

СИНТЕЗ УСТРОЙСТВ УПРАВЛЕНИЯ С ПРЕОБРАЗОВАНИЕМ НАБОРОВ МИКРООПЕРАЦИЙ В КОДЫ СОСТОЯНИЙ

Баркалов А.А., Эль-Джейби Ахмад Камаль, Красичков А.А.

Кафедра ЭВМ, ДНТУ

barkalov@cs.dgtu.donetsk.ua

Abstract

Barkalov A.A., El-Djeybi Ahmad Kamal, Krasichkov A.A. The synthesis of control units with transformation of sets of microoperations in the codes of states. The method of optimization of the logic circuit of the Mealy FSM is proposed. The method is based on transformation of sets of microoperations and codes of transition subtables' rows in the excitation functions of the automaton' memory. The method and the example of synthesis of the Mealy FSM with proposed structure is given.

1. Введение

Одной из актуальных проблем, стоящих перед специалистами в области синтеза цифровых устройств, является проблема оптимизации аппаратных затрат в схемах устройств [1]. Эта же проблема является одной из основных при синтезе схем устройств управления (УУ) цифровых систем на программируемых логических устройствах (ПЛУ) [2,3]. Практическая ценность решения этой задачи заключается в получении УУ с меньшей стоимостью, что повышает их конкурентоспособность. Пути решения этой проблемы при реализации УУ в виде микропрограммного автомата широко освещены в литературе [3,4]. Один из путей решения этой проблемы – увеличение числа уровней схемы [1], что приводит к появлению дополнительных переменных. При этом актуальным является разработка методов, приводящих к схемам с минимальным числом дополнительных переменных.

В настоящей работе рассматривается задача оптимизации УУ, представленного в виде микропрограммного автомата (МПА) Мили. Предлагаемый метод основан на преобразовании кодов микроопераций в коды состояний автомата.

2. Постановка задачи

Пусть (МПА) Мили задан прямой структурной таблицей (ПСТ) со столбцами [4]:
 a_m – исходное состояние автомата, $a_m \in A$, где $A = \{a_1, \dots, a_M\}$ – множество состояний;
 $K(a_m)$ – код состояния $a_m \in A$ разрядности $R = \lceil \log_2 M \rceil$, для кодирования используются внутренние переменные $T_r \in T = \{T_1, \dots, T_R\}$;
 $a_s, K(a_s)$ – состояние перехода и его код соответственно;
 X_h – входной сигнал, определяющий переход $\langle a_m, a_s \rangle$ и равный конъюнкции некоторых элементов (или их отрицаний) множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$;
 Y_h – набор микроопераций, формируемый на переходе $\langle a_m, a_s \rangle$, $Y_h \subseteq Y$, где $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ – множество микроопераций;
 Φ_h – набор функций возбуждения памяти автомата, принимающих единое значение для ее переключения из $K(a_m)$ в $K(a_s)$, $\Phi_h \subseteq \Phi = \{\phi_1, \dots, \phi_r\}$;
 $h = 1, N$ – номер перехода.

В этом случае МПА может быть синтезирован как одноуровневая схема (Рис. 1). Здесь комбинационная схема КС формирует функции $Y=Y(T,X)$ и $\Phi=\Phi(T,X)$, получаемые из ПСТ в виде

$$y_n = \bigvee_{h=1}^H C_{nh} A_m^h X_h \quad (n=1, \dots, N), \quad (1)$$

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} A_m^h X_h \quad (r=1, \dots, R), \quad (2)$$

где C_{nh} (C_{rh}) – булева переменная, равна единице, если и только если в h -й строке ПСТ записана функция $y_n(\varphi_r)$; A_m^h – конъюнкция внутренних переменных, соответствующая коду состояния $a_m \in A$ из h -й строки ПСТ.

