

СИНТЕЗ TZ-АВТОМАТА С КОДИРОВАНИЕМ СТРОК ПОДТАБЛИЦ ПЕРЕХОДОВ

Баркалов А.А., Эль-Джейби Ахмад Камаль, Красичков А.А.
Кафедра ЭВМ, ДонНТУ
barkalov@cs.dgtu.donetsk.ua

Abstract

Barkalov A.A., El-Djeybi Ahmad Kamal, Krasichkov A.A. The method of design of Mealy automaton with encoding of the lines of the subtables of transitions is proposed. This approach permits to minimize an amount of hardware in the logical circuit of control unit. An example of design is given.

Введение

Одним из методов уменьшения числа БИС программируемых логических устройств (ПЛУ) в логической схеме микропрограммного автомата (МПА), является увеличение числа уровней схемы [1,2]. В работе [3] предлагается метод синтеза, позволяющий заменить трёхуровневую структуру двухуровневой, названной TZ-автоматом. В настоящей работе предлагается метод оптимизации TZ-автомата, основаны на кодировании строк подтаблиц прямой структурной таблицы (ПСТ) МПА.

Методика синтеза

Структурная схема TZ-автомата (Рис.1) включает Р- подсхему, формирующие переменные $Z_q \in Z = \{Z_1, \dots, Z_Q\}$, кодирующие наборы микроопераций $Y_g \in Y = \{Y_1, \dots, Y_N\}$, и Н - подсхему, формирующую функции возбуждения регистра RG памяти автомата $\Phi_r \in \Phi = \{\Phi_1, \dots, \Phi_R\}$. Здесь $Q = \lceil \log_2 G \rceil$, где G-число различных наборов микроопераций в исходной ПСТ, $R = \lceil \log_2 M \rceil$, где M – мощность множества состояний $A = \{a_1, \dots, a_m\}$. Для кодирования состояний $a_m \in A$ двоичными кодами $K(a_m)$, используются внутренние переменные $T_r \in T = \{T_1, \dots, T_R\}$.

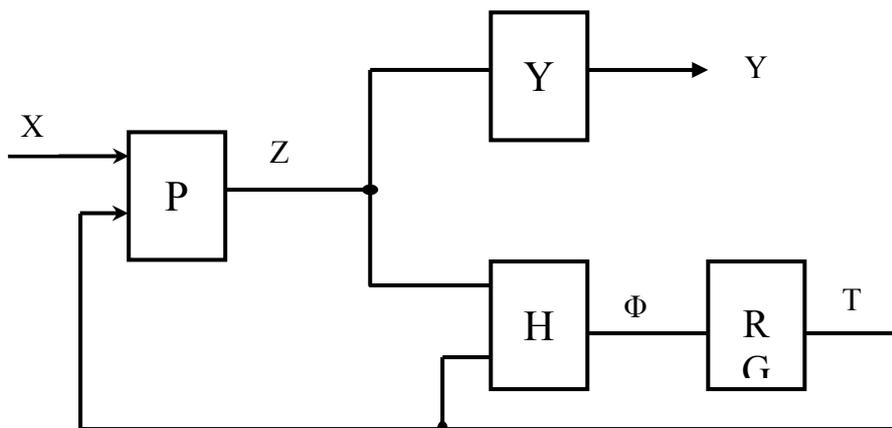


Рис.1. Структурная схема TZ-автомата

На практике регистр памяти имеет информационные входы D-типа [2].

Системы $Z=Z(X,T)$ и $\Phi = \Phi(X,T)$ формируются по ПСТ и имеют вид:

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

$$\Phi_r = \bigvee_{h=1}^N C_{rh} A_m^h Z_h \quad (r = L, \dots, R). \tag{2}$$

Здесь N – число строк ПСТ TZ-автомата;

C_{qh} (C_{rh}) - булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке ПСТ записана функция Z_q (Φ_r);

A_m^h – конъюнкция внутренних переменных, соответствующая коду $K(a_m)$ исходного состояния для h -й строки ПСТ;

X_h – входной сигнал, определяющий переход из a_m в состояние перехода $a_s \in A$ и равный конъюнкции некоторых элементов (или их отрицаний) множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$;

Z_h – конъюнкция переменных $Z_q \in Z$ соответствующая коду $K(Y_h)$ набора микроопераций $Y_h \subseteq Y$ из h -й строки ПСТ.

