

КОМП'ЮТЕРНІ ЗАСОБИ, МЕРЕЖІ ТА СИСТЕМИ

Предлагается метод синтеза автоматов Мили на счетчике с представлением кодов состояний в виде конкатенации кода последовательности состояний и кода в середине последовательности. Метод основан на введении в схему автомата Мили на счетчике регистра памяти [1]. Рассмотрены условия эффективной реализации схемы автомата на микросхемах FPGA и предложена методика ее синтеза по граф-схеме алгоритма.

© А.А. Баркалов, А.А. Красичков,
А.В. Матвиенко, 2005

УДК 681.324

А.А. БАРКАЛОВ, А.А. КРАСИЧКОВ, А.В.
МАТВИЕНКО

СИНТЕЗ АВТОМАТА МИЛИ НА СЧЕТЧИКЕ С РАЗДЕЛЕНИЕМ КОДОВ СОСТОЯНИЙ

В настоящее время для синтеза логических схем устройств управления (УУ) наряду с программируемыми логическими устройствами типа ПЛМ, ПМЛ, ППЗУ широко применяются БИС с архитектурой FPGA [2]. При этом традиционно актуальной является задача минимизации аппаратных затрат в логической схеме УУ. Один из путей решения этой задачи – учет особенностей интерпретируемой граф-схемы алгоритма (ГСА). Синтез автоматов на счетчике основан на формировании множества $\alpha(\Gamma)$ линейных последовательностей состояний, аналогичных операторным линейным цепям композиционных микропрограммных устройств управления [3], и естественном порядке кодирования состояний $a_m \in A$, где $A = \{a_1, \dots, a_M\}$ – множество состояний автомата. Такой подход позволяет использовать в качестве памяти автомата счетчик (СТ) и сократить объем Р-подсхемы. Разрядность СТ – $R = \lceil \log_2 M \rceil$, где $\lceil Y \rceil$ определяется как целая часть Y , не меньшая Y . На рис. 1 представлена структурная схема РС₁-автомата Мили [1].

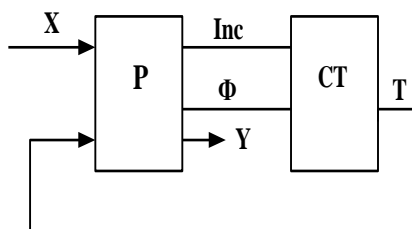


РИС. 1. Структурная схема РС₁-автомата Мили

В настоящей работе рассматривается метод оптимизации логической схемы РС₁-автомата Мили на счетчике за счет представления кода $K(a_m)$ состояния $a_m \in \alpha_g$, где α_g – линейная последовательность состояний (ЛПС) из множества $\alpha(\Gamma) = \{\alpha_1, \dots, \alpha_G\}$, в виде конкатенации кода $K(\alpha_g)$ и кода компоненты $K(b_t)$

$$K(a_m) = K(\alpha_g) * K(b_t), \quad (1)$$

где * – знак конкатенации.

Подход (1) называется методом разделения кодов.

Структурная схема РС₁-автоматов Мили с разделением кодов (назовем их РС₁R-автоматами) показана на рис. 2.

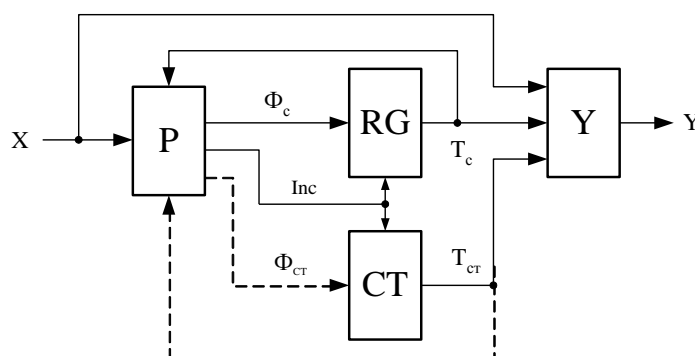


РИС. 2. Структурная схема РС₁R-автоматов Мили

РС₁R-автоматы включают P-подсхему, формирующую функции Φ_C возбуждения регистра кода ЛПС RG, функции Φ_{CT} возбуждения СТ и сигнал Inc, а также Y-подсхему, формирующую выходные сигналы Y. По сигналу Inc = 1 происходит наращивание содержимого счетчика на единицу. При Inc = 0 в счетчик заносится код функции возбуждения Φ_{CT} , а в регистр – код функции возбуждения Φ_C .

