

УДК 681.324

## СИНТЕЗ АВТОМАТА МИЛИ НА СЧЕТЧИКЕ С РАЗДЕЛЕНИЕМ КОДОВ СОСТОЯНИЙ

А.А.Красичков  
ДонНТУ, каф. ЭВМ

### 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 РС<sub>1</sub>-автомата Милі [1].

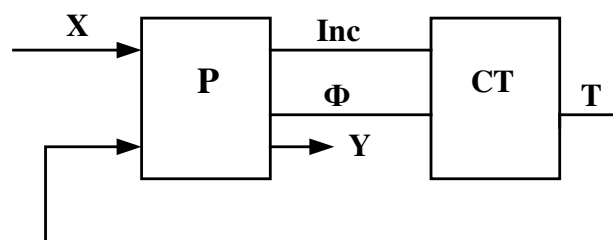


Рис.1. Структурная схема РС<sub>1</sub>-автомата Милі

В настоящей работе рассматривается метод оптимизации логической схемы РС<sub>1</sub>-автомата Мили на счетчике за счет представления кода  $K(a_m)$  состояния  $a_m \in \alpha_g$ , где  $\alpha_g$  – 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 РС<sub>1</sub>-автоматов Мили с разделением кодов (назовем их РС<sub>1</sub>R-автоматами) приведена на рис.2.

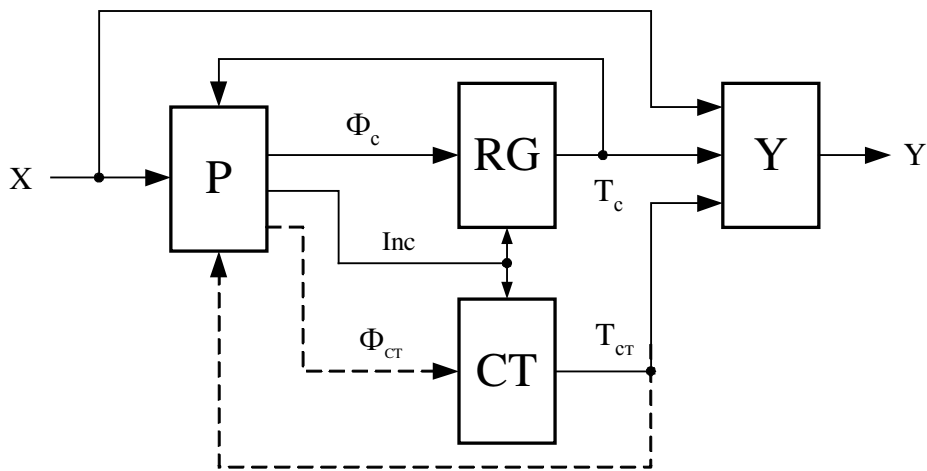


Рис.2. Структурная схема РС<sub>1</sub>R-автоматов Мили

РС<sub>1</sub>R-автоматы включают P-подсхему, формирующую функции  $\Phi_c$  возбуждения регистра кода ЛПС RG, функции  $\Phi_{ct}$  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  $\Phi_{ct}$ , а в регистр код функции возбуждения  $\Phi_c$ .

В зависимости от рода ЛПС можно выделить 4 типа РС<sub>1</sub>R-автоматов, которые условимся называть РС<sub>1</sub>R<sub>1</sub>-, ..., РС<sub>1</sub>R<sub>4</sub>-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  $\Phi_{ct}$ .

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  $T_{СТ}$ . (При  $Inc=0$  счетчик обнуляется, а в регистр заносится код  $\Phi_C$ ).

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  $\Phi_C$ ).

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).

