

## Оптимизация схемы КМУУ с разделением кодов

Баркалов А.А.<sup>1</sup>, Титаренко Л.А.<sup>1</sup>, Ефименко К.Н.<sup>2</sup>

Университет Зеленогурский (Польша)<sup>1</sup>,

ГВУЗ «Донецкий национальный технический университет» (Украина)<sup>2</sup>

A.Barkalov@iie.uz.zgora.pl<sup>1</sup>; KN\_Efimenko@mail.ru<sup>2</sup>

### Abstract

*Barkalov A.A., Titarenko L.A., Efimenko K.N. Optimization of circuit for CMCU with code sharing. A method for reducing the hardware amount in the circuit of CMCU with code sharing is proposed oriented on FPGA technology. The method is based on the use of two sources of codes classes of pseudoequivalent OLC and a multiplexer to choose one of these sources. Such an approach would reduce the number of LUT elements in the addressing circuit of CMCU. An example of the proposed method application is given.*

### 1. Введение

Композиционные микропрограммные устройства управления (КМУУ) являются эффективным средством реализации линейных алгоритмов управления [1,2]. Одной из моделей КМУУ является модель с разделением кодов [3], позволяющая при определенных условиях уменьшить аппаратные затраты в схеме адресации микрокоманд. В настоящее время микросхемы типа FPGA (field-programmable gate arrays) широко используются при реализации схем цифровых устройств [4,5]. Основу этих СБИС представляют макроячейки табличного типа, называемые LUT (look-up table). Как правило, LUT-элементы имеют ограниченное число входов (4-6) [6,7]. Для уменьшения числа LUT в схеме КМУУ необходимо уменьшить число аргументов и термов в системе функций адресации микрокоманд [1,8]. В настоящей работе предлагается один из подходов к решению этой задачи, основанный на мультиплексировании двух источников кодов классов псевдоэквивалентных операторных линейных цепей (ОЛЦ). Предлагаемый метод является развитием результатов, полученных в работе [9].

Целью исследования является уменьшение числа LUT-элементов в схеме КМУУ с разделением кодов за счет мультиплексирования источников кодов классов псевдоэквивалентных ОЛЦ.

Задачей исследования является разработка метода синтеза КМУУ с разделением кодов, позволяющего оптимизировать схему адресации микрокоманд.

Алгоритм управления представлен в виде граф-схемы алгоритма (ГСА) [8]. Этот выбор определен наглядностью подобного представления и широким применением аппарата ГСА в практике инженерного проектирования.

### 2. Базовая информация о КМУУ с разделением кодов

Пусть ГСА  $\Gamma = \Gamma(V, E)$  представлена множествами вершин  $V$  и соединяющих их дуг  $E$ . Пусть  $V = b_0 \cup b_E \cup E_1 \cup E_2$ , где  $b_0$  – начальная вершина,  $b_E$  – конечная вершина,  $E_1$  – множество операторных вершин и  $E_2$  – множество условных вершин ГСА  $\Gamma$ . В операторных вершинах  $b_q \in E_1$  записываются наборы микроопераций  $Y(b_q) \subseteq Y$ , где  $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$  – множество микроопераций. В условных вершинах  $b_q \in E_2$  записываются элементы множества логических условий  $X = \{x_1, \dots, x_L\}$ . Введем ряд определений, взятых из [2].

Определение 1. Операторной линейной цепью ГСА  $\Gamma$  называется конечная последовательность операторных вершин  $\alpha_g = \langle b_{g_1}, \dots, b_{g_{F_g}} \rangle$  такая, что для любой пары соседних компонент  $b_{g_i}, b_{g_{i+1}}$ , где  $i$  – номер компоненты кортежа  $\alpha_g$ , существует дуга  $\langle b_{g_i}, b_{g_{i+1}} \rangle \in E$ .

Определение 2. Вершина  $b_q \in D^g$ , где  $D^g$  – множество вершин, входящих в ОЛЦ  $\alpha_g$ , называется входом ОЛЦ  $\alpha_g$ , если существует дуга  $\langle b_t, b_q \rangle \in E$ , где  $b_t \notin D^g$ .

Определение 3. Вершина  $b_q \in D^g$ , называется выходом ОЛЦ  $\alpha_g$ , если существует дуга  $\langle b_q, b_t \rangle \in E$ , где  $b_t \notin D^g$ .