В зависимости от рода ЛПС можно выделить 4 типа РС₁R-автоматов, которые условимся называть РС₁R₁-, ..., РС₁R₄-автоматами:

1. ЛПС первого рода допускает входы из других ЛПС и может содержать условные вершины. Структурная схема соответствует рис. 2 при наличии обеих связей, обозначенных пунктирной линией.

2. ЛПС второго рода допускает входы из других ЛПС но не содержит условных вершин. Структурная схема соответствует рис. 2 при наличии только связи Φ_{CT} .

3. ЛПС третьего рода не допускает входов из других ЛПС но может содержать условные вершины. Структурная схема соответствует рис. 2 при наличии только обратной связи T_{CT}. (При Inc = 0 счетчик обнуляется, а в регистр заносится код Φ_C).

4. ЛПС четвертого рода не допускает входов из других ЛПС и не содержит условных вершин. Структурная схема соответствует рис. 2 без связей, обозначенных пунктирной линией. (При $Inc = 0$ счетчик обнуляется, а в регистр заносится код Φ_C).

Оптимизация логической схемы по сравнению с P_1C -автоматом возможна лишь при правильном выборе типа PC_1R -автомата, что, в свою очередь, зависит от заданной ГСА. Например, при наличии большого числа ветвлений выгоднее строить P_1CR_2 -автомат (если ЛПС второго рода длиннее) либо P_1CR_3 -автомат (если ЛПС третьего рода длиннее).

Рассмотрим метод синтеза PC_1R_3 -автомата Мили, заданного ГСА (рис. 3).

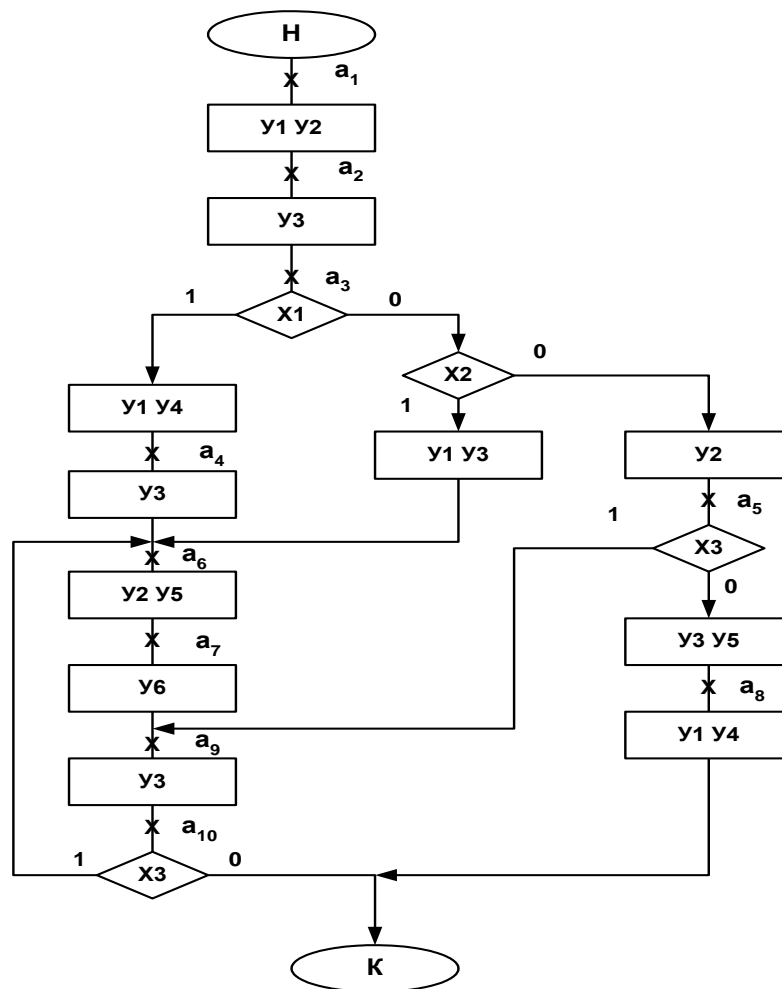


РИС. 3. Исходная граф-схема алгоритма Г

1. Формирование разбиения $\alpha(\Gamma)$ множества состояний на ЛПС. Для РС₁Р₃-автомата определяем множество ЛПС третьего рода. Для данного примера $\alpha(\Gamma) = \{\alpha_1, \alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}$, где $\alpha_1 = \langle a_1, a_2, a_3, a_4 \rangle$; $\alpha_2 = \langle a_6, a_7 \rangle$; $\alpha_3 = \langle a_9, a_{10} \rangle$; $\alpha_4 = \langle a_5, a_8 \rangle$.

