

# ПРИМЕНЕНИЕ ЧЕТЫРЕХУРОВНЕВОЙ СТРУКТУРЫ УПРАВЛЯЮЩЕГО АВТОМАТА ДЛЯ МИНИМИЗАЦИИ АППАРАТУРНЫХ ЗАТРАТ

Саломатин В.А., Белецкий О.В., Зеленева И.Я.

Кафедра ЭВМ ДонГТУ

## Abstract

*Salomatina V.A., Beletsky O.V., Zeleneva I.J. Application of a four-level structure of a control automaton for the minimization of hardware cost. The methods of solving the basic problems concerning the synthesis of automaton with the MPDY3-model are proposed. Such a model assumes the mixed utilisation of different structure reduction methods, and results in the optimization of hardware costs. The example of MPDY3-automaton synthesis in mixed element basis is given.*

## Введение

В цифровых системах устройство управления является важнейшим блоком и часто реализуется на практике в виде автомата с жесткой логикой. При этом для реализации логической схемы автомата используются программируемые БИС с регулярной структурой (ПЗУ, ПЛМ, ПЛИС). Для уменьшения аппаратных затрат, в процессе синтеза устройства управления, необходимо стремиться к построению такой схемы, в которой число используемых БИС было бы минимальным. Чтобы достичь оптимального решения, необходимо совместно использовать несколько методов:

- структурную редукцию (увеличение числа уровней в схеме);
- применение смешанного элементного базиса;
- оптимальное кодирование промежуточных переменных автомата.

В настоящей работе в качестве одного из вариантов такого совместного использования нескольких методов предлагается MPDY3-структура.

## Построение автомата Мура по MPDY3-модели

Предлагаемая MPDY3-структура является многоуровневой моделью с преобразователем кодов состояний. Новизна, по сравнению с известными структурами, заключается в наличии четырех уровней, которые формируются в соответствии с нижеуказанными зависимостями.

Рассмотрим задачу синтеза автомата с жесткой логикой (автомат Мура) с минимизацией аппаратных затрат по способу MPDY3-структуры - многоуровневой модели с преобразователем кодов состояний.

Пусть задана граф-схема алгоритма (ГСА)  $G_1$  (рис.1), содержащая  $L=4$  логических условий  $x_i \in X = \{x_1, \dots, x_L\}$  и  $N=7$  микроопераций  $y_n \in Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ .

Структура логической схемы управляющего автомата Мура на основе MPDY3-модели включает следующие элементы (рис.2):

1. М-подсхема для замены множества логических условий (ЛУ)  $X$  множеством  $P$ , элемент  $P_g$  которого задается выражением

$$P_g = \bigvee_{k=1}^K C_{kl} B_k x_l \quad (g=1, G).$$

Здесь  $b_k$  - конъюнкция внутренних переменных  $\tau_p \in T = \{\tau_1, \dots, \tau_p\}$ , соответствующая коду класса состояний  $b_k \in B = \{b_1, \dots, b_K\}$  автомата. Формирование классов состояний описано далее.

$S_{ki}$  - булева переменная, равная единице только в случае, если переход из класса состояний  $b_k$  определяется переменной  $x_i$ . Для реализации М-подсхемы используются мультиплексоры.