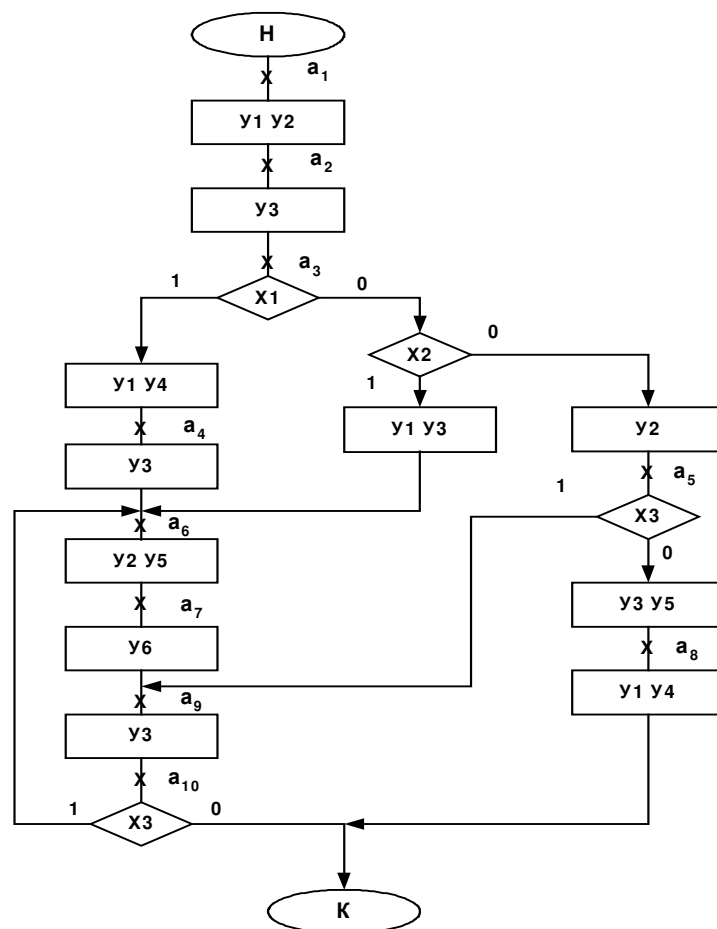


Рис.3 Исходная граф-схема алгоритма Г

1. Формирование разбиения  $\alpha(\Gamma)$  множества состояний на ЛПС.  
 Для РС<sub>1</sub>R<sub>3</sub>-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  $\Phi_C$  обозначим соответственно переменными  $\tau_1, \tau_2$ . 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 РС<sub>1</sub>R<sub>3</sub>-автомата

3. Формирование ПСТ РС<sub>1</sub>R<sub>3</sub>-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  $\Phi_C$  в регистр не происходит. Это дает возможность дополнительно оптимизировать Р-подсхему. Для РС<sub>1</sub>R<sub>3</sub>-автомата ПСТ приведена в табл.1. Для построения логической схемы данного автомата необходимо построить по ПСТ систему (2):

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

Например:

$$\begin{aligned}
 Inc &= \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \vee \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 x_1 \vee T_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 x_3 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee T_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4; \\
 \tau_1 &= \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 x_1 x_2 \vee T_1 T_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee \bar{T}_1 T_2 \bar{T}_3 T_4; \\
 y_1 &= \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \vee \bar{T}_1 \bar{T}_2 T_3 \bar{T}_4 (x_1 \vee x_2) \vee T_1 T_2 T_3 \bar{T}_4.
 \end{aligned}$$

Таблица 1

Прямая структурная таблица РС<sub>1</sub>R<sub>3</sub>-автомата Мили

| a <sub>m</sub>  | T <sub>C</sub>                | T <sub>CT</sub>               | a <sub>s</sub>  | Φ <sub>C</sub>                | X <sub>h</sub>        | Y <sub>h</sub>                | Inc | h  |
|-----------------|-------------------------------|-------------------------------|-----------------|-------------------------------|-----------------------|-------------------------------|-----|----|
|                 | T <sub>1</sub> T <sub>2</sub> | T <sub>3</sub> T <sub>4</sub> |                 | τ <sub>1</sub> τ <sub>2</sub> |                       |                               |     |    |
| a <sub>1</sub>  | 00                            | 00                            | a <sub>2</sub>  | **                            | 1                     | y <sub>1</sub> y <sub>2</sub> | 1   | 1  |
| a <sub>2</sub>  | 00                            | 01                            | a <sub>3</sub>  | **                            | 1                     | y <sub>1</sub>                | 1   | 2  |
| a <sub>3</sub>  | 00                            | 10                            | a <sub>4</sub>  | **                            | x <sub>1</sub>        | y <sub>1</sub> y <sub>4</sub> | 1   | 3  |
|                 |                               |                               | a <sub>6</sub>  | 01                            | $\bar{x}_1 x_2$       | y <sub>1</sub> y <sub>3</sub> | 0   | 4  |
|                 |                               |                               | a <sub>5</sub>  | 11                            | $\bar{x}_1 \bar{x}_2$ | y <sub>2</sub>                | 0   | 5  |
| a <sub>4</sub>  | 00                            | 11                            | a <sub>6</sub>  | 01                            | 1                     | y <sub>3</sub>                | 0   | 6  |
| a <sub>5</sub>  | 11                            | 00                            | a <sub>10</sub> | 10                            | x <sub>3</sub>        | y <sub>3</sub>                | 0   | 7  |
|                 |                               |                               | a <sub>8</sub>  | **                            | $\bar{x}_3$           | y <sub>3</sub> y <sub>5</sub> | 1   | 8  |
| a <sub>6</sub>  | 01                            | 00                            | a <sub>7</sub>  | **                            | 1                     | y <sub>2</sub> y <sub>5</sub> | 1   | 9  |
| a <sub>7</sub>  | 01                            | 01                            | a <sub>9</sub>  | 10                            | 1                     | y <sub>6</sub>                | 0   | 10 |
| a <sub>8</sub>  | 11                            | 01                            | a <sub>1</sub>  | 00                            | 1                     | y <sub>1</sub> y <sub>4</sub> | 0   | 11 |
| a <sub>9</sub>  | 10                            | 00                            | a <sub>10</sub> | **                            | 1                     | y <sub>3</sub>                | 1   | 12 |
| a <sub>10</sub> | 10                            | 01                            | a <sub>7</sub>  | 01                            | x <sub>3</sub>        | y <sub>2</sub> y <sub>5</sub> | 0   | 13 |
|                 |                               |                               | a <sub>1</sub>  | 00                            | $\bar{x}_3$           | –                             | 0   | 14 |

#### 4. Синтез логической схемы автомата.

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

### Заключение

Как показали исследования, построение РС<sub>1</sub>R-автоматов Мили оптимизирует Р-подсхему по сравнению с РС<sub>1</sub>-автоматами Мили для одних и тех же ГСА в среднем на 15%. Дальнейшая оптимизация аппаратных затрат в РС<sub>1</sub>R-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.