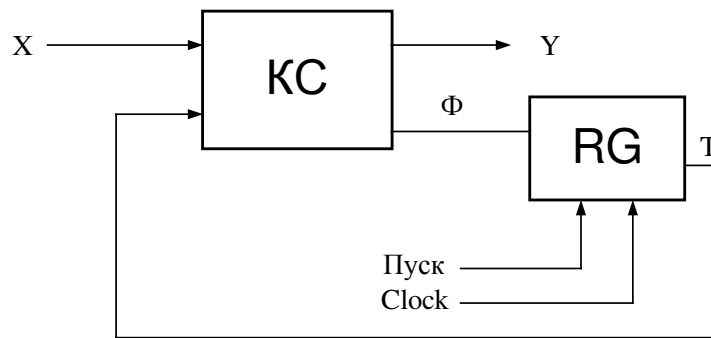


Рис. 1. Одноуровневая реализация автомата Мили

Память автомата реализована в виде регистра RG, имеющего информационные входы D-типа. По сигналу «Пуск» в RG записывается нулевой код начального состояния $a_1 \in A$, по сигналу «Clock» RG переключается из $K(a_m)$ в $K(a_s)$, $a_m, a_s \in A$.

Одноуровневая схема обладает максимальным быстродействием и, как следствие, максимальными аппаратными затратами [3]. Пусть S – число входов ПЛУ схемы КС, $V=\{v_1, \dots, v_Q\}$ – множество кодирующих переменных, позволяющих совместно с микрооперациями $y_n \in Y_h$ однозначно задавать код состояния $a_s \in A$, тогда при выполнении условия

$$N + Q \leq S \quad (3)$$

в настоящей работе предлагается реализовать автомат Мили как YV-автомат (Рис. 2).

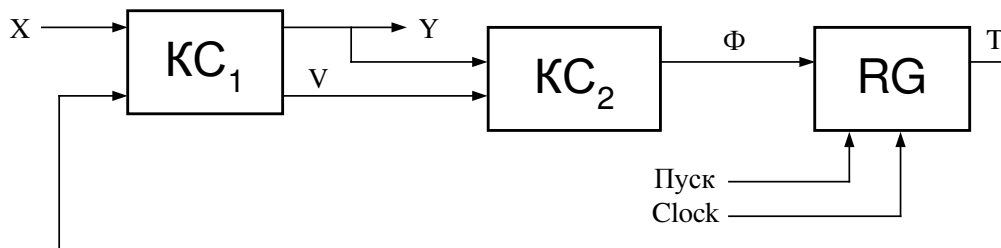


Рис. 2. Структурная схема YV-автомата Мили

В YV-автомате схема КС₁ формирует функции (1) и V=V(T,X), схема КС₂ формирует функции возбуждения памяти МПА

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} Z_h B_h \quad (r=1, \dots, R), \quad (4)$$

где Z_h – конъюнкция микроопераций из h-й строки ПСТ, B_h – конъюнкция переменных v_q ∈ V, позволяющая совместно с набором Y_h однозначно идентифицировать состояние перехода a_s для h-й строки ПСТ. При выполнении условий

$$L + R > S, \quad (5)$$

$$N + R > t, \quad (6)$$

$$N + Q \leq t, \quad (7)$$

где t – число выходов ПЛУ в схемах автоматов, предложенный подход позволяет значительно уменьшить аппаратные затраты в логической схеме МПА.

3. Метод решения задачи

В настоящей работе предлагается методика синтеза YV-автомата, иллюстрируемая на примере синтеза автомата Мили S₁ (Табл. 1).

Таблица 1
Прямая структурная таблица автомата Мили S₁

a _m	K(a _m)	a _s	K(a _s)	X _h	Y _h	Φ _h	h
a ₁	00	a ₂	01	x ₁	y ₁ y ₂	D ₂	1
		a ₃	10	\bar{x}_1 x ₂	y ₂ y ₃	D ₁	2
		a ₂	01	\bar{x}_1 \bar{x}_2	y ₃	D ₂	3
a ₂	01	a ₃	10	x ₃ x ₄	y ₁ y ₂	D ₁	4
		a ₄	11	x ₃ \bar{x}_4	y ₃	D ₁ D ₂	5
		a ₂	01	\bar{x}_3 x ₅	y ₁ y ₃	D ₂	6
		a ₃	10	\bar{x}_3 \bar{x}_5	y ₂ y ₃	D ₁	7
a ₃	10	a ₄	11	x ₆	y ₂	D ₁ D ₂	8
		a ₁	00	\bar{x}_6	y ₃	—	9
a ₄	11	a ₂	10	x ₇	y ₁ y ₃	D ₁	10
		a ₁	00	\bar{x}_7	y ₃	—	11

Для МПА S₁ X={x₁,...,x₇}, Y={y₁,...,y₃}, T={T₁, T₂}, D = {D₁, D₂}, L=7, N=3, R=2, H=11.

