

УДК 681.3

А.А. БАРКАЛОВ¹, Р.В. МАЛЬЧЕВА², К.А. СОЛДАТОВ²¹ *Institute of Informatics and Electronic Zielonogorski University, Poland*² *Донецкий национальный технический университет, Украина*

СИНТЕЗ АВТОМАТА МУРА С РАСШИРЕНИЕМ КОДОВ СОСТОЯНИЙ ПЕРЕХОДА

Предлагается метод уменьшения аппаратных затрат в схеме микропрограммного автомата Мура, ориентированный на использование CPLD. Метод основан на представлении кода состояния перехода в виде конкатенации кодов класса псевдоэквивалентных состояний и набора микроопераций. Такой подход позволяет устранить зависимость между состояниями и микрооперациями. В результате оптимизируется как блок формирования функций возбуждения, так и блок формирования микроопераций. Приведен пример применения предложенного метода.

Ключевые слова: автомат Мура, граф-схема алгоритма, псевдоэквивалентные состояния, CPLD, логическая схема.

Введение

Модель микропрограммного автомата (МПА) Мура [1] часто используется при реализации устройств управления цифровых систем [2, 3]. Развитие микроэлектроники привело к появлению разнообразных программируемых логических устройств [4, 5], одними из представителей которых являются CPLD (complex programmable logic devices) [6, 7].

Основой CPLD являются макроячейки PAL (programmable array logic), соединенные с помощью программируемых матриц межсоединений.

Одной из важных проблем, возникающих при синтезе МПА на CPLD, является минимизация числа макроячеек в его логической схеме. Одним из путей решения этой проблемы является оптимальное кодирование состояний [8]. Однако этот подход не позволяет оптимизировать схему формирования выходных сигналов.

В настоящей работе мы предлагаем метод оптимизации, основанный на представлении кода состояния МПА в виде конкатенации кодов класса псевдоэквивалентных состояний и кода набора микроопераций (микрокоманды). Такой подход позволяет уменьшить аппаратные затраты в комбинационных блоках МПА и не приводит к потере быстродействия.

Целью исследования является оптимизация схемы МПА Мура за счет нестандартного представления кодов состояний.

Задачей исследования является разработка метода синтеза МПА Мура, позволяющего уменьшить число ячеек PAL в схеме автомата. При этом алгоритм управления представляется в виде граф-схемы алгоритма (ГСА) [1].

1. Общие положения и основная идея предлагаемого метода

Пусть автомат Мура задан прямой структурной таблицей (ПСТ) со столбцами [1]: $a_m, K(a_m), a_s, K(a_s), X_h, \Phi_h, h$. Здесь a_m – исходное состояние МПА; $K(a_m)$ – код состояния $a_m \in A$ разрядности $R = \lceil \log_2 M \rceil$, для кодирования состояний используются внутренние переменные из множества $T = \{T_1, \dots, T_R\}$; $a_s, K(a_s)$ – соответственно состояние перехода и его код; X_h – входной сигнал, определяющий переход $\langle a_s, a_s \rangle$, и равный конъюнкции некоторых элементов (или их отрицаний) множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$; Φ_h – набор функций возбуждения триггеров памяти МПА, принимающих единичное значение для переключения памяти из $K(a_m)$ в $K(a_s)$, $\Phi_h \subseteq \Phi = \{\phi_1, \dots, \phi_R\}$; $h=1, \dots, H$ – номер перехода.

В столбце a_m записывается набор микроопераций Y_q , формируемых в состоянии $a_m \in A$, где $Y_q \subseteq Y = \{y_1, \dots, y_N\}$, $q = 1, \dots, Q$.

Эта таблица является основой для формирования систем функций

$$\Phi = \Phi(T, X), \quad (1)$$

$$Y = Y(T), \quad (2)$$

задающих логическую схему МПА. Системы (1) – (2) определяют структурную схему МПА Мура U_1 , показанную на рис. 1.

В этой структуре блок функций возбуждения памяти (БФП) реализует систему (1), регистр RG

служит для хранения кодов состояний, а блок микроопераций (БМО) реализует систему (2).

