

СИНТЕЗ АВТОМАТА МИЛИ НА СЧЕТЧИКЕ С РАЗДЕЛЕНИЕМ КОДОВ СОСТОЯНИЙ

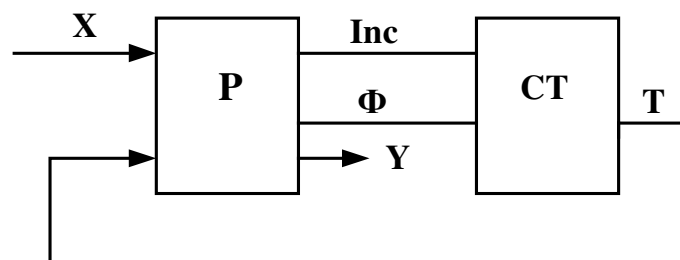
А.А. Баркалов, А.А.Красичков

Institute of Informatics and Electronics. Zielenogorski University,
ДонНТУA.Barkalov@ie.uz.zgora.pl, Krasich@cs.dgtu.donetsk.ua**Анотація**

Запропоновано метод синтезу автоматів Милі на лічильнику із представленням кодів стану конкатенацією коду послідовності станів і коду усередині послідовності. Метод заснований на введенні в схему автомата Милі на лічильнику [1] регістра пам'яті. Розглянуто умови ефективної реалізації схеми автомата на мікросхемах FPGA і запропонована методика її синтезу по графі-схемі алгоритму.

Основные положения

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 R-разрядный счетчик (СТ), где $R = \lceil \log_2 M \rceil$ и сократить объем R-подсхемы. На рис.1 представлена структурная схема РС₁-автомата Милі [1].

Рис.1. Структурная схема РС₁-автомата Милі

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 $K(b_t)$ (1):

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

где * – знак конкатенации. Подход (1) называется методом разделения кодов.

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

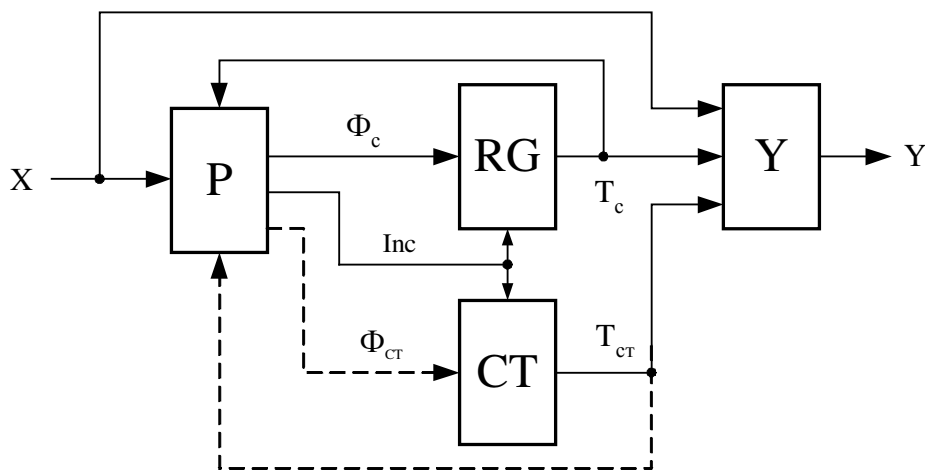


Рис.2. Структурная схема РС₁R-автоматов Мили

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).

