

СИНТЕЗ МИКРОПРОГРАММНОГО АВТОМАТА МУРА С PD-СТРУКТУРОЙ

Баркалов А.А., Ковалев А.А., Баркалов А.А.
 Донецкий национальный технический университет,
 факультет вычислительной техники и информатики
 barkalov@cs.dgtu.donetsk.ua

Abstract

Barkalov A.A., Kovalyov A.A., Barkalov A.A. Syntheses of microprogramming Moor automat with PD-structure. The method of design is discussed which includes the method of replacing of the ROM by decoders. Such structure is based on the encoding of the fields of compatible microoperations and converting of a code of a state in a code of a class of the states. Such approach permits to decrease the cost of the logic circuit. An example of method's application is given.

Одним из основных блоков любой цифровой системы является управляющий автомат (УА), логическая схема которого строится по граф-схеме алгоритма (ГСА) [1]. В настоящее время для синтеза схем УА широко применяются программируемые логические матрицы (ПЛИМ), программируемая матричная логика (ПМЛ) и ПЗУ [2,3]. Одной из актуальных задач в области синтеза УА является оптимизация аппаратных затрат в схеме. В настоящей работе предлагается метод синтеза УА Мура, позволяющий уменьшить стоимость схемы за счет замены ПЗУ дешифраторами.

Автомат Мура принято реализовывать в виде двухуровневой схемы (рис.1), в которой Р-подсхема реализует систему функций возбуждения $\Phi = \{\varphi_1, \dots, \varphi_R\}$, а Y-подсхема формирует микрооперации $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$. Параметр $R = \lceil \log_2 M \rceil$, где M – мощность множества состояний $A = \{a_1, \dots, a_M\}$. Коды состояний хранятся в регистре памяти RG, выходы T которого являются сигналами обратной связи для Р-подсхемы. Такая реализация аналогична организации автомата Мили с кодированием наборов микроопераций [1], при этом Y-подсхема в обоих автоматах реализуется на ПЗУ. Если использовать метод кодирования полей совместимых микроопераций [4], то ПЗУ Y-подсхемы заменяется дешифраторами, что порождает PD-автомат Мили [2].

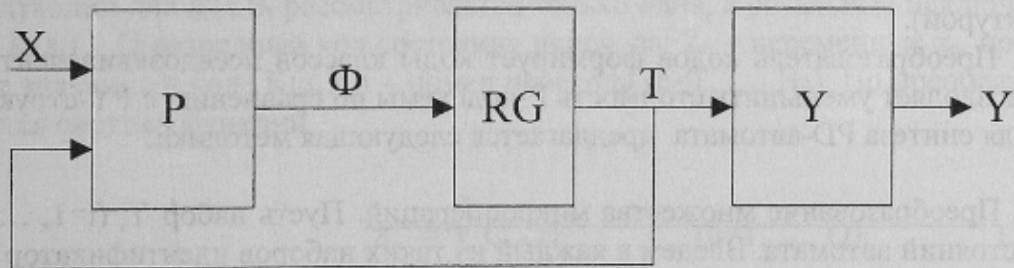


Рисунок 1 – PY-автомат Мура

Для реализации автомата Мура PD-структура не применяется. Это связано с тем, что выходные сигналы Y зависят только от состояний, и нет необходимости формировать дополнительные переменные для D-подсхемы. Однако метод может быть применен, если P-

подсхема формирует только коды полей совместимых микроопераций, что порождает PD-автомат Мура (рис.2).

