

ОПТИМИЗАЦИЯ ЛОГИЧЕСКОЙ СХЕМЫ МИКРОПРОГРАММНОГО АВТОМАТА МИЛИ С МАКСИМАЛЬНЫМ КОДИРОВАНИЕМ НАБОРОВ МИКРООПЕРАЦИЙ

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

Кафедра ЭВМ, ДНТУ
barcalov@cs.dgtu.donetsk.ua

Abstract

Barkalov A.A., Kovalev S.A., Barkalov A.A. The optimization of logic circuit of Mealy automaton with maximal encoding of microoperations. The method of reduction of hardware in the Mealy automaton is proposed. The method is based on the usage of converter of the codes of the sets of microoperations in the codes of the automaton's states. An example of application of proposed method is given.

Введение

Устройство управления цифровой системы может быть представлено как микропрограммный автомат (МПА) Мили, схема которого реализуется на программируемых логических устройствах (ПЛУ), таких как ПЛМ, ПЛИС, ПЗУ [1,2]. Для уменьшения стоимости схемы используются различные методы кодирования наборов микроопераций [3], что порождает двухуровневые схемы автоматов [4]. Недостаток этих методов – необходимость формирования дополнительных переменных, кодирующих наборы микроопераций (МО), что увеличивает требования к числу выходов ПЛУ. В настоящей работе предлагается использовать преобразователь кодов наборов МО в коды состояний автомата, что позволяет уменьшить число БИС в схеме МПА при максимальном кодировании наборов микроопераций [3].

Пусть МПА Мили задан прямой структурной таблицей (ПСТ) со столбцами: a_m – исходное состояние, $a_m \in A$, где $A = \{a_1, \dots, a_M\}$ – множество состояний МПА; $K(a_m)$ – код состояния $a_m \in A$ разрядности $R = \lceil \log_2 M \rceil$, для кодирования используются внутренние переменные, образующие множество $T = \{T_1, \dots, T_R\}$; a_s – состояние перехода; $K(a_s)$ – код состояния $a_s \in A$, X_R – входной набор, определяющий переход $\langle a_m, a_s \rangle$ и равный конъюнкции некоторых элементов (или их отрицаний) множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$; Y_h – выходной сигнал, формируемый на переходе $\langle a_m, a_s \rangle$, $Y_h \in Y$, где $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ – множество микроопераций; Φ_h – набор функций возбуждения регистра памяти RG автомата, принимающих единичное значение для переключения RG из $K(a_m)$ в $K(a_s)$, $\Phi_h \in \Phi = \{\Phi_1, \dots, \Phi_R\}$; $h = 1, \dots, R$ – номер перехода. При максимальном кодировании наборов МО каждому набору Y_f ($f = 1, \dots, F$) ставится в соответствие двоичный код $K(Y_f)$ разрядности $Q = \lceil \log_2 F \rceil$. Для кодирования наборов МО используются дополнительные переменные, образующие множество $Z = \{z_1, \dots, z_Q\}$. Применение этого метода порождает двухуровневую схему (Рис.1), называемую в дальнейшем РМ-автомат.

В РМ-автомате Р-подсхема реализует систему функций

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

$$Z = Z(T, X), \quad (2)$$

а М-подсхема реализует систему функций

$$Y=Y(Z). \tag{3}$$

Базисом для синтеза Р-подсхема являются ПЛМ или ПЛИС, для М-подсхемы - ПЗУ [2].

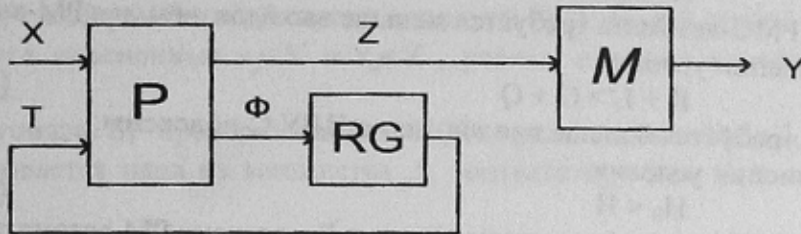


Рисунок 1 - Структурная схема РМ-автомата Мили

Недостаток РМ-автомата - необходимость формирования Q дополнительных переменных. Для устранения этого недостатка предлагается ввести преобразователь кодов (ПК), реализующий отображение $Z \rightarrow T$. Такой подход порождает структуру (Рис.2), называемую в дальнейшем РМС-автоматом.

