

# ОПТИМИЗАЦИЯ СХЕМЫ ФОРМИРОВАНИЯ МИКРООПЕРАЦИЙ УПРАВЛЯЮЩЕГО АВТОМАТА МУРА

Баркалов А.А., Ковалев С.А., Баркалов А.А.

Кафедра ЭВМ, ДонГТУ  
barkalov@fem.dgtu.donetsk.ua

## Abstract

*Barkalov A.A., Kovalev S.A., Barkalov A.A. Optimization of the circuit microoperation's formation of the Moore control automaton. The method of automaton's output circuit on decoders is proposed. It is based on the encoding of the fields of compatible microoperations and permits to decrease the cost of the circuit. The method of states conversion is proposed for further optimization. An example of design has been given.*

## Введение

Модель Мура широко применяется для реализации управляющих автоматов (УА) цифровых систем [1]. Одной из важных задач, возникающих при синтезе логической схемы УА, является оптимизация аппаратных затрат [2]. При синтезе схемы УА на программируемых логических устройствах (ПЛУ) одним из методов оптимизации является увеличение числа уровней схемы и использование различного элементного базиса на каждом уровне [3]. В настоящей работе предлагается метод синтеза, позволяющий реализовать схему формирования микроопераций на дешифраторах.

## 1. Основная идея метода

Автомат Мура характеризуется множествами состояний  $A = \{a_1, \dots, a_m\}$ , входных сигналов (логических условий)  $X = \{x_1, \dots, x_J\}$  и выходных сигналов (микроопераций). Каждому состоянию ставится в соответствие двоичный код  $K(a, n)$  разрядности  $R = \lceil \log_2 M \rceil$ , для чего используется множество внутренних переменных  $T = \{T_1, \dots, T_i\}$ . Схема автомата синтезируется по прямой структурной таблице (ПСТ) со столбцами [1]:  $a_m, K(a_m)$  - исходное состояние и его код;  $a_s, K(a_s)$  - состояние перехода и его код;  $X_h$  - конъюнкция некоторых переменных  $x_i \in X$ , определяющая переход  $\langle a_s, a_s \rangle$ ;  $\Phi_h$  - набор функций возбуждения памяти  $\varphi_i \in \Phi = \{\varphi_1, \dots, \varphi_k\}$ , принимающих единичное значение для переключения памяти автомата из  $K(a_m)$  в  $K(a_s)$ ;  $h = 1, \dots, N$  - номер перехода. В столбце  $a_m$  указывается выходной набор  $Y_h \in Y$ , формируемый в состоянии  $a_s \in A$ . Выходные сигналы автомата Мура зависят только от состояний [1]:

$$Y = Y(A) \tag{1}$$

В силу зависимости (1) автомат Мура является двухуровневой структурой (рис. 1,а). Здесь Р-подсхема формирует микрооперации Y согласно (1). При реализации на ПЛУ Р-подсхема формирует сигналы Ф, управляющие регистром памяти RG, а Y-подсхема формирует микрооперации Y согласно (1). При реализации на ПЛУ Р-подсхема обычно строится на ПЛМ или ПЛИС, а Y-подсхема - на ПЗУ [3]. Структура (рис. 1,а) получила название PY-автомат и основана на максимальном кодировании наборов микроопераций [4], причем в качестве кодов наборов выступают коды состояний. При использовании кодирования полей совместимых микроопераций [4] система (1) реализуется на дешифраторах, что порождает автомат с PD-структурой. Однако для реализации автомата Мура этот метод не применяется из-за увеличения параметров Р-подсхемы [3].

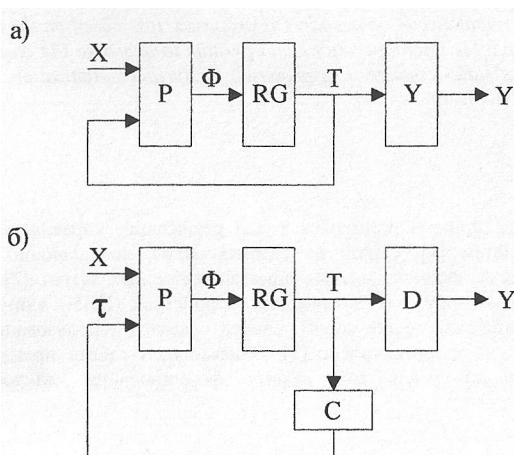


Рис. 1. Структура автомата Мура с кодированием наборов микроопераций (а) и кодированием полей совместимых микроопераций (б)

Основная идея предлагаемого метода заключается в следующем:

1. Для кодирования полей совместимых микроопераций используются коды состояний, что позволяет исключить дополнительные переменные для реализации (1).
2. Для уменьшения параметров Р-подсхемы используется преобразование кодов наборов в коды псевдоэквивалентных состояний [5].