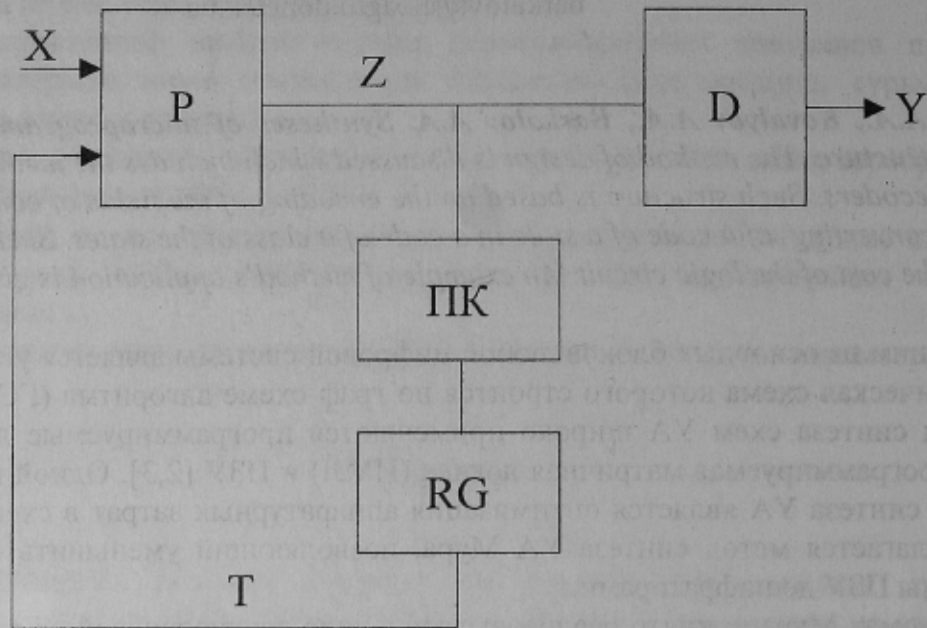


Рисунок 2 – PD-автомат Мура

Здесь P-подсхема формирует сигналы $Z = \{z_1, \dots, z_Q\}$, кодирующие поля совместимых микроопераций, D-подсхема формирует микрооперации Y, преобразователь кодов (ПК) реализует отображение $Z \rightarrow \Phi$. Такая организация позволяет достичь следующего:

1. P-подсхема реализует только сигналы Z, а функции Φ формируются ПК (минимизация числа входов P-подсхемы).
2. D-подсхема реализуется на дешифраторах (минимизация стоимости по сравнению с PY-структурой).
3. Преобразователь кодов формирует коды классов псевдоэквивалентных состояний [5], что позволяет уменьшить стоимость P-подсхемы по сравнению с PY-структурой.

Для синтеза PD-автомата предлагается следующая методика:

1. Преобразование множества микроопераций. Пусть набор Y_t ($t=1, \dots, T$) идентичен для n_t состояний автомата. Введем в каждый из таких наборов идентификатор $I_k = (k=1, \dots, n_t)$ для однозначной идентификации состояний. Пусть $K = \max(n_1, \dots, n_T)$, тогда множество Y дополняется множеством идентификаторов $I = \{I_1, \dots, I_K\}$.

2. Кодирование полей совместимых микроопераций. Множество Y разбивается на классы Y^1, \dots, Y^J совместимых микроопераций, которые никогда не встречаются вместе в наборах $Y_t \in Y$, согласно методике [4]. Пусть класс Y^j содержит m_j микроопераций, тогда для их кодирования используются $R_j = \lceil \log_2(m_j + 1) \rceil$ переменных $z_q \in Z$. Идентификаторы I образуют отдельное поле Y^0 разрядности $R_0 = \lceil \log_2 K \rceil$. Таким образом, множество Z включает

$$Q = \sum_{j=1}^J R_j + R_0 \quad (1)$$

элементов. Далее строится таблица микроопераций, задающая соответствие $Z \rightarrow Y$.

3. Кодирование классов псевдоэквивалентных состояний. Множество состояний A разбивается на классы $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_G\}$ псевдоэквивалентных состояний [5], причем в один класс входят состояния, соответствующие запараллеленным операторным вершинам ГСА. Каждый класс B_g кодируется двоичным кодом $K(B_g)$ разрядности $R = \lceil \log_2 G \rceil$.