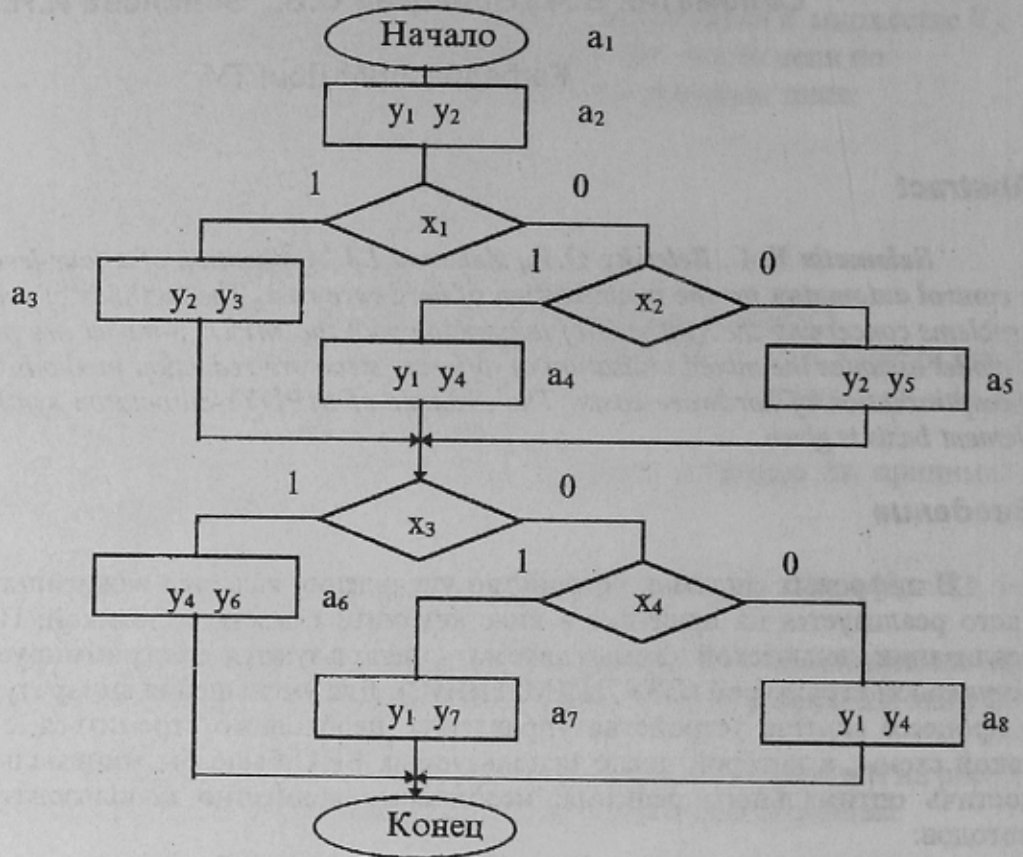


Рис.1. ГСА Г1.

2. Р-подсхема, реализующая систему булевых функций  $\Phi = \Phi(\tau, p)$ , где  $\Phi = \{\Phi_1, \dots, \Phi_R\}$  - множество функций возбуждения памяти автомата, реализованной на R - разрядном регистре (RG). Система  $\Phi$  формируется по преобразованной прямой структурной таблице автомата (табл.4). Для реализации Р - подсхемы целесообразно использовать ПЛМ или ПЛИС.

3. Подсхему преобразователя кода (ПК) состояний автомата для получения переменных  $\tau$ , кодирующих классы состояний  $B_k$ .

$$\tau = \tau(T), \text{ где}$$

$T = \{t_1, \dots, t_l\}$  - внутренние переменные, соответствующие коду состояния  $a_m$ , принадлежащего данному классу  $b_k$ . Подсхема ПК реализована на ПЗУ.

4. D - подсхему для получения переменных  $Z_j$ , кодирующих выходные сигналы  $y_n$ .

$$Z = Z(T).$$

D - подсхема наиболее рационально реализуется на ПЗУ.

5. Y - подсхему, реализующую функции  $Y = Y(Z)$  для получения унитарного кода микроопераций  $y_n \in Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ . Для синтеза Y - подсхемы использованы дешифраторы.

Предлагаемый алгоритм синтеза управляющего автомата Мура с MPDY3 - структурой включает следующие этапы:

I. Формирование классов состояний автомата.

- II. Кодирование классов состояний.
- III. Кодирование состояний автомата.
- IV. Определение полей совместимых микроопераций.
- V. Синтез логической схемы автомата.