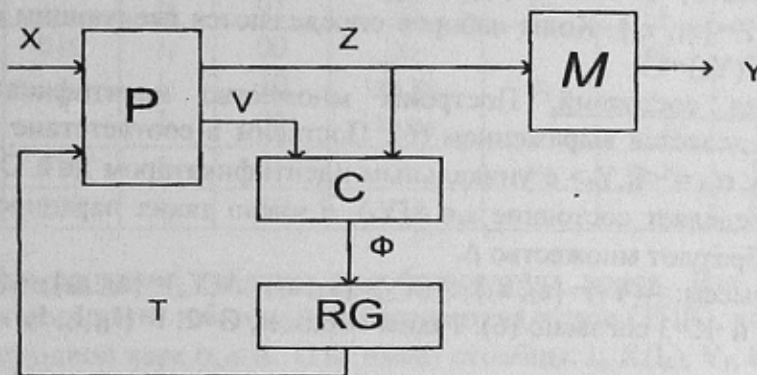


Рисунок 2 - Структурная схема РМС-автомата Мили

В РМС-автомате Р-подсхема реализует системы функций (2) и

$$V=V(T,X), \tag{4}$$

где $V=\{v_1, \dots, v_G\}$ - множество переменных, кодирующих идентификаторы $I_k \in I = \{I_1, \dots, I_K\}$, необходимые для идентификации кода $K(a_s)$ по коду $K(Y_f)$ при выполнении условия

$$m_f > 1 \quad (f=1, \dots, F). \tag{5}$$

Здесь m_f - мощность множества $A(Y_f) \subseteq A$ состояний, при переходе в которые формируются набор $Y_f \subseteq Y$, $G = \lceil \log_2 K \rceil$, где

$$K = \max(m_1, \dots, m_F) \tag{6}$$

Преобразователь кодов С реализует систему функций

$$\Phi = \Phi(V,Z), \tag{7}$$

а его схема строится на ПЛМ или ПЛИС. Число термов N_0 в системе функций (7) определяется как

$$N_0 = \sum_{f=1}^F m_f. \tag{8}$$

Отметим, что предельная величина для N_0 сверху определяется параметром N , а нижняя - F , достижимая при выполнении условия

$$m_f = 1 \quad (f=1, \dots, F). \tag{9}$$

Сокращение аппаратных затрат по сравнению с РМ-автоматом определяется следующим:

1. При выполнении условия

$$R > G \tag{10}$$

в ПЛУ Р-подсхемы РМС-автомата требуется меньше выходов, чем для РМ-автомата.

2. При выполнении условия

$$R + L > G + Q \tag{11}$$

в ПЛУ Р-подсхемы требуется больше входов, чем в ПЛУ С-подсхемы.

3. При выполнении условия

$$H_0 < H \tag{12}$$

в ПЛУ С-подсхемы требуется меньше термов, чем в Р-подсхеме РМ-автомата.

В настоящей работе предлагается методика синтеза РМС-автомата, иллюстрируемая на примере синтеза автомата S_1 (Табл.1) и включающая следующие этапы:

1. Кодирование наборов микроопераций. Кодирование может быть выполнено произвольным образом, например, код $K(Y_i)$ определяется Q -разрядным двоичным эквивалентом числа $(i-1)$.

Для автомата S_1 $F=4$ и $Y_1=\{y_1, y_2\}$, $Y_2=\{y_3\}$, $Y_3=\{y_2, y_4\}$, $Y_4=\{y_1, y_5\}$. Следовательно, $Q=2$ и $Z=\{z_1, z_2\}$. Коды наборов определяются следующим образом: $K(Y_1)=00$, $K(Y_2)=01$, ..., $K(Y_4)=11$.

2. Идентификация состояний. Построим множество идентификаторов I , мощность которого определяется выражением (6). Поставим в соответствие каждому состоянию $a_s \in A(Y_i)$ пару $\alpha_{s,i} = \langle I_s, Y_i \rangle$ с уникальным идентификатором $I_s \in I$. Очевидно, пара $\alpha_{s,i}$ однозначно определяет состояние $a_s \in A(Y_i)$, а число таких пар определяется выражением (8). Пары образуют множество Δ .