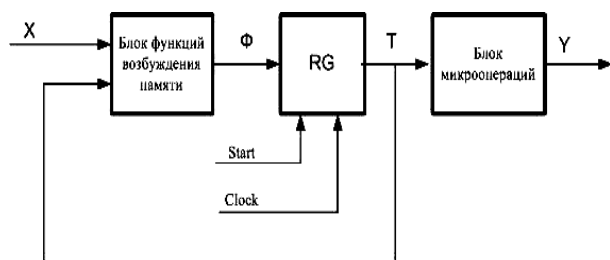


Рис. 1. Структурная схема автомата Мура U_1

Для минимизации числа макроячеек PAL в БФП может использоваться метод оптимального кодирования состояний [8], позволяющий уменьшить число термов в системе (1) до N_0 . Здесь N_0 – число переходов эквивалентного автомата Мили. Оптимизация БМО может быть выполнена за счет уточненного кодирования состояний [10]. При этом число макроячеек может быть уменьшено до N , что соответствует ситуации, когда каждая функция $y_n \in Y$ реализуется на одной макроячейке. Для оптимального и уточненного кодирования состояний может быть использован, например, известный алгоритм ESPRESSO [3]. Однако оба метода не могут быть применены одновременно. Поэтому кодирование состояний позволяет оптимизировать либо БФП, либо БМО.

В настоящей статье предлагается метод, позволяющий оптимизировать число PAL в схемах обоих блоков МПА Мура.

Одной из особенностей МПА Мура является наличие псевдоэквивалентных состояний [8], то есть состояний с одинаковыми переходами под воздействием одинаковых входных сигналов. Такие состояния соответствуют операторным вершинам [1] алгоритма управления, выходы которых связаны со входом одной и той же вершины алгоритма.

Пусть $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_I\}$ – разбиение множества A на классы псевдоэквивалентных состояний. Закодируем классы $B_i \in \Pi_A$ двоичными кодами $K(B_i)$ разрядности

$$R_B = \lceil \log_2 I \rceil. \quad (3)$$

Пусть исходная ГСА Γ включает Q попарно различных наборов микроопераций (НМО) $Y_q \subseteq Y$. Закодируем набор Y_q двоичным кодом $K(Y_q)$ разрядности

$$R_Y = \lceil \log_2 Q \rceil. \quad (4)$$

Пусть операторная вершина b_t ГСА Γ соответствует состоянию $a_m \in B_i$ и пусть в ней записан набор микроопераций Y_q .

Тогда код состояния $a_m \in A$ можно представить в виде конкатенации кодов

$$K(a_m) = K(B_i) * K(Y_q), \quad (5)$$

где $*$ – знак конкатенации.

Такое представление позволяет представить автомат Мура в виде модели U_2 (рис. 2).

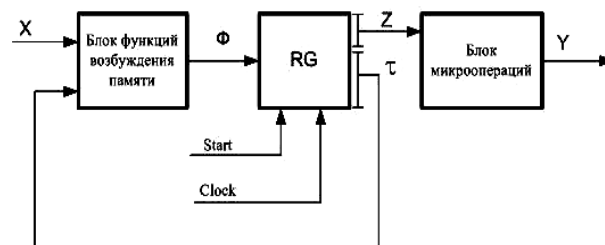


Рис. 2. Структурная схема автомата Мура U_2

В автомате U_2 блок БФП реализует функции (6) и блок БМО – функции (7).

$$\Phi = \Phi(\tau, X), \quad (6)$$

$$Y = Y(Z), \quad (7)$$

При этом элементы множества $\tau = \{\tau_1, \dots, \tau_{R_B}\}$ используются для кодирования классов $B_i \in \Pi_A$, а элементы множества $Z = \{z_1, \dots, z_{R_Y}\}$ используются для кодирования наборов микроопераций.

Предлагаемый подход имеет ряд положительных качеств:

1. Коды классов не зависят от кодов микроопераций (и наоборот). Поэтому классы можно закодировать так, чтобы упростить схему БМО.

2. Число строк таблицы переходов МПА U_2 всегда равняется N_0 и не зависит от метода кодирования состояний.

Для кодирования состояний МПА U_1 достаточно разрядов.

$$R_A = \lceil \log_2 M \rceil \quad (8)$$

Очевидным недостатком МПА U_2 является увеличение числа функций Φ , которое определяется суммой R_B и R_Y . Однако все макроячейки современных CPLD имеют регистровый выход [6, 7], поэтому предлагаемый метод не увеличивает числа макроячеек, требуемых для реализации триггеров.

2. Метод синтеза автомата Мура с расширенными кодами состояний

В данной работе предлагается метод синтеза МПА Мура U_2 по граф-схеме алгоритма Γ .

Метод включает следующие этапы:

1. Отметка ГСА Γ и формирование множества состояний A .