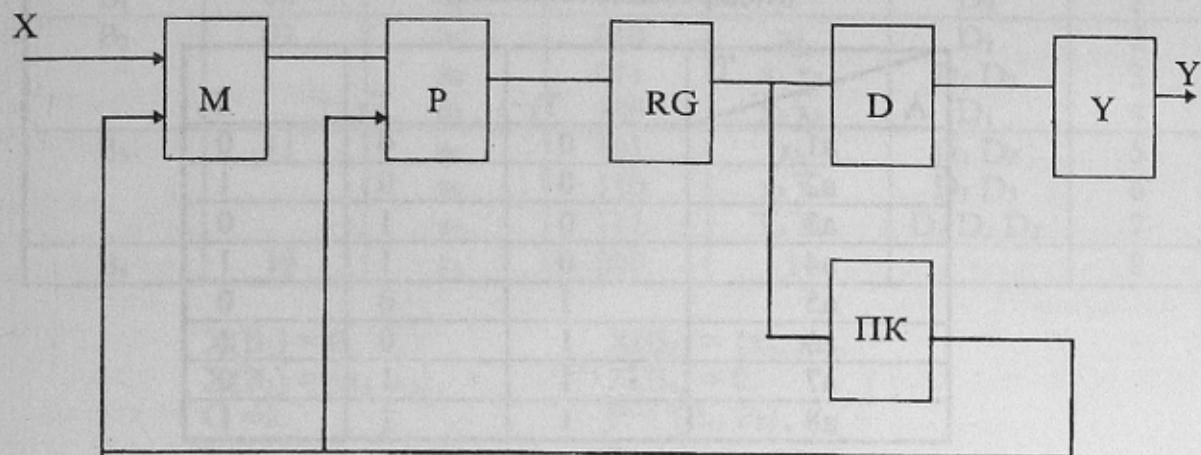


Рис. 2. Структура логической схемы управляющего автомата Мура

Рассмотрим пример синтеза MPDY3 - модели автомата по ГСА  $\Gamma_1$ . Формирование классов эквивалентных состояний происходит следующим образом. В один класс  $b_k$  включается одно или несколько состояний  $a_m$  автомата Мура, соответствующих одному состоянию эквивалентного автомата Мили (т.е., состояния, имеющие переходы в одну и ту же вершину графа). Этот прием приводит к сокращению числа строк прямой структурной таблицы (ПСТ) (табл.1).

В данном примере по ГСА  $\Gamma_1$  сформированы следующие классы эквивалентных состояний:

$$\begin{aligned} B_1 &= \{a_1\}; \\ B_2 &= \{a_2\}; \\ B_3 &= \{a_3, a_4, a_5\}; \\ B_4 &= \{a_6, a_7, a_8\}. \end{aligned}$$

Очевидно, что в нашем случае для кодирования классов  $B_k$  потребуется меньшее количество переменных, чем для кодирования состояний автомата  $a_m$ :

$$\begin{aligned} K &= 4, R_b = \lceil \log_2 K \rceil = 2, \tau = \{\tau_1, \tau_2\}, \\ M &= 8, R_a = \lceil \log_2 M \rceil = 3, T = \{T_1, T_2, T_3\}, K < M. \end{aligned}$$

Закодируем классы состояний  $B_k$  переменными  $t_1, t_2$ , как показано в таблице 1.

Таблица 1.

Кодирование классов.

B	$\tau$		
		$\tau_1$	$\tau_2$
B1		0	0
B2		0	1
B3		1	1
B4		1	0

При этом для минимального количества мультиплексоров в P - подсхеме необходимо кодировать соседними кодами классы, для которых существуют

условные переходы. В данном случае это классы  $B_2$  и  $B_3$ . Также закодируем состояния автомата  $a_m$  переменными  $T_1, T_2, T_3$ , как показано в таблице 2.

Таблица 2.  
Кодирование состояний.

A \ T	$T_1$	$T_2$	$T_3$
a1	0	0	0
a2	0	0	1
a3	0	1	0
a4	0	1	1
a5	1	0	0
a6	1	0	1
a7	1	1	0
a8	1	1	1

В результате использования классов эквивалентных состояний получаем преобразованную ПСТ (табл.4), в которой число строк по сравнению с исходной ПСТ значительно уменьшилось.