Для автомата S_1 имеем: $A(Y_1)=\{a_2, a_3\}$, $A(Y_2)=\{a_3, a_1\}$, $A(Y_3)=\{a_2, a_4\}$, $A(Y_4)=\{a_2, a_4\}$, $m_1=3$, $m_2=m_3=m_4=2$ и $K=3$ согласно (6). Таким образом, $G=2$, $I=\{I_1, I_2, I_3\}$.

Таблица 1.

Прямая структурная таблица МПА Мили S_1

a_m	$K(a_m)$	a_s	$K(a_s)$	X_h	Y_h	Φ_h	h
a_1	000	a_2	001	x_1	$y_1 y_2$	D_3	1
		a_3	010	$\bar{x}_1 x_2$	y_3	D_2	2
		a_2	001	$\bar{x}_1 \bar{x}_2$	$y_2 y_4$	D_3	3
a_2	001	a_3	010	x_3	$y_1 y_2$	D_2	4
		a_4	011	\bar{x}_3	$y_2 y_4$	$D_2 D_3$	5
a_3	010	a_1	000	x_2	y_3	-	6
		a_3	010	$\bar{x}_2 x_3$	$y_1 y_2$	D_2	7
		a_4	011	$\bar{x}_2 \bar{x}_3$	$y_1 y_5$	$D_2 D_3$	8
a_4	011	a_5	100	1	$y_1 y_5$	D_1	9
a_5	100	a_1	000	1	$y_1 y_2$	-	10

Множество Δ включает пары $\alpha_{11} = \langle I_1, Y_1 \rangle$, $\alpha_{12} = \langle I_1, Y_2 \rangle$, $\alpha_{21} = \langle I_2, Y_1 \rangle$, $\alpha_{23} = \langle I_1, Y_3 \rangle$, $\alpha_{32} = \langle I_2, Y_2 \rangle$, $\alpha_{31} = \langle I_3, Y_1 \rangle$, $\alpha_{43} = \langle I_2, Y_3 \rangle$, $\alpha_{44} = \langle I_1, Y_4 \rangle$, $\alpha_{54} = \langle I_2, Y_4 \rangle$, $H_0=9$.

Поставим в соответствие каждому идентификатору $I_k \in I$ G -разрядный двоичный код $K(I_k)$, равный двоичному эквиваленту числа $(k-1)$, и образуем множество V .

Для автомата S_1 $G=2$, $V=\{v_1, v_2\}$, $K(I_1)=00$, $K(I_2)=01$, $K(I_3)=10$.

3. Преобразование исходной ПСТ. Для синтеза систем (2) и (4) построим преобразованную ПСТ РМС-автомата. Для этого в исходной ПСТ столбцы a_s и $K(a_s)$ заменяются столбцами I_s и $K(I_s)$ соответственно, столбцы Y_h, Φ_h заменяются столбцами V_h и Z_h . В h -й строке этой таблицы записывается идентификатор I_s , соответствующий паре α_{sf} , где Y_f – набор МО из h -й строки исходной ПСТ. В h -й строке в столбцах V_h и Z_h записываются переменные $v_g \in V$ и $z_q \in Z$, равные единице в кодах $K(I_s)$ и $K(Y_f)$ соответственно.

Для автомата S_1 преобразованная ПСТ представлена Табл.2, в столбце α_{sf} которой записывается пара из множества Δ , соответствующая h -й строке исходной ПСТ.

Таблица 2.

Преобразованная ПСТ РМС-автомата S_1

a_m	$K(a_m)$	I_s	$K(I_s)$	X_h	V_h	Z_h	h	α_{sf}
a_1	000	I_2	01	x_1	v_2	-	1	α_{21}
		I_2	01	$\bar{x}_1 x_2$	v_2	z_2	2	α_{32}
		I_1	00	$\bar{x}_1 \bar{x}_2$	-	z_1	3	α_{23}
a_2	001	I_3	10	x_3	v_1	-	4	α_{31}
		I_2	01	x_3	v_2	z_1	5	α_{43}
a_3	010	I_1	00	\bar{x}_2	-	z_2	6	α_{12}
		I_3	10	$\bar{x}_2 x_3$	v_1	-	7	α_{31}
		I_1	00	$x_2 x_3$	-	$z_1 z_2$	8	α_{44}
a_4	011	I_2	01	1	v_2	$z_1 z_2$	9	α_{54}
a_5	100	I_1	00	1	-	-	10	α_{11}