2. Разбиение множества A на классы псевдоэквивалентных состояний.
3. Кодирование классов $B_i \in \Pi_A$.
4. Кодирование наборов микроопераций $Y_q \subseteq Y$.
5. Формирование преобразованной прямой структурной таблицы МПА.
6. Формирование системы булевых функций Φ .
7. Формирование таблицы блока микроопераций.
8. Формирование системы булевских функций Y .
9. Синтез логической схемы автомата в заданном элементном базисе.

Первый этап выполняется по известной методике [1], когда каждая операторная вершина отмечается отдельным состоянием.

Второй этап выполняется тривиальным образом, используя определение псевдоэквивалентных состояний [8]. Напомним, что состояния $a_m, a_s \in A$, называются псевдоэквивалентными, если отмеченные ими операторные вершины ГСА связаны со входом одной и той же вершины.

Кодирование классов $B_i \in \Pi_A$ не влияет на длину ПСТ, так как она гарантировано равна N_0 . Поэтому коды $K(B_i)$ могут быть выбраны произвольно. Метод кодирования наборов микроопераций зависит от базиса, используемого для реализации блока БМО.

Если для реализации используются макроячейки PAL, то кодирование ориентировано на минимизацию числа термов в функциях $y_n \in Y$. Для этого может быть использован алгоритм ESPRESSO [3].

Если для реализации используются встроенные блоки памяти BRAM, то кодирование ориентируется на уменьшение термов в функциях Φ . Для этого можно использовать частотный подход [1]: чем больше операторных вершин содержит набор Y_q , тем меньше единиц содержит код этого набора.

Преобразованная ПСТ содержит столбцы B_i , $K(B_i)$, a_s , $K(a_s)$, X_h , Φ_h , h . Назначение этих столбцов очевидно. Таблица блока микроопераций включает столбцы: $K(Y_q)$, Y_q , q , где q – номер строки таблицы.

Этапы 6, 8 и 9 достаточно рассмотрены в литературе и не представляют принципиальных трудностей.

3. Пример применения предложенного метода

Рассмотрим пример синтеза МПА Мура $U_2(\Gamma_1)$, заданного ГСА Γ_1 (рис. 3). В общем случае символ

$U_i(\Gamma_j)$ обозначает, что ГСА Γ_j интерпретируется моделью автомата U_i . Как следует из ГСА Γ_1 множество A включает $M = 8$ элементов, которые включены в $I = 4$ класса разбиения Π_A .

Это разбиение включает классы $B_1 = \{a_1\}$, $B_2 = \{a_2, a_3, a_4\}$, $B_3 = \{a_5, a_6\}$, $B_4 = \{a_7, a_8\}$.

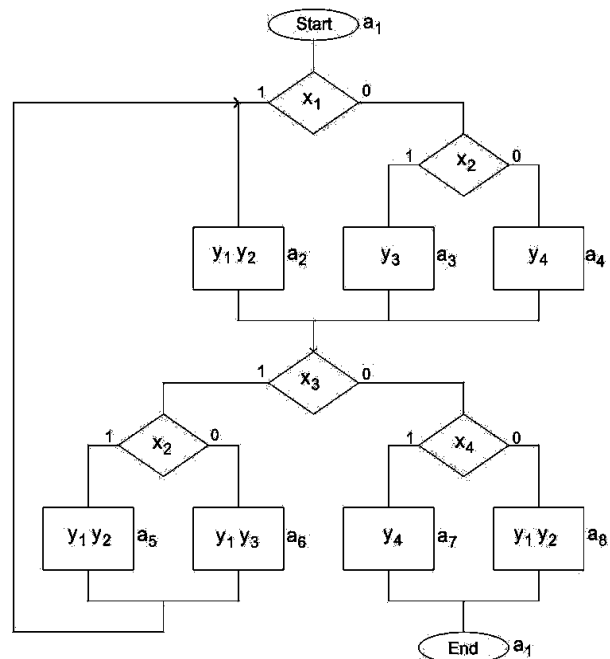


Рис. 3. Исходная ГСА Γ_1

Для кодирования классов $B_i \in \Pi_A$ достаточно $R_B = 2$ переменных, т.е. $\tau = \{\tau_1, \tau_2\}$. В вершинах ГСА Γ_1 находится $Q = 5$ различных наборов микрокоманд: $|Y_1| = 0$, $Y_2 = \{y_1, y_2\}$, $Y_3 = \{y_3\}$, $Y_4 = \{y_4\}$, $Y_5 = \{y_1, y_3\}$. Для кодирования этих наборов достаточно $R_Y = 3$ переменных, т.е. $Z = \{z_1, z_2, z_3\}$. Используем для реализации схем БМО макроячейки PAL. В этом случае наборы микроопераций кодируются таким образом, чтобы уменьшить число термов в функциях системы (7). Однако в нашем простом примере для реализации любой из функций $y_n \in Y$ достаточно одной макроячейки PAL, имеющей 2 терма. Поэтому закодируем наборы так, чтобы уменьшить сложность блока БФП, т.е. используем частотное кодирование.