Таблица . 3

Прямая структурная таблица автомата Мура .

$a_m$	$k(a_m)$	$a_s$	$k(a_s)$	$X_h$	$\Phi_h$	$h$
$a_1$	000	$a_2$	001	1	$D_3$	1
$a_2$	001	$a_3$	010	$\overline{x_1}$	$D_2$	2
		$a_4$	011	$\overline{x_1} x_2$	$D_2 D_3$	3
		$a_5$	100	$x_1 \overline{x_2}$	$D_1$	4
$a_3$	010	$a_6$	101	$x_3$	$D_1 D_3$	5
		$a_7$	110	$\overline{x_3} \overline{x_4}$	$D_1 D_2$	6
		$a_8$	111	$x_3 x_4$	$D_1 D_2 D_3$	7
$a_4$	011	$a_6$	101	$\overline{x_3}$	$D_1 D_3$	8
		$a_7$	110	$\overline{x_3} x_4$	$D_1 D_2$	9
		$a_8$	111	$\overline{x_3} \overline{x_4}$	$D_1 D_2 D_3$	10
$a_5$	100	$a_6$	101	$\overline{x_3}$	$D_1 D_3$	11
		$a_7$	110	$\overline{x_3} \overline{x_4}$	$D_1 D_2$	12
		$a_8$	111	$x_3 x_4$	$D_1 D_2 D_3$	13
$a_6$	101	$a_1$	000	1	-	14
$a_7$	110	$a_1$	000	1	-	15
$a_8$	111	$a_1$	000	1	-	16

Для реализации  $M$  - подсхемы необходимо произвести замену входных переменных  $x_i$  переменными  $P_g \in P$ , где разрядность  $G$  кода  $P(P_g)$  определяется максимальным количеством ЛУ  $x_i$ , которые задают переходы из одного состояния. В нашем примере  $G = 2$ , так как в любой строке ПСТ встречается не более двух переменных  $x_i$ . Замена переменных дает существенный эффект в случае, если для кодирования переменных  $P_g$  требуется меньше разрядов, чем для кодирования ЛУ  $x_i$ . В данном случае замена переменных приведена в табл.5.

Таблица 4.

Преобразованная ПСТ.

$B_i$	$k(B_i)$	$a_s$	$k(a_s)$	$X_h$	$\Phi_h$	$h$
$B_1$	00	$a_2$	001	1	$D_3$	1
$B_2$	01	$a_3$	010	$x_1$	$D_2$	2
		$a_4$	011	$x_1 x_2$	$D_2 D_3$	3
		$a_5$	100	$\overline{x_1} \overline{x_2}$	$D_1$	4
$B_3$	11	$a_6$	101	$x_3$	$D_1 D_3$	5
		$a_7$	110	$x_3 \overline{x_4}$	$D_1 D_2$	6
		$a_8$	111	$\overline{x_3} \overline{x_4}$	$D_1 D_2 D_3$	7
$B_4$	10	$a_1$	000	1	-	8

$X(B_1) = 0,$

$X(B_2) = \{x_1, x_2\},$

$G = 2,$

$P_1 = \tau_1 \tau_2 x_1 \vee \tau_1 \tau_2 x_3,$

$X(B_3) = \{x_3, x_4\},$

$X(B_4) = 0,$

$P = \{P_1, P_2\},$

$P_2 = \tau_1 \tau_2 x_2 \vee \tau_1 \tau_2 x_4.$

Таким образом, для реализации  $M$  - подсхемы необходимо 2 мультиплексора.

Таблица 5.

Замена переменных.

