

СИНТЕЗ ДВУХУРОВНЕВОЙ СХЕМЫ АВТОМАТА МУРА НА СЧЕТЧИКЕ

Бабаков Р.М., Самир Нахлavi, Зайцев В.В.
Кафедра ЭВМ ДoнДТУ

Abstract

Babakov R.M., Samir Nachlavi, Zaitcev V.V. Synthesis of a Moore automata on a counter. A method of design is discussed which includes a methods of replacement of input variables and using of a counter instead a register of in a memory. Such approach is suitable for implementation of linear flow-charts. An example of method's application is given. The result of such approach is a reducing of the amount of chips in the automata's circuit.

Введение

Развитие полупроводниковой технологии привело к появлению широкого класса программируемых БИС типа ПЗУ, ПЛИМ, ПМЛ [1], которые интенсивно используются как базис для синтеза устройств управления [2]. Устройства управления (УУ) представляют собой важную составляющую любой цифровой системы. Одна из актуальных задач синтеза УУ на программируемых БИС – минимизация аппаратных затрат в логической схеме УУ. Для решения этой задачи в настоящей работе предлагается совместить два метода – замену входных переменных и использование счетчика для хранения кодов состояний автомата Мура.

1. Метод синтеза

Пусть задана линейная [3] граф-схема алгоритма (ГСА) $\Gamma = \Gamma (B, E)$, где B – множество вершин (начальная, конечная, операторные, условные) и E – множество дуг. В операторных вершинах $b_q \in B$ записываются наборы микроопераций $Y_q \subseteq Y = \{y_1, \dots, y_N\}$, в условных вершинах $b_l \in B$ записываются элементы множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$. Пусть ГСА Γ отмечена состояниями автомата $S(\Gamma)$ Мура, образующими множество $A = \{a_1, \dots, a_m\}$ и получено разбиение π_B множества состояний на классы A^1, \dots, A^G , каждый из которых соответствует одной линейной последовательности состояний (ЛПС) [3] α_{g_i} , и пусть для каждой ЛПС выполнено такое кодирование состояний, что для любой пары $\langle a_{g_i}, a_{g_{i+1}} \rangle$ выполняется условие

$$K(a_{g_{i+1}}) = K(a_{g_i}) + 1. \quad (1)$$

Здесь $K(a_m)$ – код состояния a_m ($m = g_i, g_{i+1}$) разрядности $R = \lceil \log_2 M \rceil$.

В этом случае регистр памяти автомата $S(\Gamma)$ может быть заменен счетчиком СТ и схема автомата имеет следующий вид (рис. 1). Назовем такой автомат С-автоматом.

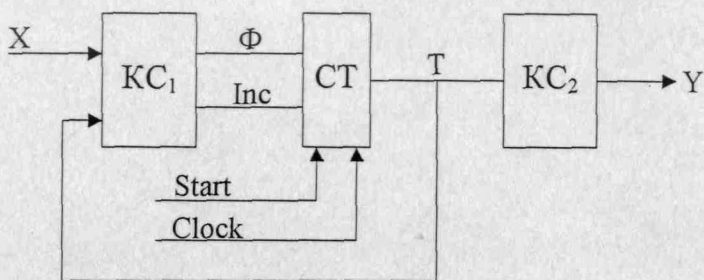


Рис. 1. Структурная схема С-автомата Мура

С-автомат функционирует следующим образом. По сигналу Start в СТ заносится нулевой код, соответствующий начальному состоянию $a_1 \in A$. В момент времени t в СТ находится код состояния $a_m \in A^k$. Если a_m не является выходом ЛПС β_s , то схема KC_1 формирует сигнал Inc и по сигналу синхронизации Clock в СТ выполняется операция увеличения содержимого на единицу, что соответствует условию (1). Если a_m является выходом ЛПС α_s , то схема KC_1 формирует функции возбуждения $\Phi = \{\varphi_1, \dots, \varphi_R\}$ и в СТ заносится код состояния a_s , такого, что для пары $\langle a_m, a_s \rangle$ условие (1) не выполняется. Функционирование прекращается при переходе автомата в конечное состояние.

Задачи синтеза автоматов на счетчиках рассматривались ранее в [4], однако были ориентированы на схемы малой степени интеграции. Появление ПЛУ вызывает необходимость в разработке методов синтеза С-автоматов, ориентированных на этот современный базис, а также на заказные матричные БИС [5].