Использование этих методов порождает PD-автомат Мура (рис. 1,б), в котором D-подсхема строится на дешифраторах и преобразователь кодов С формирует сигналы  $TqST$ , где  $X=\{x_1, \dots, x_Q\}$  - множество переменных, кодирующих классы псевдоэквивалентных состояний.

## 2. Метод синтеза PD-автомата Мура

В настоящей работе предлагается следующий метод синтеза.

1. Преобразование наборов микроопераций. Код набора  $K(Y_t)$  должен однозначно определять состояние  $a_{ш}$ , в котором набор  $Y_t$  ( $t=1, \dots, T$ ) формируется. Поставим в соответствие каждому набору  $Y_t$  параметр  $n_t$ , определяющий число состояний с этим набором. Пусть  $K=\max(n_1, \dots, n_T)$ , тогда для идентификации состояний в наборе необходимо ввести идентификаторы  $[k]$ , образующие множество идентификаторов  $M_i$   $\{1, \dots, 1_k\}$ . Если набор  $Y_t$  формируется в  $n_t$  состояниях, то поставим в соответствие набору  $Y_t$   $n_t$  наборов, отличающихся только идентификаторами. Преобразованные таким образом наборы однозначно определяют состояния автомата.

2. Кодирование полей совместимых микроопераций. Множество  $Y$  и  $M_i$  разбивается на классы совместимых микроопераций, при этом идентификаторы помещаются в один класс  $Y^0$ . Совместимыми являются микрооперации, не входящие в один и тот же набор. В результате применения известных методов [5] находятся классы  $Y^1, \dots, Y^J$ , каждый из которых включает  $m_i=|Y^i|$  элементов. Каждому классу ставится в соответствие одно поле в коде состояний автомата. Микрооперации  $u_i \in Y^j$  кодируются  $R_j$ -разрядными кодами, где  $R_j=|\log_2(m_j+1)|$ . Разрядность кода состояния определяется как

$$R = \sum_{j=0}^J R_j. \quad (2)$$

Параметр  $R$  определяет мощность множеств  $\Phi$  и  $T$ .

3. Кодирование классов псевдоэквивалентных состояний. Множество состояний  $A$  разбивается на классы  $B_i \in \Pi_A$ , где  $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_r\}$  - разбиение  $A$  на классы псевдоэквивалентных состояний. Состояния называются псевдоэквивалентными, если они соответствуют вершинам граф-схемы алгоритма, выходы которых соединены с входом одной и той же вершины [5]. Каждому классу  $B_i \in \Pi_A$  ставится в соответствие код  $K(B_i)$  разрядности  $Q$ .

4. Построение преобразованной ПСТ. Исходная ПСТ УА Мура преобразовывается следующим образом [5]. Столбец  $a_{ш}$ , заменяется столбцом  $B_i$ , при этом если  $a_{т} \in B_i$ , то вместо  $K(a_{т})$  записываются коды состояний с учетом кодирования полей совместимых микроопераций. Подтаблицы для всех состояний одного класса в преобразованной ПСТ совпадают [5], поэтому остается только одна из них.

5. Синтез логической схемы автомата. Р-подсхема реализует систему функций  $(p, \epsilon \Phi)$  формируемую по преобразованной ПСТ в виде:

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^{H_0} C_{rh} Z_i^h X_h \quad (r=1, \dots, R), \quad (3)$$

где  $H_0$  - длина преобразованной ПСТ;  $C_{rh}$  - булева переменная, равная единице, если и только если в  $h$ -й строке таблицы  $\varphi_r=1$ ;  $Z_i^h$  - конъюнкция внутренних переменных, соответствующая коду  $K(B_i)$  класса  $B_i \in \Pi_A$ , записанному в  $h$ -й строке ПСТ. С-подсхема реализует систему функций

$$\tau_q = \bigvee_{m=1}^M C_{qm} A_m \quad (q=1, \dots, Q), \quad (4)$$

где  $C_{qm}$  - булева переменная, равная единице, если и только если в коде  $K(a_{m,q})$   $q$ -й разряд равен единице,  $A_m$  - конъюнкция внутренних переменных, соответствующая коду  $K(a_m)$ . D-подсхема реализует систему(1) и строится на дешифраторах.