$B \backslash P$	$P_1$	$P_2$	$\tau$
$B_1$	-	-	**
$B_2$	$x_1$	$x_2$	$\tau_1 \tau_2$
$B_3$	$x_3$	$x_4$	$\tau_1 \tau_2$
$B_4$	-	-	**

В процессе синтеза  $Y$  - подсхемы необходимо выделить из множества микроопераций (МО)  $Y = \{y_1, \dots, y_n\}$  наборы совместимых МО. В данном примере это множества

$Y^1 = \{y_1, y_3, y_5, y_6\}$  мощностью 4 и

$Y^2 = \{y_2, y_4, y_7\}$  мощностью 3.

Для кодирования МО из множества  $Y^1$  понадобится (с учетом отсутствия МО)

$m_1 = \lceil \log_2(4+1) \rceil = 3$  разряда,

для кодирования МУ из множества  $Y^2$  понадобится

$m_2 = \lceil \log_2(3+1) \rceil = 2$  разряда.

Таким образом, мощность множества  $Z$  равна

$R_Z = m_1 + m_2 = 3 + 2 = 5.$

Таблица 6.

Кодирование микроопераций.

$Y \backslash Z$	$Z_1 Z_2$	$Z_3 Z_4$	$Z_5$
$y_1$	01	-	-
$y_2$	-	01	-
$y_3$	10	-	-
$y_4$	-	10	-
$y_5$	11	-	-
$y_6$	-	-	1
$y_7$	-	11	-
0	00	00	0

Для упрощения  $Y$ -подсхемы применяется разбиение большего множества на два:

$$Y^1 = Y^1 \cup Y^3 = \{y_1, y_3, y_5\} \cup \{y_6\}.$$

Кодирование микроопераций приведено в табл.6. Как видно из таблицы, для реализации схемы ПК необходимо 2 дешифратора, а  $y_6$  формируется непосредственно на выходе ПЗУ.

Соответствие между кодами состояния  $a_m$  и кодами микроопераций  $y_n$ , принадлежащих данному состоянию, приведены в табл.7. Эта информация служит для построения  $D$ -подсхемы на ПЗУ.

В результате всех проведенных преобразований получается модифицированная ПСТ (табл.8), которая используется для синтеза  $P$ -подсхемы, так как несет окончательную информацию о формировании функций возбуждения памяти.

Таблица 7.

Соответствие кодов состояния и кодов микроопераций

$a_m$	$Z$			$Z_1 Z_2$	$Z_3 Z_4$	$Z_5$
	$T_1 T_2 T_3$					
$a_1$	000			00	00	0
$a_2$	001			01	01	0
$a_3$	010			10	01	0
$a_4$	011			01	10	0
$a_5$	100			11	01	0
$a_6$	101			00	10	1
$a_7$	110			01	11	0
$a_8$	111			01	10	0

Таблица 8.

Модифицированная ПСТ.

$B_i$	$k(B_i)$	$a_s$	$k(a_s)$	$P_h$	$\Phi_h$	$h$
$B_1$	00	$a_2$	001	1	$D_3$	1
$B_2$	01	$a_3$	010	$P_1$	$D_2$	2
		$a_4$	011	$P_1 P_2$	$D_2 D_3$	3
		$a_5$	100	$P_1 P_2$	$D_1$	4
$B_3$	11	$a_6$	101	$P_1$	$D_1 D_3$	5
		$a_7$	110	$P_1 P_2$	$D_1 D_2$	6
		$a_8$	111	$P_1 P_2$	$D_1 D_2 D_3$	7

### Заключение

Данный метод позволяет совместно использовать несколько практических способов оптимизации логической схемы автомата. Как показали исследования, применение четырехуровневой модели приводит к уменьшению на 25-30% количества БИС в схеме автомата по сравнению с классической двухуровневой схемой с заменой входных переменных.

### Литература

1. Баранов С.И. Синтез микропрограммных автоматов. - Л.: Энергия, 1979. - 232 с.
2. Баркалов А.А. Разработка формализованных методов структурного синтеза композиционных автоматов: Дисс. ... докт. техн. наук: 05.13.08. - Донецк: ДонГТУ, 1995 - 301 с.