Пусть n_q – число вершин, включающих набор $Y_q \in Y$. В нашем примере $n_1 = 1$, $n_2 = 3$, $n_3 = 1$, $n_4 = 2$, $n_5 = 1$. Таким образом, наборы микроопераций можно закодировать следующим образом: $K(Y_2) = 000$, $K(Y_4) = 001$, $K(Y_1) = 010$, $K(Y_3) = 100$, $K(Y_5) = 101$.

Закодируем классы $B_i \in \Pi_A$ с использованием частотного принципа: чем больше состояний включает класс, тем меньше единиц содержит его код. В нашем случае этот подход отражается в следующих кодах:

$$K(B_1) = 11, \quad K(B_2) = 00, \\ K(B_3) = 01, \quad K(B_4) = 10.$$

Теперь могут быть определены расширенные коды состояний (5). Например, $K(a_1) = K(B_1) * K(y_1) = 11010$, $K(a_2) = K(B_2) * K(y_2) = 00000$ и так далее. Эти коды фигурируют в столбце $K(a_s)$ преобразованной ПСТ (табл. 1).

Таблица 1

Преобразованная ПСТ автомата Мура $U_2 (\Gamma_1)$

B_i	$K(B_i)$	a_s	$K(a_s)$	X_h	Φ_h	h
B_1	11	a_2	00000	x_1	-	1
		a_3	00100	$\overline{x_1 x_2}$	D_3	2
		a_4	00001	$\overline{x_1 x_2}$	D_5	3
B_2	00	a_5	01000	$x_3 x_2$	D_2	4
		a_6	01101	$x_3 \overline{x_2}$	$D_2 D_3 D_5$	5
		a_7	10001	$\overline{x_3 x_4}$	$D_1 D_5$	6
		a_8	10000	$\overline{x_3 x_4}$	D_1	7
B_3	01	a_2	00000	1	-	8
B_4	10	a_1	11010	1	$D_1 D_2 D_5$	9

Термы F_h этой таблицы определяются как

$$F_h = \bigwedge_{r=1}^{R_B} \tau_r^{1_{rh}} \cdot X_h, \quad (h = 1, \dots, N_0), \quad (9)$$

где $1_{rh} \in \{0,1\}$ – значение r -го разряда кода $K(B_i)$ из h -й строки таблицы.

По этой таблице формируется система (6), например, $D_1 = F_6 \vee F_7 \vee F_9 = \tau_1 \tau_2 x_3 \vee \tau_1 \tau_2$ (с учетом минимизации). Отметим, что ПСТ автомата $U_1 (\Gamma_1)$ содержит $N = 19$ строк, т.е. в 2 раза больше, чем для автомата $U_2 (\Gamma_1)$. Таблица БМО включает $Q = 5$ строк (табл. 2).

Таблица 2

Таблица БМО

$K(Y_q)$	000	001	010	100	101
Y_q	$y_1 y_2$	y_4	-	y_3	$y_1 y_3$
q	2	4	1	3	5

Эта таблица может рассматриваться как $N = 4$ карты Карно с неопределенными наборами 011, 110 и 111.

После минимизации система (7) имеет вид:

$$y_1 = \overline{z_1 z_2 z_3} \vee z_1 z_3; \\ y_2 = z_1 z_2 z_3; \\ y_3 = z_1; \quad y_4 = \overline{z_1 z_3}.$$

Как уже отмечалось выше, построение схемы на основе систем (6) и (7) не представляет трудностей и в нашей работе не рассматривается.

Заключение

Предлагаемый метод представления кодов состояний перехода ориентирован на уменьшение числа макроячеек PAL в схеме автомата Мура. Такой подход позволяет уменьшить число термов в системе функций возбуждения памяти до величины соответствующего параметра эквивалентного автомата Мили. Исследования показали, что предлагаемый метод всегда более эффективен по сравнению с классическим методом реализации МПА Мура. При этом число макроячеек уменьшается до 38%.