Пусть H_m – число переходов из состояния a_m ∈ A, что определяет число строк в подтаблице ℒ_m исходной ПСТ, задающей переходы из состояния a_m ∈ A. Предлагаемая методика синтеза включает следующие этапы:

1. Поставить в соответствие каждой подтаблице ℒ_m исходной ПСТ множество P_m пар вида F_m^h = <a_s, Y_h> где h – номер строки исходной ПСТ.

2. Закодировать пары F_m^h ∈ P_m двоичными кодами разрядности Q = ⌊log₂K⌋, где K = max(|P₁|, ..., |P_M|).

Для автомата S₁ существуют наборы микроопераций Y₁={y₁,y₂}, Y₂={y₂,y₃}, Y₃={y₃}, Y₄={y₁,y₃}, Y₅={y₂}. Анализ табл. 1 показывает, что K=4, Q=2 и V={v₁,v₂}. Для

оптимизации схемы KC_2 закодируем пары F_m^h из разных подтаблиц ПСТ, но с одинаковыми компонентами одинаковыми кодами: $F_m^i = F_s^j \rightarrow K(F_m^i) = K(F_s^j)$ где $K(F_m^i)$, $K(F_s^j)$ – коды пар F_m^i , F_s^j соответственно a_m , $a_s \in A$, $i, j \in \{1, \dots, N\}$. Результат кодирования для автомата S_1 показан в табл. 2.

Таблица 2

Таблица кодирования строк ПСТ автомата S_1

h	m	F_m^h	$K(F_m^h)$	h	m	F_m^h	$K(F_m^h)$
1	1	$\langle a_2, y_1 \rangle$	00	7	2	$\langle a_3, y_2 \rangle$	01 *
2	1	$\langle a_3, y_2 \rangle$	01 *	8	3	$\langle a_4, y_5 \rangle$	00
3	1	$\langle a_2, y_3 \rangle$	10	9	3	$\langle a_1, y_3 \rangle$	01 -
4	2	$\langle a_3, y_1 \rangle$	00	10	4	$\langle a_2, y_4 \rangle$	10
5	2	$\langle a_4, y_3 \rangle$	11	11	4	$\langle a_1, y_3 \rangle$	01 -
6	2	$\langle a_2, y_4 \rangle$	10 **				

Согласно правилу (8) пары F_1^2 и F_2^7 закодированы одинаковыми кодами, аналогично выполняется кодирование для пар F_2^6 , F_4^{10} и F_3^9 , F_4^{11} .

3. Построить преобразованную ПСТ YV -автомата, удалив из исходной ПСТ столбцы a_s , $K(a_s)$ и введя столбцы $K(F_m^h)$, V_h , используя таблицу кодирования строк ПСТ.

Для автомата S_1 преобразованная ПСТ приведена в табл. 3.

Таблица 3

Преобразования ПСТ YV -автомата S_1

a_m	$K(a_m)$	X_h	Y_h	$K(F_m^h)$	V_h	Φ_h	h
a_1	00	x_1	$y_1 y_2$	00	—	D_2	1
		$\bar{x}_1 x_2$	$y_2 y_3$	01	v_2	D_1	2
		$\bar{x}_1 \bar{x}_2$	y_3	10	v_1	D_2	3
a_2	01	$x_3 x_4$	$y_1 y_2$	00	—	D_1	4
		$x_3 \bar{x}_4$	y_3	11	$v_1 v_2$	$D_1 D_2$	5
		$\bar{x}_3 x_5$	$y_1 y_3$	10	v_1	D_2	6
		$\bar{x}_3 \bar{x}_5$	$y_2 y_3$	01	v_2	D_1	7
a_3	10	x_6	y_2	00	—	$D_1 D_2$	8
		\bar{x}_6	y_3	01	v_2	—	9
a_4	11	x_7	$y_1 y_3$	10	v_1	D_1	10
		\bar{x}_7	y_3	01	v_2	—	11

4. Сформировать по преобразованной ПСТ системы функций (1), (4) и

$$v_q = \bigvee_{h=1}^N C_{qh} A_m^h X_h, \quad (q=1, \dots, Q), \quad (8)$$

где C_{qh} – булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке таблицы записана переменная $v_q \in V$.