2. Оптимальное кодирование состояний. Строится кортеж $\alpha = \alpha_1 * \alpha_2 * \alpha_3 * \alpha_4$ и находятся двоичные адреса компонент, совпадающих с состояниями автомата. Кодирование начинается с состояния $a_1 \in A$, поэтому на первом месте в кортеже должна находиться ЛПС, главный вход которой является состоянием a_1 . Разрядность кода ЛПС T_C определяется как $\lceil \log_2 G \rceil = \lceil \log_2 4 \rceil = 2$. Обозначим их T_1, T_2 . Входы регистра Φ_C обозначим соответственно переменными τ_1, τ_2 . Разрядность кода компоненты T_{CT} определяется как $\lceil \log_2 T_{max} \rceil = \lceil \log_2 4 \rceil = 2$, где T_{max} – максимальное число компонент $b(t)$ в ЛПС. Обозначим их T_3, T_4 . Вариант кодирования приведен в табл. 1.

ТАБЛИЦА 1. Кодирование состояний РС₁Р₃-автомата

		T ₁ T ₂			
		00	01	11	10
T ₃ T ₄	00	a ₁	a ₆	a ₅	a ₉
	01	a ₂	a ₇	a ₈	a ₁₀
	11	a ₄	*	*	*
	10	a ₃	*	*	*

3. Формирование прямой структурной таблицы (ПСТ) РС₁Р₃-автомата Милли. Таблица строится традиционным способом, с учетом того, что при Inc = 1 сигналы τ_1, τ_2 имеют произвольное значение (в табл. 2 обозначены **), так как в этом случае запись кода Φ_C в регистр не происходит. Это дает возможность дополнительно оптимизировать Р-подсхему. Для РС₁Р₃-автомата ПСТ приведена в табл. 2. Для построения логической схемы данного автомата необходимо построить по ПСТ следующую систему:

$$\begin{aligned}
 Inc &= Inc(T_C, T_{CT}, X); \\
 \Phi_C &= \Phi_C(T_C, T_{CT}, X); \\
 Y &= Y(T_C, T_{CT}, X).
 \end{aligned}
 \tag{2}$$

Например:

$$Inc = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \vee \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 X_1 \vee T_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \bar{X}_3 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee T_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4;$$

$$\tau_1 = \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 \bar{X}_1 \bar{X}_2 \vee T_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 T_4 ;$$

$$y_1 = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 (X_1 \vee X_2) \vee T_1 T_2 T_3 \bar{T}_4 .$$

4. Синтез логической схемы автомата. Этот этап не представляет трудностей и сводится к реализации функций Φ_C, Y, Inc на FPGA [4].

ТАБЛИЦА 2. Прямая структурная таблица РС₁R₃-автомата Мили

a _m	T _C	T _{CT}	a _s	Φ _C	X _h	Y _h	Inc	h
	T ₁ T ₂	T ₃ T ₄		τ ₁ τ ₂				
a ₁	00	00	a ₂	**	1	y ₁ y ₂	1	1
a ₂	00	01	a ₃	**	1	y ₁	1	2
			a ₄	**	x ₁	y ₁ y ₄	1	3
a ₃	00	10	a ₆	01	$\bar{X}_1 X_2$	y ₁ y ₃	0	4
			a ₅	11	$\bar{X}_1 \bar{X}_2$	y ₂	0	5
a ₄	00	11	a ₆	01	1	y ₃	0	6
a ₅	11	00	a ₁₀	10	x ₃	y ₃	0	7
			a ₈	**	\bar{X}_3	y ₃ y ₅	1	8
a ₆	01	00	a ₇	**	1	y ₂ y ₅	1	9
a ₇	01	01	a ₉	10	1	y ₆	0	10
a ₈	11	01	a ₁	00	1	y ₁ y ₄	0	11
a ₉	10	00	a ₁₀	**	1	y ₃	1	12
			a ₇	01	x ₃	y ₂ y ₅	0	13
a ₁₀	10	01	a ₁	00	\bar{X}_3	—	0	14

Аппаратурные затраты предложенных структур РС₁R-автоматов достаточно оценивать сложностью их Р-подсхемы [5]. На рис. 4 показаны характеристики Q_i затрат Р-подсхем РС₁R-автоматов и аналогичного РС₁-автомата, в зависимости от числа Н строк ПСТ. Очевидно, что затраты РС₁- и РС₁R₁-автоматов полностью совпадают. Затраты Р-подсхем РС₁R₃-автоматов приближены к аналогичным РС₁R₁-автоматам, а затраты РС₁R₂- и РС₁R₄-автоматов приблизительно в два раза меньше и практически совпадают.