4. Формирование системы функций возбуждения памяти. Каждое состояние $a_m \in A$ однозначно идентифицируется Q -разрядным кодом $K(a_m)$. Для формирования системы $\Phi = \Phi(Z)$ необходимо построить таблицу соответствия кодов состояний и кодов классов, входами которой являются переменные Z , а выходами – переменные Φ . При этом состояние $a_m \in A$ и класс $B_g \in \Pi_A$ входят в одну строку таблицы, если $a_m \in B_g$. Система $\varphi_r \in \Phi$ имеет следующий вид:

$$\varphi_r = \bigvee_{m=1}^M C_{rm} A_m \quad (r=1, \dots, R), \quad (2)$$

где C_{rm} – булева переменная, равная единице, если и только если в m -й строке таблицы соответствия $\varphi_r=1$, A_m – конъюнкция переменных $z_q \in Z$, соответствующая коду состояния a_m .

5. Преобразование прямой структурной таблицы. Исходная прямая структурная таблица (ПСТ) содержит столбцы [1]: a_m – исходное состояние; $K(a_m)$ – код состояния $a_m \in A$; a_s – состояние перехода; $K(a_s)$ – код состояния a_s ; X_h – входной сигнал, определяющий переход $\langle a_m, a_s \rangle$ и представляющий собой конъюнкцию переменных $x_i \in X$, где $X = \{x_1, \dots, x_L\}$ – множество логических условий; Φ_h – множество функций возбуждения, принимающих одиночное состояние для переключения памяти $\langle K(a_m), K(a_s) \rangle$; $h=1, \dots, H$ – номер перехода. Преобразованная таблица содержит столбцы: B_i – класс псевдоэквивалентных состояний (при этом вместо всех подтаблиц для $a_m \in B_i$ рассматривается только одна, а остальные исключаются из ПСТ; $K(B_i)$; a_s ; $K(a_s)$ – Q -разрядный код состояния перехода; Z_h – переменные z_q , принимающие единичные значения в коде $K(a_s)$; h – номер перехода ($h=1, \dots, H_0$). По преобразованной ПСТ формируется система функций

$$z_q = \bigvee_{h=1}^{H_0} C_{qh} B_i^h \quad (q=1, \dots, Q), \quad (3)$$

где C_{qh} – булева переменная, равная единице, если в h -й строке преобразованной ПСТ $z_q=1$, B_i^h – конъюнкция переменных $T_r \in T$, соответствующая классу B_i из h -й строки таблицы.

6. Синтез логической схемы автомата. Строится схема автомата, в которой P -подсхема реализуется на ПЛМ по системе (3), ПК реализуется на ПЛМ по системе (2) и D -подсхема строится на дешифраторах по таблице микроопераций.

Рассмотрим применение этой методики на примере синтеза PD-автомата Мура S_1 по ПСТ (табл.1). 1. Исходная ПСТ содержит наборы: $Y_1=0, n_1=1$; $Y_2=\{y_1, y_2\}, n_2=2$ (набор Y_2 встречается в состояниях a_2 и a_4); $Y_3=\{y_2, y_3\}, n_3=2$ (в a_3 и a_5); $Y_4=\{y_4, y_5\}, n_4=1$. Итак, $K=2$ и множество идентификаторов $I=\{I_1, I_2\}$. Преобразованное множество наборов микроопераций имеет вид: $Y_1=0, Y_2=\{I_1, y_1, y_2\}, Y_3=\{I_2, y_1, y_2\}, Y_4=\{I_1, y_2, y_3\}, Y_5=\{I_2, y_2, y_3\}, Y_6=\{y_4, y_5\}$. Теперь $T=M$.

Таблица 1 – Прямая структурная таблица автомата Мура S_1

a_m	$K(a_m)$	a_s	$K(a_s)$	X_h	Φ_h	h
a_1 (-)	000	a_2	001	x_1	D_3	1
		a_3	010	\bar{x}_1	D_2	2
a_2 (y_1y_2)	001	a_3	010	x_2	D_2	3
		a_4	011	\bar{x}_2	D_2D_3	4
a_3 (y_2y_3)	010	a_3	010	x_2	D_2	5
		a_4	011	\bar{x}_2	D_2D_3	6
a_4 (y_1y_2)	011	a_5	100	x_2	D_1	7
		a_6	101	\bar{x}_2x_3	D_1D_3	8
		a_1	000	$\bar{x}_2\bar{x}_3$	-	9
a_5 (y_4y_5)	100	a_2	001	1	D_3	10
a_6 (y_2y_3)	101	a_2	001	1	D_3	11

2. Используя методику [4] и выделяя идентификационные сигналы в одно поле, получим следующие классы совместимых микроопераций: $Y^0=\{I_1, I_2\}, R_0=1$; $Y^1=\{y_1, y_3, y_4\}, R_1=2$; $Y^2=\{y_2, y_5\}, R_2=2$. Итак, множество Z согласно (1) включает $Q=5$ переменных. Закодируем эти микрооперации и идентификаторы согласно табл.2.