Для реализации системы микроопераций $Y=Y(Z)$ используется Y – подсхема, синтезируемая по системе уравнений

$$Y_n = \bigvee_{g=1}^G C_{ng} Z_g \quad (n = L, \dots, N), \tag{3}$$

где C_{ng} - булева переменная, равная единице, если и только если $Y_n \in Y_g$.

В силу регулярности системы (3) Y -подсхема строится на ПЗУ, а для реализации разреженных систем (1) (2) целесообразно использовать ПЛМ или ПЛМ [2].

Пусть S - число входов ПЛУ, тогда при выполнении условия

$$Q + R > S \tag{4}$$

TZ-автомат становится избыточным по аппаратурным затратам, в силу необходимости многоярусной реализации N – подсхемы. Если состояния перехода автомата однозначно определить переменными Z и некоторыми дополнительными переменными V_q ($q=1, \dots, Q_0$) так, чтобы выполнялось условие

$$Q_0 + Q \leq S, \tag{5}$$

то построенная схема сохранит все достоинства TZ-автомата без увеличения аппаратурных затрат в N -подсхеме. В настоящей работе предлагается однозначно определять состояния перехода по коду набора микроопераций и коду строки подтаблицы переходов.

Пусть автомат Мили задан ПСТ со столбцами $a_m, K(a_m), a_s, K(a_s), X_h, Y_h, \Phi_h, h$, которая содержит M подтаблиц $\mathbb{P}_1, \dots, \mathbb{P}_M$. Подтаблица \mathbb{P}_M задаёт переходы из состояния $a_m \in A$ и содержит N_m строк. В настоящей работе предлагается следующая методика оптимизации TZ – автомата, иллюстрируемая на примере автомата S_1 (Табл.1).

1. Закодировать наборы $Y_g \subseteq Y$ двоичными кодами $K(Y_g)$ разрядности Q . Сформировать множество кодирующих переменных $Z = \{Z_1, \dots, Z_Q\}$.

Таблица 1

Прямая структурная таблица автомата Мили S_1

a_m	$K(a_m)$	a_s	$K(a_s)$	Xh	Yh	ϕh	h
a_1 — —	000	a_2	001	x_1	y_1y_2	D_3	1
		a_3	010	x_1x_2	y_3y_4	D_2	2
		a_4	011	x_1x_2	y_2	D_2D_3	3
a_2 —	001	a_3	010	x_3	y_3y_4	D_2	4
		a_5	100	x_3	y_2	D_1	5
a_3 —	010	a_2	001	x_4	y_1y_3	D_3	6
		a_4	011	x_4	y_2	D_2D_3	7
a_4 —	011	a_3	010	x_5	y_2y_4	D_2	8
		a_6	101	x_5	y_1y_3	D_1D_3	9
a_5 —	100	a_2	001	x_3	y_5	D_3	10
		a_3	010	x_3	y_2y_6	D_2	11
a_6	101	a_1	000	1	y_3y_5	—	12

Автомат S_1 содержит $G=8$ наборов: $Y_1=\{y_1,y_2\}$, $Y_2=\{y_3,y_4\}$, $Y_3=\{y_2\}$, $Y_4=\{y_1,y_3\}$, $Y_5=\{y_2,y_4\}$, $Y_6=\{y_5\}$, $Y_7=\{y_2,y_6\}$, $Y_8=\{y_3,y_5\}$, следовательно $Q=3$ и $Z=\{Z_1,Z_2,Z_3\}$. Пусть $K(Y_1) = 000, \dots, K(Y_8) = 111$.

2. Определить разрядность кода строк подтаблиц

$$Q_0 = \lceil \log_2 N_{\max} \rceil,$$

где $N_{\max} = \max (N_1, \dots, N_M)$. Сформировать множество кодирующих переменных $V = \{V_1, \dots, V_{Q_0}\}$.