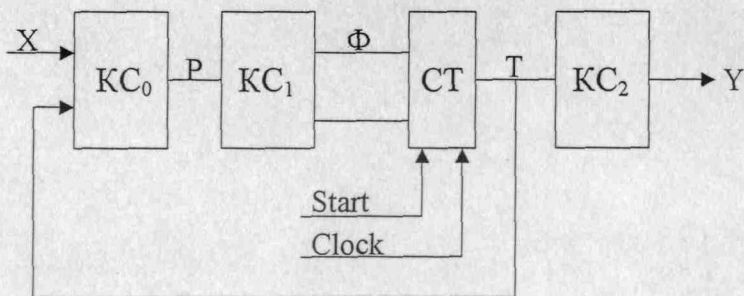


Рис. 2. Структурная схема MS-автомата Мура

Дальнейшая оптимизация схемы автомата связана с увеличением числа уровней в ней [2]. Одним из методов, порождающих двухуровневые схемы, является метод замены входных переменных [2]. При этом множество условий X заменяется множеством $P = \{p_1, \dots, p_G\}$, причем $G \ll L$. Это приводит к появлению подсхемы, реализующей замену путем формирования функций

$$P_g = P_g(\overline{X}, T) \quad (g=1, G). \quad (2)$$

Система (2) наиболее просто реализуется на мультиплексорах.

Назовем S -автоматы с заменой входных переменных MS -автоматами. Структурная схема MS -автомата (рис. 2) включает схему KS_0 , реализующую систему (2), схему KS_1 , реализующую систему функций $\Phi = \Phi(P, T)$, и схему KS_2 .

Метод синтеза MS -автомата во многом похож на метод синтеза S -автомата Мура [3], однако в алгоритм добавляется этап замены входных переменных.

2. Пример применения метода

Пусть для автомата Мура S_1 выполнено разбиение множества A на линейные последовательности состояний $\beta_1 = \langle a_1, a_2, a_3 \rangle$, $\beta_2 = \langle a_4, a_5, a_6, a_7 \rangle$, $\beta_3 = \langle a_8, a_9, a_{10} \rangle$, $\beta_4 = \langle a_{11}, a_{12}, a_{13}, a_{14} \rangle$. Пусть переходы из состояния a_3 определяются переходами $X(a_3) = \{x_1, x_2, x_3\}$, из состояния a_7 — $X(a_7) = \{x_3, x_4, x_5\}$, из состояния a_{10} — $X(a_{10}) = \{x_4, x_6, x_7\}$, из состояния a_{14} — $X(a_{14}) = \{x_3, x_8\}$. Из определения ЛПС следует, что для всех других состояний $X(a_m) = 0$. Очевидно, для замены логических условий $X = \{x_1, \dots, x_8\}$ достаточно три переменные, образующие множество $P = P\{p_1, p_2, p_3\}$. С использованием методов [2] построим таблицу замены логических условий (табл. 1).

Таблица 1
Таблица замены логических условий

a_m	p_1	p_2	p_3
a_3	x_1	x_2	x_3
a_7	x_4	x_5	x_3
a_{10}	x_4	x_6	x_7
a_{14}	x_8	—	x_3

Из таблицы 1 имеем систему функций (2), например

$$p_1 = A_3 x_1 \vee A_7 x_4 \vee A_{10} x_4 \vee A_{14} x_8.$$

Здесь A_m — конъюнкция внутренних переменных $T_M \in T$, соответствующая коду состояния a_m . Кодирование состояний выполняется элементарно — код состояния соответствует уменьшенному на единицу двоичному эквиваленту индекса. В нашем случае $R=4$ и, например, $K(a_1) = 0000$, $K(a_{10}) = 1001$, $K(a_{14}) = 1101$ и т.д.

Итак, для реализации схемы KS_0 необходимо три мультиплексора (в общем случае их число равно G) с четырьмя управляющими входами (в общем случае их число равно R). Например, для реализации функции p_1 будет реализована схема (рис.3).

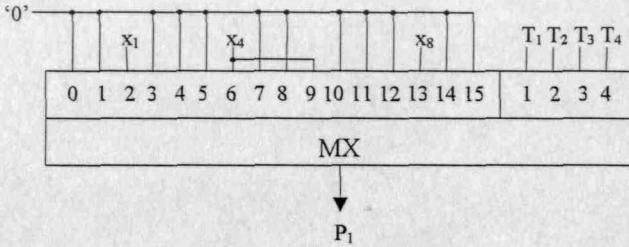


Рис.3. Реализация функции p_1 автомата S_1

Очевидно, что эта реализация обладает значительной избыточностью, так как использованы только 25% информационных входов мультиплексора.