### 3. Пример синтеза PD-автомата Мура

Рассмотрим применение метода синтеза без подробных объяснений на примере автомата S, заданного таблицей 1. В табл. 1 имеются наборы:  $Y_1=0, n_j=1; Y_2=\{y_1, y_2\}, n_2=2; Y_3=\{y_2, y_3\}, n_3=2; Y_4=\{y_1, y_4\}, \text{Щ-1}; Y_5=\{y_5, y_6\}, n_j=2$ . Очевидно,  $K=2$  и множество идентификаторов  $M=\{I_1, I_2\}$ . Наборы  $Y_2$  и  $Y_3$  преобразовываются в наборы  $Y_2=\{I_1, y_1, Y_2\}, Y_3=\{I_2, y_2, Y_3\}, Y_7=\{I_2, Y_2, Y_3\}$ .

Таблица 1. Лямбда-структурная таблица автомата Мура S

$a_m$	$K(a_m)$	$a_s$	$K(a_s)$	Xh	Фь	h
$a_1$ (-)	000	$a_2$ $a_3$	001 010	X1 Xi	D3 D2	1 2
$a_2$ (Y1 Y2)	001	$a_4$ $a_3$	0~П 010	X2 X2	D2D3 D2	3 4
$a_3$ (YrY3)	oTo	Э $a_3$	ÖT1 010	X2 X2	O2D3 D2	5 6
$a_4$ (Yi Yr)	o П	$a_1$ $a_5$ Эб	ÖÖÖ 100 101	<b>И1</b> $X_1 X_3$ $X_1 X_3$	- Di D1D3	7 8 9
$a_5$ (YrY3)	TÖÖ	$a_7$	TTo	l	00 ¼	vT~
$a_6$ (Y1Y4)	101	$a_7$	TTo	İ	DrD2	п
$a_7$ (ysye)	110	$a_2$	001	т	D3	" 12

Применение методики [4] порождает классы:  $Y^0=\{I_1, I_2\}, R_0=1; Y^\wedge=\{y_1, y_3, y_5\}, R_1=2$  и  $Y^2=\{y_2, y_4, y_6\}, R_2=2$ . Согласно (2),  $R=5$  и  $T=JT_b \dots, T_3$ . Закодируем наборы в соответствии с табл. 2, в столбце  $K(a_m)$  которой представлены коды состояний, получаемые как конкатенация кодов входящих в состояние микроопераций.

Применение методики [5] порождает классы  $B_1=\{a_1\}, B_2=\{a_2, a_3\}, B_3=Ja_4\}, B_4=\{a_5, a_6\}$  и  $B_5=Ja_7\}$ . Итак,  $l=5$  и  $Q=3$ , то есть  $T=\{x_1, x_2, x_3\}$ . Закодируем классы  $B_i \in \Pi$  следующим образом:  $K(B_1)=000, K(B_2)=001, \dots, K(B_5)=100$ . Соответствие кодов состояний и классов показано в табл. 2 (последний столбец).

Преобразованная ПСТ PD-автомата Мура S (табл. 3) имеет  $No=9$  строк. Из табл. 3 имеем систему (3), например:  $D_1=X_1X_2X_3X_2VX_1X_2X_3X_1X_3$  - Из табл. 2 имеем систему (4), например,  $X_2=A_4VA_5VA_6 \text{ " } TiT_2T_3T_4T_5VTiT_2T_jT_4T_5VT_2I_3T_4T_5$ .

Схема PD-автомата S (рис. 2) построена на ПЛИМ и дешифраторах. Подчеркнем, что регистр должен иметь информационные входы D-типа.