Для автомата S_1 $N_1=3, N_2=N_3=N_4=N_5=2, N_6=1$. Следовательно $N_{\max}=3, Q_0=2$ и $V = \{V_1, V_2\}$.

3. Закодировать строки F_m^h двоичными кодами $K(F_m^h)$ разрядности Q_0 , где $m \in \{1, \dots, M\}, h \in \{1, \dots, N\}$. При кодировании использовать следующие правила:

- если i -я и j -я строка ПСТ содержат одинаковые наборы микроопераций и состояния перехода, то поставить им в соответствие одинаковые коды строк;
- если i -я и j -я строка ПСТ содержат одинаковые наборы микроопераций и разные состояния перехода, то поставить им в соответствие разные коды строк;
- если пункт 3b нельзя выполнить, то поставить в соответствие одинаковым наборам Y_i и Y_j разные коды, не увеличивая параметр Q ;
- если пункт 3c нельзя выполнить без увеличения Q , то увеличить на единицу Q_0 и выполнить пункт 3 ещё раз.

Если кодирование наборов не удовлетворяет пункту 3b, то TZ – автомат будет функционировать некорректно. Например, в третьей и пятой строках ПСТ автомата S_1 записан набор $Y_3=\{y_2\}$ и разные состояния перехода. Если закодировать строки F_1^3 и F_2^5 одинаковыми кодами, например $K(F_1^3) = K(F_2^5) = 01$, то строкам 3 и 5 будут соответствовать одинаковые конъюнкции $F_3 = F_5 = \bar{Z}_1, \bar{Z}_2, \bar{V}_1, V_2$, входящие в систему функций ϕ . Пусть $\phi(F_h)$ – множество функций возбуждения памяти, формируемых на h -м переходе. Очевидно, на третьем и пятом переходах, будут формироваться функции $\phi_{T \in \phi(F_3) \vee \phi(F_5)} = \{D_1, D_2, D_3\}$. Таким образом, автомат перейдет в состояние с кодом 111, которое в ПСТ отсутствует, и правильность функционирования нарушается.

В автомате S_1 строки F_1^2 и F_2^4 (набор $Y_2=\{y_3,y_4\}$) и строки F_1^3 и F_3^7 (набор $Y_3=\{y_2\}$) должны быть закодированы одинаковыми кодами, а строки F_1^3 и F_2^5 (состояния a_4 и a_5) и строки F_3^4 и F_6^9 (состояния a_2 и a_6) – разными.

4. Построить таблицу кодирования строк подтаблиц со строками F_m^h , $K(F_m^h)$ на основе результатов кодирования.

Для автомата S_1 таблица кодирования (Табл.2) построена с учётом правил, рассмотренных в предыдущем пункте. Здесь $K(F_1^2) = K(F_2^4)$, $K(F_1^3) = K(F_3^7) \neq K(F_2^5)$, $K(F_3^6) \neq K(F_4^9)$.

Таблица 2

Таблица кодирования строк TZ-автомата S_1

F_m^h	$K(F_m^h)$	F_m^h	$K(F_m^h)$	(F_m^h)	$K(F_m^h)$
F_1^1	00	F_2^5	00	F_4^9	01
F_1^2	01	F_3^6	00	F_5^{10}	00
F_1^3	10	F_3^7	10	F_5^{11}	01
F_2^4	01	F_4^8	01	F_6^{12}	00

5. Построить преобразованную ПСТ TZ-автомата, удалив из исходной ПСТ столбцы a_s , $K(a_s)$, Y_h и введя столбцы $K(Y_h)$, Z_h , $K(F_m^h)$, V_h .

Преобразованная ПСТ автомата S_1 приведена в табл.3. Здесь столбец Z_h содержит переменные $Z_q \in Z$, равные единице в коде $K(Y_h)$, столбец $V_h - V_q \in V$, равные единице в коде $K(F_m^h)$.