3. Оптимизация метода синтеза

Избыточность реализации связана с тем, что коды состояний автомата жестко определены условием (1) и не могут задаваться произвольно. Для оптимизации схемы $КС_0$ предлагается следующий метод.

Представим код $K(a_m)$ состояния $a_m \in V_g$, где V_g – множество состояний для ЛПС $\beta_g (g=1, G)$, в виде конкатенации

$$K(a_m) = K(\beta_g) * K(a_m^g), \tag{3}$$

где $*$ – знак конкатенации, $K(\beta_g)$ – код ЛПС β_g разрядности $R_1 = \lceil \log_2 G \rceil$, $K(a_m^g)$ – код номера компоненты кортежа β_g , соответствующий состоянию a_m . Для определения разрядности R_2 кода $K(a_m^g)$ необходимо найти максимальное число элементов в множестве V_g .

$$R_2 = \lceil \log_2 \max |V_g| \rceil. \tag{4}$$

Теперь условие (1) трансформируется в условие (5)

$$K(a_m^g) = K(a_m^g) + 1, \tag{5}$$

где $a_m^g, a_s^g \in V_g$ и существует переход $\langle a_m^g, a_s^g \rangle$.

Такой подход позволяет назначить ЛПС оптимальные коды, используя переменные $Q = \{Q_1, \dots, Q_{R_1}\}$, независимые от кодов компонент, использующих переменные $T = \{T_1, \dots, T_{R_2}\}$. Очевидно, для хранения кодов ЛПС достаточно иметь регистр, а для отображения кодов компонент необходим счетчик.

Для автомата S_1 $R_1=R_2=2$, $Q = \{Q_1, Q_2\}$, $T = \{T_1, T_2\}$. Закодируем ЛПС следующим образом: $K(\beta_1)=00$, $K(\beta_2)=01$, $K(\beta_3)=10$, $K(\beta_4)=11$. Теперь схема для реализации

функции p_1 требует мультиплексор с четырьмя информационными и двумя управляющими входами (рис. 4).

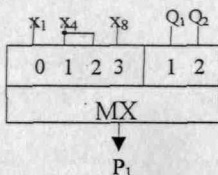


Рис. 4. Реализация функции p_1 при раздельном кодировании ЛПС и компонент

Теперь возможности мультиплексора используются на 100%, а его стоимость уменьшается по сравнению со схемой на рис. 3.

Применение изложенного метода целесообразно, если выполняется условие

$$\lceil \log_2 M \rceil = \lceil \log_2 G \rceil + \lceil \log_2 \max |B_g| \rceil \quad (6)$$

Если условие (6) не выполняется, то это приводит к росту числа микросхем в схемах $КС_1$ и $КС_2$ МС-автомата по отношению к С-автомату Мура.

Заключение

Анализ предложенного метода показал, что применение раздельного кодирования линейных последовательностей состояний и компонент ЛПС позволяет на 50% снизить сложность схемы замены логических условий. Однако, если условие (6) не выполняется, то есть $R < R_1 + R_2$, то общий рост аппаратных затрат в схемах $КС_1$ и $КС_2$ значительно увеличивает стоимость логической схемы МС-автомата по сравнению с тривиальным кодированием (1). В этом случае оптимизация схемы возможна за счет введения дополнительных преобразователей кодов состояний в коды логических условий.

Литература

1. Скляр В.А. Синтез автоматов на матричных БИС. – Минск: Наука и техника, 1984. – 287 с.
2. Баранов С.И., Скляр В.А. Цифровые устройства на программируемых БИС с матричной структурой. – М.: Радио и связь, 1986. – 272 с.
3. Kovalyov S.A., Barkalov A.A., Samir Nachlavy. Design of Moore automaton on the linear flow-chart. // Наукові праці Донецького державного технічного університету. Серія «Інформатика, кібернетика та обчислювальна техніка». Випуск 6. – Донецьк, 1999. – с. 198-202.
4. Кирпичников В.М., Скляр В.А. Синтез микропрограммных автоматов по ГСА с малым числом логических условий // УСИМ. – 1978, № 1. – с. 77-82.
5. Бибило П.Н. Синтез комбинационных ПЛМ-структур для СБИС. – Минск: Навука і Тэхніка, 1992. – 232 с.