3. Используя методику [5], получим разбиение $\Pi_A=\{B_1, B_2, B_3, B_4\}$, где $B_1=\{a_1\}, B_2=\{a_2, a_3\}, B_3=\{a_4\}, B_4=\{a_5, a_6\}$. Следовательно, $G=4$ и $R=2, T=\{T_1, T_2\}$. Пусть $K(B_1)=00, K(B_2)=01, K(B_3)=10, K(B_4)=11$.

Таблица 2 – Таблица микроопераций PD-автомата S_1

Y^0	$K(Y^0)$	Y^1	$K(Y^1)$		Y^2	$K(Y^2)$	
	z_1		z_2	z_3		z_4	z_5
I_1	0	y_1	0	0	y_2	0	0
I_2	1	y_3	0	1	y_5	0	1
		y_4	1	0	0	1	0
		0	1	1			

4. Построим таблицу соответствия кодов состояний и кодов классов (табл.3). Например, в состоянии a_5 формируется набор Y_6 , поэтому код идентификатора не имеет значения (Y_6 не включает I_1 или I_2) и может быть любым, код $y_4=10$, код $y_5=01$. Следовательно,

$K(a_5)=*1001$, то есть $A_5=z_2\bar{z}_3\bar{z}_4z_5$. Столбец $\Phi(B_i)$ содержит функции возбуждения памяти, необходимые для формирования кода $K(B_i)$. Очевидно, для D-триггеров столбцы $K(B_i)$ и $\Phi(B_i)$ совпадают.

Таблица 3 – Соответствие кодов состояний и кодов классов PD-автомата S_1

a_m	$K(a_m)$					B_i	$K(B_i)$		$\Phi(B_i)$		m
	z_1	z_2	z_3	z_4	z_5		T_1	T_2	D_1	D_2	
a_1	*	1	1	1	0	B_1	0	0	0	0	1
a_2	0	0	0	0	0	B_2	0	1	0	1	2
a_3	0	0	1	0	0	B_3	0	1	0	1	3
a_4	1	0	0	0	0	B_4	1	0	1	0	4
a_5	*	1	0	0	1	B_5	1	1	1	1	5
a_6	1	0	1	0	0	B_6	1	1	1	1	6

Из табл. 3 имеем систему (2), например, $D_2=A_2VA_3VA_5VA_6$.

5. Преобразованная ПСТ PD-автомата S_1 строится достаточно просто и содержит $N_0=8$ строк, совпадая по длине с ПСТ эквивалентного автомата Мили. Из этой таблицы имеем систему (3).

6. Последний этап – синтез схемы – достаточно хорошо рассмотрен в литературе и не будет рассматриваться.

Исследования авторов показали, что в силу значительной разницы стоимости ПЗУ и дешифраторов применение предложенной методики позволяет снизить стоимость схемы на 40-50% по сравнению с РУ-реализацией автомата Мура.

Литература

1. Скляр В.А. Синтез автоматов на матричных БИС. – Минск: Наука и техника, 1984. – 287 с.
2. Баранов С.И., Скляр В.А. Цифровые устройства на программируемых БИС с матричной структурой. – М.: Радио и связь, 1985. – 272 с.
3. Соловьев В.В. Проектирование функциональных узлов цифровых систем на программируемых логических устройствах. – Минск: Бестпринт, 1996. – 252 с.
4. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: ИК НАН Украины, 1997. – 135 с.
5. Баркалов А.А. Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура. //Кибернетика и системный анализ. – 1998, №1. – с. 65-72.