Метод синтеза

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

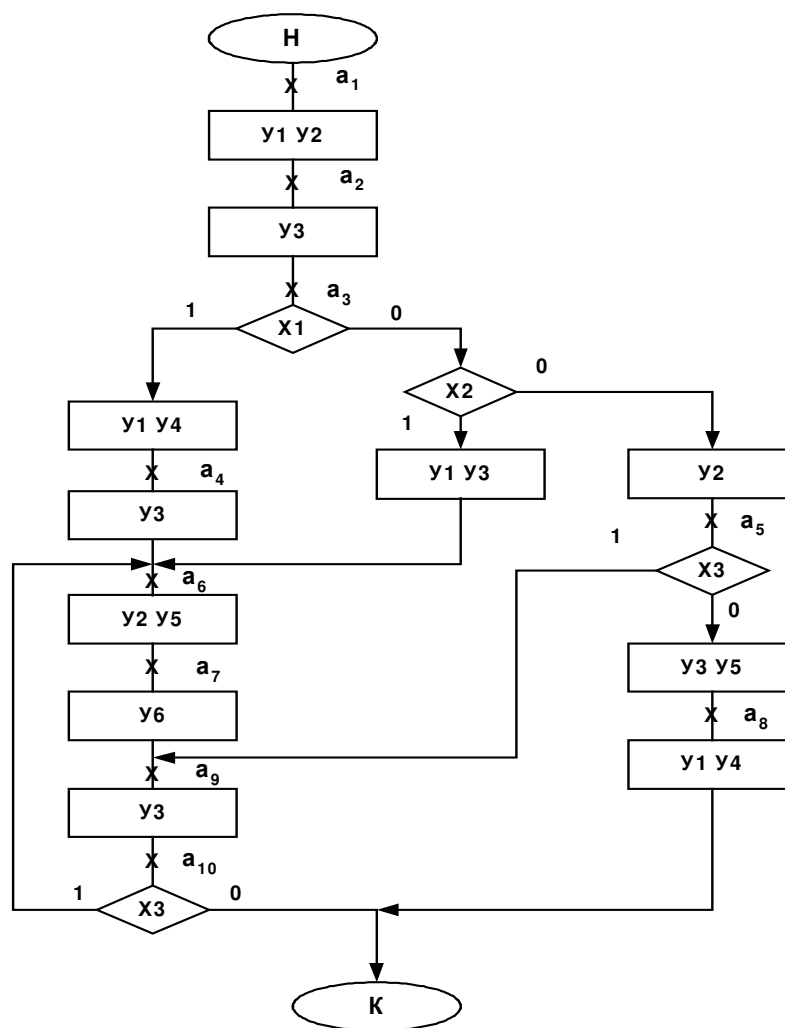


Рис.3 Исходная граф-схема алгоритма Г

1. Формирование разбиения $\alpha(\Gamma)$ множества состояний на ЛПС.

Для PC_1R_3 -автомата определяем множество ЛПС третьего рода. Для нашего 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 на рис.4.

		$T_1 T_2$			
		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	*	*	*

Рис.4. Кодирование состояний PC_1R_3 -автомата

3. Формирование ПСТ PC_1R_3 -автомата Мили.

Таблица строится традиционным способом, однако стоит отметить, что при $Inc=1$ сигналы $\tau_1 \tau_2 = **$, так как в этом случае запись кода Φ_C в регистр не происходит. Это дает возможность дополнительно оптимизировать Р-подсхему. Для PC_1R_3 -автомата ПСТ приведена в табл.1. Для построения логической схемы данного автомата необходимо построить по ПСТ систему (2):

$$Inc = Inc(T_C, T_{CT}, X);$$

$$\Phi_C = \Phi_C(T_C, T_{CT}, X); \quad (2)$$

$$Y = Y(T_C, T_{CT}, X).$$

Например:

$$Inc = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \vee \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 x_1 \vee T_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 x_3 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee T_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4;$$

$$\tau_1 = \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 x_1 x_2 \vee T_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 T_4;$$

$$y_1 = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 (x_1 \vee x_2) \vee T_1 T_2 T_3 \bar{T}_4.$$

4. Синтез логической схемы автомата.

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

Таблица 1
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 ₃	00	10	a ₄	**	x ₁	y ₁ y ₄	1	3
			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 ₁₀	10	01	a ₇	01	x ₃	y ₂ y ₅	0	13
			a ₁	00	\bar{x}_3	–	0	14

Исследование структур автоматов

Аппаратурные затраты предложенных структур РС₁R-автоматов достаточно оценивать сложностью их Р-подсхемы [5]. На рис.5 приведены 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.