Уменьшение числа макроячеек не связано с введением дополнительных блоков, уменьшающих быстродействие схемы. Более того, уменьшение числа макроячеек часто сопровождается уменьшением числа уровней схемы МПА. При этом повышается быстродействие МПА и, следовательно, цифровой системы в целом.

Научная новизна предложенного метода заключается в использовании особенностей автомата Мура (наличие классов псевдоэквивалентных состояний) для оптимизации числа макроячеек PAL в логической схеме автомата.

Практическая значимость метода заключается в уменьшении площади кристалла, занимаемой комбинационной схемой МПА, что позволяет получить схемы, которые обладают меньшей стоимостью, чем известные из литературы аналоги.

Дальнейшие направления работы связаны с исследованием возможности применения предложенного метода для случая реализации устройства управления в базисе FPGA, а также в составе «систем-на-кристалле».

Литература

1. Baranov S. *Logic Synthesis for Control Automata* / S. Baranov. – Kluwer Academic Publishers, 1994. – 312 p.
2. Соловьев В.В. *Проектирование цифровых схем на основе программируемых логических интегральных схем* / В.В. Соловьев. – М.: Горячая линия – ТЕЛЕКОМ, 2001. – 636 с.

3. DeMicheli G. *Synthesis and Optimization of Digital Circuits* / G. DeMicheli. – McGraw – Hill, 1994. – 636 p.

4. Грушницький Р.И. *Проектирование систем с использованием микросхем программируемой логики* / Р.И. Грушницький, А.Х. Мурзаев, Е.П. Угрюмов. – СПб.: БХВ – Петербург, 2002. – 608 с.

5. Maxfield C. *The Design Warrior's Guide to FPGAs* / C. Maxfield. – Amsterdam: Elsevier, 2004. – 541 p.

6. *FPGA, CPLD, and ASIC from Altera* [Электронный ресурс]. – Режим доступа к ресурсу: altera.com.

7. *FPGA and CPLD Solutions from Xilinx, Inc* [Электронный ресурс]. – Режим доступа к ресурсу: xilinx.com.

8. Баркалов А.А. *Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура* / А.А. Баркалов // *Кибернетика и системный анализ*. – 1998. – № 1. – С. 65-72.

Поступила в редакцию 14.01.2009

Рецензент: д-р техн. наук, проф., зав. кафедрой Ю.А. Скобцов, Донецкий национальный технический университет, Донецк.

СИНТЕЗ АВТОМАТА МУРА З РОЗШИРЕННЯМ КОДІВ СТАНІВ ПЕРЕХОДІВ

О.О. Баркалов, Р.В. Мальчева, К.А. Солдатов

Пропонується метод зменшення апаратних витрат в схемі мікропрограмного автомата Мура, орієнтований на використання CPLD. Метод заснований на представленні кодів станів переходу у вигляді конкатенації кодів класу псевдоеквівалентних станів і набору мікрооперацій. Такий підхід дозволяє усунути залежність між станами і мікроопераціями. В результаті оптимізується як блок формування функцій збудження, так і блок формування мікрооперацій. Наведений приклад застосування запропонованого методу.

Ключові слова: автомат Мура, граф-схема алгоритму, псевдоеквівалентні стани, CPLD, логічна схема.

SYNTHESIS OF MOORE FINITE STATE MASHINE WITH AN EXTENTION OF STATE'S CODES

A.A. Barkalov, R.V. Malcheva, K.A. Soldatov

The method is proposed for reduction of hardware amount in logic circuit of Moore finite state machine. The method is oriented on CPLD technology. It is based on representation of the next state code as a concatenation of codes for class of pseudoequivalent states and collection of microoperations. Such an approach allows elimination of dependence among states and microoperations. As a result, both circuits for generation of input memory functions and microoperations are optimized. An example of the proposed method application is given.

Key words: Moore finite state machine, graph-scheme of algorithm, pseudoequivalent states, CPLD, logic circuit.

Баркалов Александр Александрович – д-р техн. наук, профессор, профессор кафедры электронных вычислительных машин Донецкого Национального технического университета, Донецк, Украина, профессор Зеленогурского университета, Польша, e-mail: A.Barkalov@iie.uz.zgora.pl.

Мальчева Раиса Викторовна – канд. техн. наук, доцент, доцент кафедры электронных вычислительных машин Донецкого Национального технического университета, Донецк, Украина, e-mail: raisa@cs.dgtu.donetsk.ua.

Солдатов Кирилл Альбертович – магистрант 1-го курса факультета вычислительной техники и информатики Донецкого Национального технического университета, Донецк, Украина.