадь реализации до 78%. При этом в 42%

случаев быстродействие МПА увеличивалось, благодаря отсутствию матрицы  $M_8$ .

Дальнейшие направления работы связаны с исследованием возможности применения предложенного метода для случая реализации устройства управления в базе FPGA.

### Литература

1. Baranov S. *Logic Synthesis for Control Automata* / S. Baranov. – Kluwer Academic Publishers, 1994. – 312 p.
2. DeMicheli G. *Synthesis and Optimization of Digital Circuits* / G. DeMicheli. – McGraw-Hill, 1994. – 636 p.
3. Maxfield C. *The Design Warrior's Guide to FPGAs* / C. Maxfield. – Amsterdam: Elsevier, 2004. – 541 p.
4. Nababi Z. *Embedded Core Design with FPGA* / Z. Nababi. – NY: McGraw-Hill, 2008. – 618 p.
5. Баркалов А.А. *Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура* / А.А. Баркалов // *Кибернетика и системный анализ*. – 1998. – № 1. – С. 65-72.

6. Баркалов А.А. Уменьшение аппаратных затрат в схеме микропрограммного автомата Мура на CPLD/ А.А. Баркалов, Л.А. Титаренко, С.А. Цололо // *Радиоэлектронні та комп'ютерні системи.* – 2008. – № 7 (34). – С. 118-121.

7. Yang S. *Logic Synthesis and Optimization Benchmarks user guide* / S. Yang // *Technical report, №1991 – IWLS-UG-Saryang.-Microelectronics center of North Carolina.*

Поступила в редакцію 2.02.2010

**Рецензент:** д-р техн. наук, проф., зав. каф. Ю.А. Скобцов, Донецкий национальный технический университет, Донецк.

### МАТРИЧНА РЕАЛІЗАЦІЯ АВТОМАТУ МУРА З РОЗШИРЕННЯМ ПРОСТОРУ КОДУВАННЯ

*О.О. Баркалов, Р.В. Мальчева, К.А. Солдатов*

Пропонується метод зменшення апаратних витрат у схемі мікропрограмного автомату Мура, який орієнтований на використання замовних матриць. Метод заснований на уявленні коду стану переходу у вигляді конкатенації кодів класу псевдоеквівалентних станів і набору мікрооперацій. Такий підхід дозволяє усунути залежність між станами і мікроопераціями. У результаті оптимізується як блок формування функцій збудження пам'яті, так і блок формування мікрооперацій. Наведено приклад застосування запропонованого методу. Подальший напрям роботи пов'язаний з дослідженням можливості використання запропонованого методу для випадку реалізації пристрою управління в базисі FPGA.

**Ключові слова:** автомат Мура, граф-схема алгоритму, псевдоеквівалентні стани, замовні матриці, логічна схема

### MATRIX IMPLEMENTATION OF MOORE FINITE STATE MACHINE WITH THE EXPANSION OF SPACE CODING

*A.A. Barkalov, R.V. Malcheva, K.A. Soldatov*

Method to reduce hardware amount in the Moore finite state machine, which focused on the use of custom matrixes, is proposed. The method based on representation of the next state code as a concatenation of codes for class of pseudoequivalent states and set of microoperations. This approach allows to eliminate a dependence between states and microoperations. As the result the block of input memory functions and the block of microoperations are optimized. An example of the proposed method is presented. The Future work direction is connected with the research of possibility of the proposed method application to realize the control unit on FPGA technology.

**Key words:** moore finite state machine, graph-scheme of algorithm, pseudoequivalent states, custom matrixes, logic circuit

**Баркалов Александр Александрович** – д-р техн. наук, проф., Зеленогурский университет, Зелена Гура, Польша, e-mail: A.Barkalov@iie.uz.zgora.pl.

**Мальчева Раиса Викторовна** – канд. техн. наук, доцент, доцент кафедры компьютерной инженерии Донецкого национального технического университета, Донецк, Украина, e-mail: raisa@cs.dgtu.donetsk.ua.

**Солдатов Кирилл Альбертович** – магистрант факультета компьютерных наук и технологий Донецкого национального технического университета, Донецк, Украина.