В зависимости от соотношения разрядностей счетчика и регистра (R₁/R₂) в схеме автомата, возможна оптимизация аппаратурных затрат Р-подсхемы. Абсолютные затраты Q_i сложностей Р-подсхем РС₁R-автоматов, в зависимости от целых соотношений R₁/R₂ для Н = 10000, показаны на рис. 5.

Как показали исследования, построение РС₁R-автоматов Мили оптимизирует Р-подсхему по сравнению с РС₁-автоматами Мили для одних и тех же ГСА в среднем на 15%. Дальнейшая оптимизация аппаратурных затрат в РС₁R-автоматах Мили возможна за счет увеличения числа уровней, а также за счет перехода к нетрадиционному представлению термов.

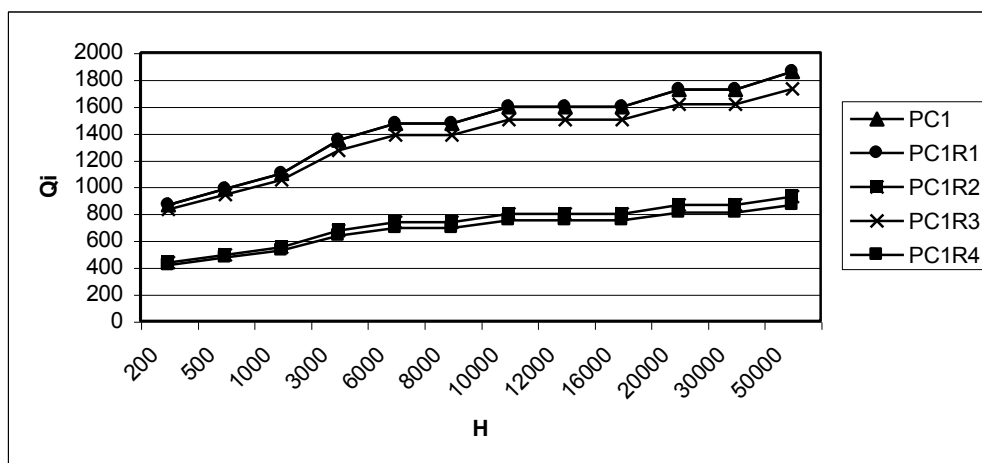


РИС. 4. Сравнительные характеристики R-подсхемы PC₁R-автоматов Мили

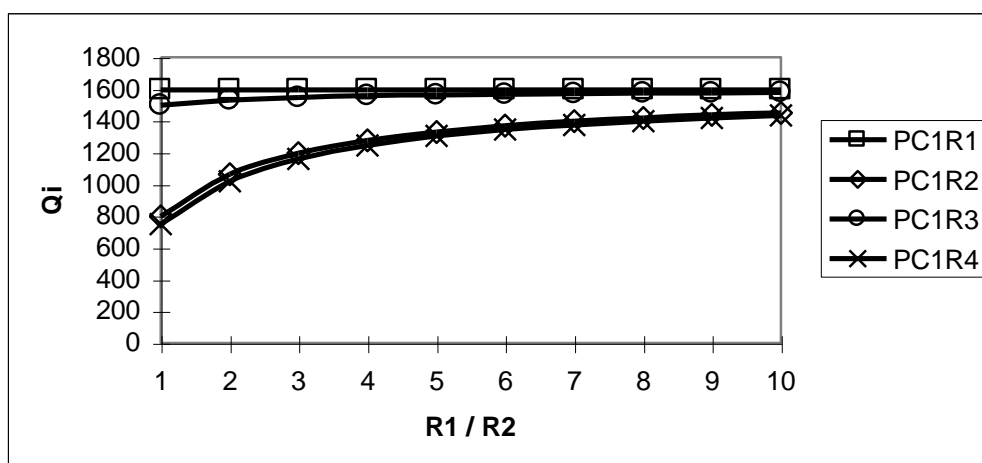


РИС. 5. Затраты PC₁R-автоматов при различных соотношениях R₁/R₂

1. Баркалов А.А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДонНТУ, 2002 – 262 с.
2. Грушвицкий Р.И., Мурсаев А.Х., Угрюмов Е.П. Проектирование систем на микросхемах программируемой логики. – СПб.: БХВ-Петербург, 2002. – 608 с.
3. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: Ин-т кибернетики им. В.М. Глушкова НАН Украины, 1997 – 135 с.
4. Баркалов О.О. Синтез операцийных пристроїв. – Донецьк: РВА ДонНТУ, 2003. – 306 с.
5. Красичков А.А. Методы синтеза управляющих автоматов на конфигурируемых логических блоках. – Дис. канд. техн. наук. – Донецк: ДонНТУ, 2004. – 137 с.

Получено 18.04.2005