Таблица 2. Кодирование наборов микрооперацийавтомата S

$a_m$	$Y_1$	$Y''$	$T_i$	$Y^1$	$T_2 T_3$	$Y^2$	$T_4 T_5$	$K(B_m)$	$K(B_1)$
$a_1$	$Y_1$	0	*	0	0 0	0	0 0	*0000	0 0 0
$a_2$	$Y_2$	$I_1$	0	$Y_1$	0 1	$y_2$	0 1	00101	00 1
$a_3$	$Y_3$	$I_1$	0	$y_3$	1 0	$y_2$	0 1	01001	00 1
$a_4$	$Y_4$	$h$	1	$Y_1$	0 1	$y_2$	0 1	10101	0 1 0
$a_5$	$Y_5$	$I_2$	1	$Y_3$	1 0	$y_2$	0 1	11001	0 1 1
$a_6$	$Y_6$	0	*	$Y_1$	0 1	$y_4$	1 0	*0110	0 1 1
$a_7$	$Y_7$	0	*	$y_5$	1 1	$y_6$	1 1	*1111	1 0 0

Таблица 3. Преобразованная ПСТ PD-автомата Мура S

$B_j$	$K(B_i)$	$a_s$	$K(fe)$	$X_h$	$\Phi_b$	$h$
$B_1$	0 0 0	$a_2$	0 0 1 0 1	$x_i$	$P_3 P_5$	1
		$a_3$	0 1 0 0 1	$X_i$	$D_2 P_5$	2
$B_2$	СНН	34	1 0 1 0 1	$x_2$	$D_1 D_3 D_5$	3
		$a_3$	0 1 0 0 1	$X_2$	$D_2 D_5$	4
$B_3$	<b>0 T 0</b>	$a_1$	0 0 0 0 0	$X_i$	—	5
		$a_5$	1 1 0 0 1	$X_1 X_3$	$D_1 D_2 D_5$	6
		$a_6$	0 0 1 1 0	$x_1 x_3$	$D_3 D_4$	7
$B_4$	0 1 1	$a_7$	0 1 1 1 1	1	$P_2 P_3 P_4 \text{ бГ} \sim$	8
$B_5$	1 0 0	$a_2$	0 0 1 0 1	1	$P_3 P_5$	9

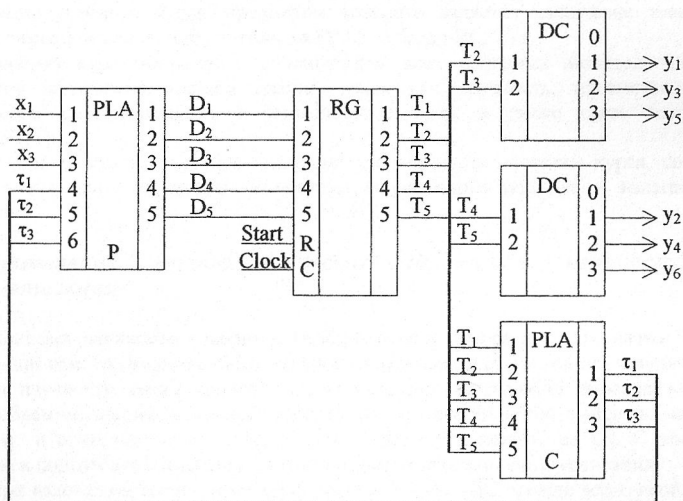


Рис. 2. Логическая схема PD-автомата Мура S

## **Заключение**

Предложенный метод позволяет уменьшить стоимость схемы автомата Мура за счет замены ПЗУ дешифраторами. Одновременное применение метода преобразования кодов состояний в коды классов псевдоэквивалентных состояний позволяет уменьшить число входов и термов в ПЛИМ Р-подсхемы по сравнению с произвольной реализацией, при которой число входов равно  $R+L$  [5]. Увеличение числа выходов Р-подсхемы по сравнению с РУ-автоматом и введение преобразователя кодов состояний вызывают необходимость сравнения РУ- и PD-автоматов по стоимости. Выигрыш от применения PD-реализации увеличивается по мере уменьшения числа классов псевдоэквивалентных состояний (уменьшается число входов преобразователя С) и по мере приближения мощности множеств внутренних переменных РУ- и PD-автоматов (уменьшается число выходов Р-подсхемы).

## **Литература**

1. Баранов С.И. Синтез микропрограммных автоматов. - Л.: Энергия, 1978 - 232 с.
2. Баранов С.И., Скляр В.А. Цифровые устройства на программируемых БИС с матричной структурой. - М.: Радио и связь, 1986. - 272 с.
3. Скляр В.А. Синтез автоматов на матричных БИС. - Минск: Наука и техника, 1984.-287 с.
4. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. - Киев: Ж НАН Украины, 1997. - 135 с.
5. Баркалов А.А. Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура // Кибернетика и системный анализ. - 1998, № 1. - с. 180-184.