Таблица 3

Преобразованная прямая структурная таблица TZ-автомата S_1

a_m	$K(a_m)$	Xh	$K(Y_h)$	Zh	$K(F_m^h)$	Vh	ϕh	h
a_1	000	x_1	000	y_1y_2	00	—	D_3	1
—		x_1x_2	001	y_3y_4	01	V_2	D_2	2
—		x_1x_2	010	y_2	10	V_1	D_2D_3	3
a_2	001	x_3	001	y_3y_4	01	V_2	D_2	4
—		x_3	010	y_2	00	—	D_1	5
a_3	010	x_4	011	y_1y_3	00	—	D_3	6
—		x_4	010	y_2	10	V_1	D_2D_3	7
a_4	011	x_5	100	y_2y_4	01	V_2	D_2	8
—		x_5	011	y_1y_3	01	V_2	D_1D_3	9
a_5	100	x_3	101	y_5	00	—	D_3	10
—		x_3	110	y_2y_6	01	V_2	D_2	11
a_6	101	1	111	y_3y_5	00	—	—	12

6. Сформировать по преобразованной ПСТ систему функций (1) и систему

$$V_q = \bigvee_{h=1}^H C_{qh} A_m^h X_h \quad (q = 1, \dots, Q_0), \tag{7}$$

$$\Phi_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} Z_h B_h \quad (r = 1, \dots, R), \tag{8}$$

где C_{qh} – булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке преобразованной ПСТ записана переменная $V_q \in V$;

B_h – конъюнкция переменных $V_q \in V$, соответствующая коду $K(F_m^h)$.

Для автомата S_1 имеем, например,

$$Z_1 = A_4 X_8 \vee A_5 X_{10} \vee A_5 X_{11} \vee A_6 X_{12} = \bar{T}_1 T_2 T_3 X_5 \vee T_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 X_3 \vee T_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{X}_3 \vee T_1 \bar{T}_2 T_3;$$

$$V_1 = A_1 X_3 \vee A_3 X_7 = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{X}_1 \bar{X}_2 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{X}_4;$$

$$D_1 = Z_5 V_5 \vee Z_9 V_9 = \bar{Z}_1 Z_2 \bar{Z}_3 \bar{V}_1 \bar{V}_2 \vee \bar{Z}_1 Z_2 Z_3 \bar{V}_1 V_2.$$

7. Построить функциональную схему TZ-автомата с кодированием строк, называемую VZ-автоматом (Рис.2). Здесь Р-подсхема строится по системам (1) и (7), Y-подсхема – по системе (3), Н-подсхема по системе (8).

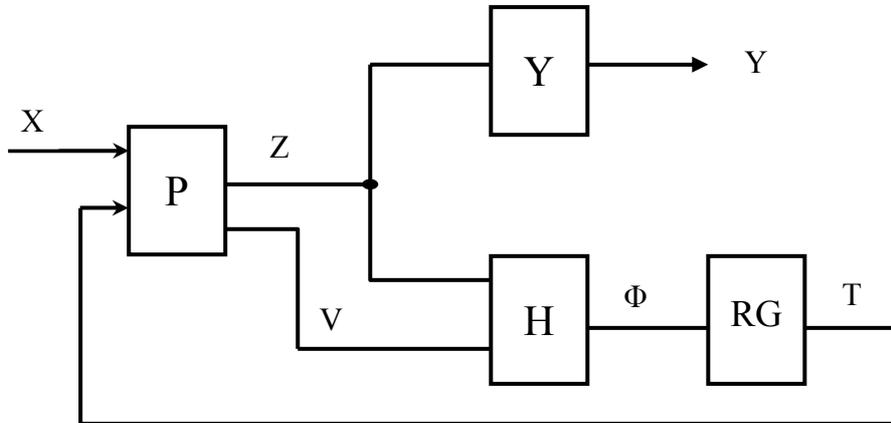


Рис.2. Структурная схема VZ-автомата

Из анализа рис.1 и рис.2 очевидны основные отличия TZ- и VZ-автоматов. Вопросы синтеза схем автоматов по таблицам достаточно рассмотрены в литературе [1-4] и в данной работе не рассматриваются. В функциональной схеме VZ-автомата S_1 (Рис.3) сигнал "Пуск" используется для установки автомата в начальное состояние $a_1 \in A$, а "Clock" – для переключения регистра RG из $K(a_m)$ в $K(a_s)$.