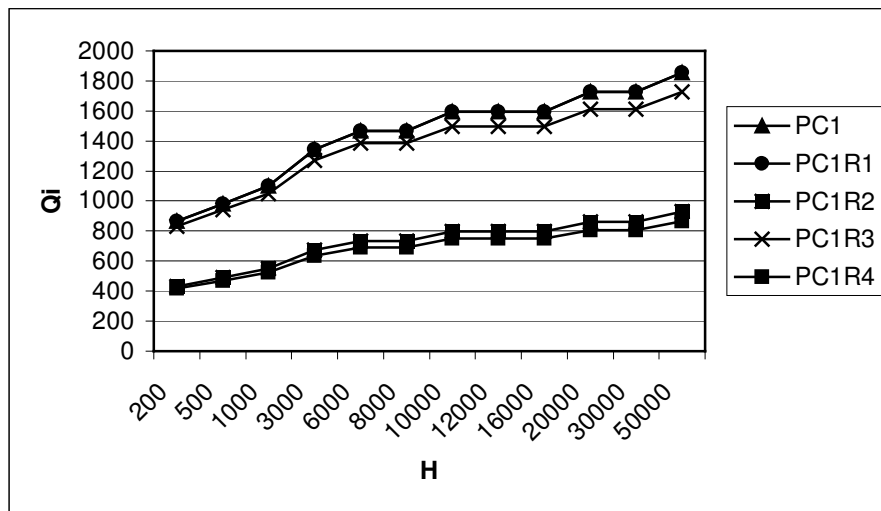


Рис.5. Сравнительные характеристики Р-подсхемы РС₁R-автоматов Мили

В зависимости от соотношения разрядностей счетчика и регистра (R_1/R_2) в схеме автомата, возможна оптимизация аппаратурных затрат Р-подсхемы. Абсолютные затраты Q_i сложностей Р-подсхем РС₁R-автоматов, в зависимости от целых соотношений R_1/R_2 для $N=10000$, приведены на рис.6.

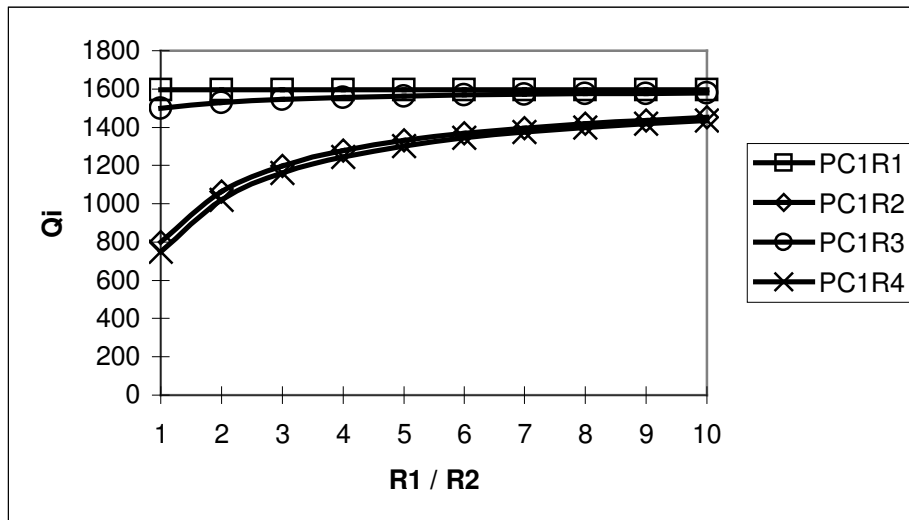


Рис.6. Затраты РС₁R-автоматов при различных соотношениях R_1/R_2

Заключение

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.

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. – 608с.
3. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. - Киев: ИК НАН Украины, 1997 – 135с.
4. Баркалов О.О. Синтез операційних пристроїв. – Донецьк: РВА ДонНТУ, 2003. – 306 с.
5. Красичков А.А. Методы синтеза управляющих автоматов на конфигурируемых логических блоках. – Диссертация канд. тех. наук: 05.13.13. – Донецк: ДонНТУ, 2004. – 137с.