4. Формирование таблицы преобразователя кодов. Для синтеза системы (7) предлагается построить таблицу преобразователя кодов (ТПК), каждая строка которой соответствует одной паре $\alpha_{sf} \in \Delta$. ТПК имеет столбцы: $I_s, K(I_s), Y_f, K(Y_f), a_s, K(a_s), \Phi_h, h$. В h -й строке ТПК ($h=1, \dots, N_0$) записывается $I_s = \gamma_{1f} \alpha_{sf}$, $Y_f = \gamma_{2f} \alpha_{sf}$ и функции $\phi_f \in \Phi$, принимающие единичное значение в коде $K(a_s)$.

Для автомата S_1 ТПК (Табл.3) имеет $N_0 = 9$ строк, в столбце α_{sf} записана пара, которой соответствует h -я строка.

Таблица 3.

Таблица преобразования кодов РМС-автомата S_1

I_s	$K(I_s)$	Y_f	$K(Y_f)$	a_s	$K(a_s)$	Φ_h	h	α_{sf}
I_1	00	Y_1	00	a_1	000	-	1	α_{11}
I_1	00	Y_2	01	a_1	000	-	2	α_{12}
I_2	01	Y_1	00	a_2	001	D_3	3	α_{21}
I_1	00	Y_3	10	a_2	001	D_3	4	α_{23}
I_3	10	Y_1	00	a_3	010	D_2	5	α_{31}
I_2	01	Y_2	01	a_3	010	D_2	6	α_{32}
I_2	01	Y_3	10	a_4	011	$D_2 D_3$	7	α_{43}
I_1	00	Y_4	11	a_4	011	$D_2 D_3$	8	α_{44}
I_2	01	Y_4	11	a_5	100	D_1	9	α_{54}

5. Формирование таблицы микроопераций. Для реализации на ПЗУ системы (3) необходимо построить таблицу микроопераций (ТМО), представляющую собой традиционную таблицу истинности системы булевых функций. В f -й строке ТМО записываются $Y_f, K(Y_f), Y(Y_f)$, последний столбец содержит единицы для микроопераций $y_n \in Y_f$.

Для автомата S_1 ТМО (Табл.4) имеет $F=4$ строки.

Таблица 4.

Таблица микроопераций РМС-автомата S_1

Y_f	$K(Y_f)$	$Y(Y_f)$					f
		y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	
Y_1	00	1	1	0	0	0	1
Y_2	01	0	0	1	0	0	2
Y_3	10	0	1	0	1	0	3
Y_4	11	1	0	0	0	1	4

6. Синтез логической схемы автомата. Синтез схемы РМС-автомата не представляет труда и сводится к известным методам синтеза логических схем на ПЛУ.

Заключение

Исследования авторов показали, что при выполнении условий (10) - (12) РМС-автоматы всегда требуют меньше аппаратных затрат, чем РМ-автоматы. При этом наиболее важным является условие (11). Выигрыш растет по мере роста сложности автомата (рост параметров L, R, H) и уменьшения параметров ПЛУ, на которых строится схема. Максимальный выигрыш в числе БИС наблюдался при одновременном выполнении условий (10) - (12) и достигал 42%.

Литература

1. Соловьев В.В. Проектирование функциональных узлов цифровых систем на программируемых логических устройствах. - Минск: Бестпринт, 1996. - 252 с.
2. Скляр В.А. Синтез автоматов на матричных БИС. - Минск; Наука и техника, 1984. - 287 с.
3. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. - Киев: ИК НАН Украины, 1997. - 135 с.
4. Баркалов А.А., Зеленева И.Я., Бабаков Р.М. Структуры логических схем управляющих автоматов на программируемых БИС // Научные работы работы ДонГТУ. Серия "Информатика, кибернетика и вычислительная техника". Вып.6.- Донецк: ДонГТУ, 1999г.-с.207-211.