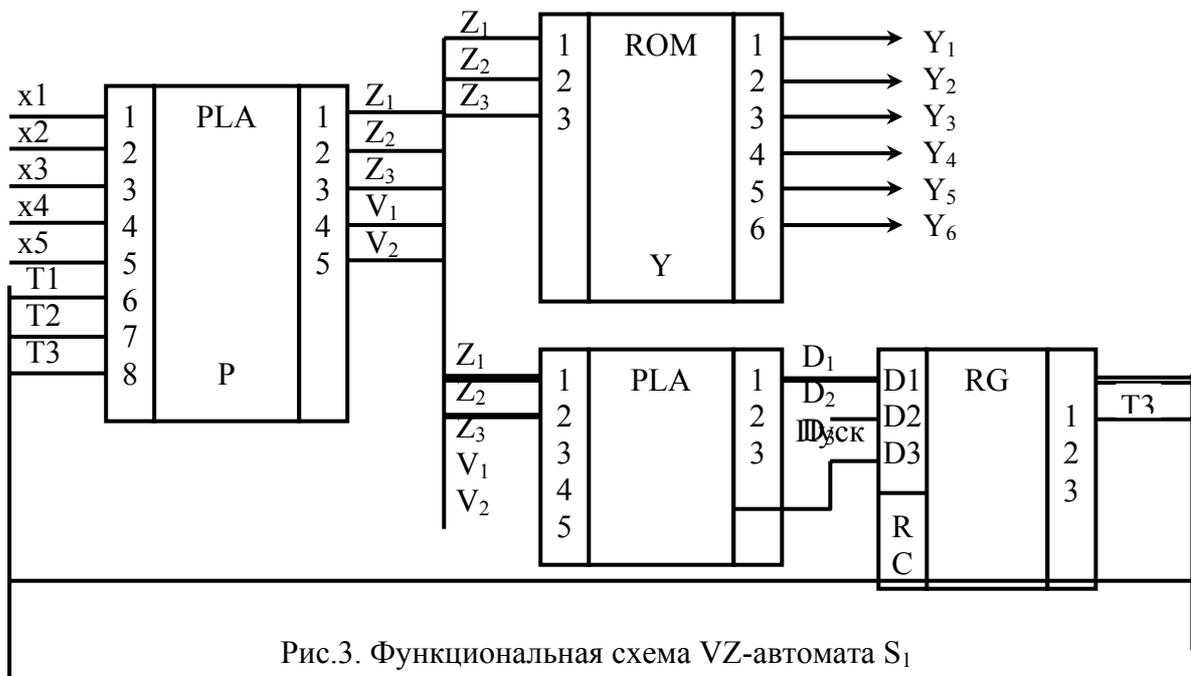


Рис.3. Функциональная схема VZ-автомата S_1

Заклучение

Предложенный метод наиболее эффективен, если выполняются условия (4) и (5). Наибольшая экономия достигается в этом случае при выполнении условия:

$$Q + Q_0 \leq t,$$

где t – число выходов ПЛУ. Если условие (9) не выполняется, то это приводит к необходимости расширения ПЛУ R-подсхемы по термам [4], что увеличивает аппаратные затраты. Как показали исследования авторов, предложенный метод позволяет на 15-20% уменьшить стоимость реализации по сравнению с TZ-автоматом. Регулярность системы (8) позволяет реализовать H-подсхему на ПЗУ, что и вызывает экономию, если условие (4) не выполняется при выполнении условия (9). Отметим, что быстроедействие TZ- и VZ-автоматов одинаково.

Литература

1. Баркалов А. А Палагин А. В. Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: ИК НАН Украины, 1997 – 156 с.
2. Соловьёв В. В. Проектирование цифровых систем на основе программных логических интегральных схем. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001 – 636 с.
3. Баркалов А.А. Структуры многоуровневых схем микропрограммных автоматов на ПЛИМ // Кибернетика и системный анализ. – 1994, №4. – с.22-29.
4. Баркалов А. А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДонНТУ, 2002 – 262 с.

Поступила в редакційну колегію 24.10.2002