Для автомата S_1 из табл. 3 имеем, например, $y_1 = A_1 x_1 \vee A_2 x_4 \vee A_2 x_6 \vee A_4 x_{10} = \bar{T}_1 \bar{T}_2 x_1 \vee \bar{T}_1 T_2 x_3 x_4 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{x}_3 x_5 \vee T_1 T_2 x_7$; $D_1 = Z_2 B_2 \vee Z_4 B_4 \vee Z_5 B_5 \vee Z_7 B_7 \vee Z_8 B_8 \vee Z_{10} B_{10} =$

$= y_2 y_3 \bar{v}_1 v_2 \vee y_1 y_2 \bar{v}_1 \bar{v}_2 \vee y_3 v_1 v_2 \vee y_2 \bar{v}_1 \bar{v}_2 \vee y_1 y_3 \bar{v}_1 \bar{v}_2$; $v_1 = A_1 x_3 \vee A_2 x_5 \vee A_2 x_6 \vee A_4 x_{10} = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{x}_1 \bar{x}_2 \vee \bar{T}_1 T_2 x_3 \bar{x}_4 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{x}_3 x_5 \vee T_1 T_2 x_7$. Отметим, что в силу кодирования (8) конъюнкции $Z_2 B_2$ и $Z_7 B_7$ совпадают, поэтому в формуле для D_1 присутствует только одна из них, что сокращает число термов в функциях (4).

5. Построить логическую схему YV -автомата, используя для синтеза схемы KC_1 системы (1) и (8), для синтеза схемы KC_2 – систему (4).

Вопросы реализации схем автоматов по таблицам достаточно рассмотрены в литературе [1,2], поэтому в данной работе они не рассматриваются. Схема KC_1 и KC_2 автомата S_1 (Рис. 3) построены на программируемых логических интегральных схемах PAL [2].

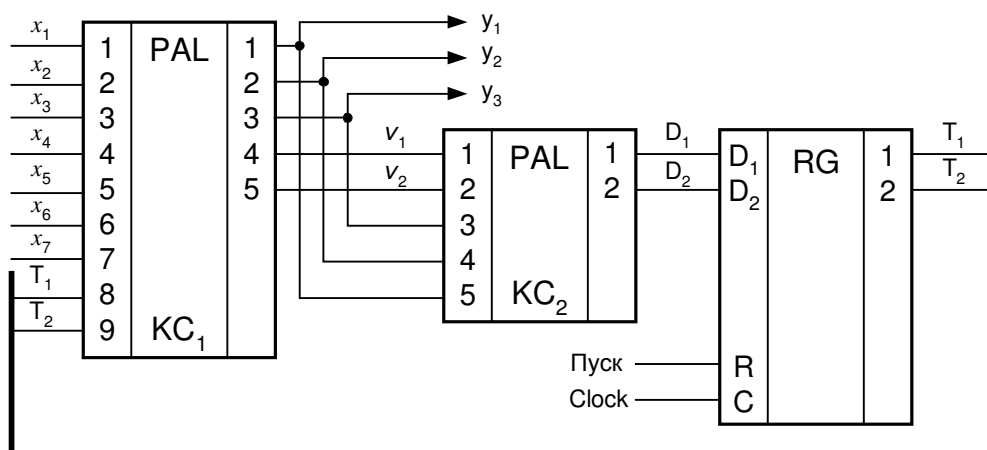


Рис. 3. Функциональная схема YV -автомата S_1

4. Заключение

В YV -автомате функции Y и V заменяют логические условия X и внутренние переменные T . Исследования авторов показали, что при выполнении условий (3) и (5)–(7) YV -автоматы требуют на 32–37 % меньше корпусов ПЛИУ, чем одноуровневые схемы. Так как схема KC_2 не влияет на время формирования микроопераций, то это время одинаково для одноуровневой схемы и для YV -автомата. Если время такта операционного автомата превышает время срабатывания ПЛИУ схемы KC_2 , то время выполнения алгоритма управления для одноуровневой схемы и YV -автомата совпадает. Таким образом, при выполнении отмеченных условий YV -автоматы отличаются меньшими аппаратными затратами при сохранении быстродействия одноуровневой схемы.

Литература

1. Баркалов А.А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДонНТУ, 2002. – 262 с.
2. Соловьёв В.В. Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001. – 626 с.
3. Баркалов А.А Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: ИК НАН Украины, 1997. – 156 с.
4. Баранов С.И. Синтез микропрограммных автоматов. – Л.: Энергия, 1979. – 232 с.