Определение 4. ОЛЦ  $\alpha_i, \alpha_j$  называются псевдоэквивалентными ОЛЦ, если их выходы связаны со входом одной и той же вершины  $b_q \in V$ .

Пусть для некоторой ГСА  $\Gamma$  сформировано множество ОЛЦ  $C = \{\alpha_1, \dots, \alpha_G\}$ , определяющее разбиение на множестве  $E_1$  [3], и пусть  $|E_1| = M$ . Поставим в соответствие каждой вершине  $b_q \in E_1$  микрокоманду  $Ml_q$  с адресом  $A(b_q)$ , имеющим разрядность

$$R = \lceil \log_2 M \rceil. \quad (1)$$

Пусть  $F_{\max} = \max(F_1, \dots, F_G)$  – максимальное число компонент в ОЛЦ. Закодируем каждую ОЛЦ  $\alpha_g \in C$  двоичным кодом  $K(\alpha_g)$ , имеющим  $R_1$  разрядов, где

$$R_1 = \lceil \log_2 G \rceil. \quad (2)$$

Для определения любой вершины  $b_q \in D^s$  достаточно  $R_2$  разрядов, представляющих код  $K(b_q)$ . При этом

$$R_2 = \lceil \log_2 F_{\max} \rceil. \quad (3)$$

Пусть для ГСА  $\Gamma$  выполняется следующее условие:

$$R_1 + R_2 = R. \quad (4)$$

В этом случае для реализации алгоритма  $\Gamma$  целесообразно использовать модель КМУУ с разделением кодов (рис. 1).

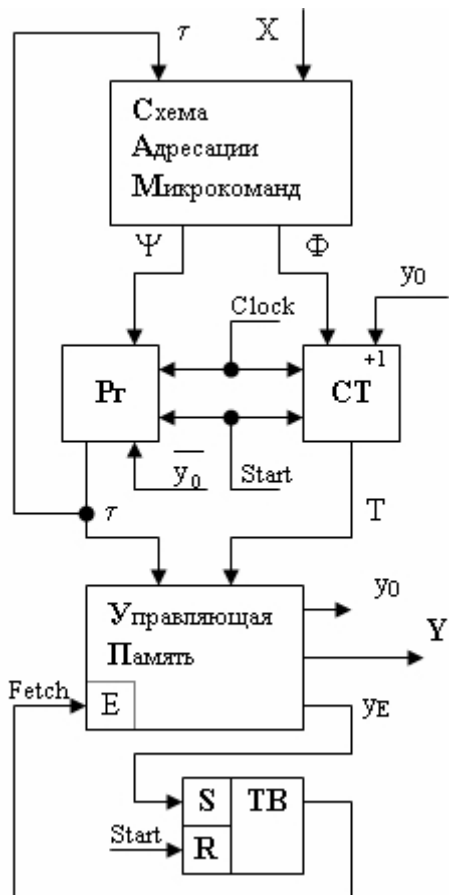


Рисунок 1 – Структурная схема КМУУ с разделением кодов

В этой модели для кодирования ОЛЦ

используются переменные  $\tau_r \in \tau$ , где  $|\tau| = R_1$ . Для кодирования компонент ОЛЦ используются переменные  $T_r \in T$ , где  $|T| = R_2$ . Коды компонент выбраны так, чтобы выполнялась естественная адресация микрокоманд [1]. Для этого код первой компоненты любой ОЛЦ равен 0, второй – 1 и так далее. Естественно, что эти десятичные числа представлены их двоичными  $R_2$ -разрядными эквивалентами.

Условимся в дальнейшем обозначать КМУУ (рис. 1) символом  $U_1$ .

В КМУУ  $U_1$  схема адресации микрокоманд (САМ) реализует систему функций возбуждения счетчика СТ и триггера Pr

$$\begin{aligned} \Phi &= \Phi(\tau, X), \\ \Psi &= \Psi(\tau, X). \end{aligned} \quad (5)$$

При этом адрес микрокоманды  $Ml_q$  представляется в виде

$$A(b_q) = K(\alpha_g) * K(b_q), \quad (6)$$

где вершина  $b_q$  входит в состав ОЛЦ  $\alpha_g \in C$ , \* – знак операции конкатенации.

Композиционное МУУ  $U_1$  функционирует следующим образом. По сигналу Start в Pr и CT заносится начальный адрес микропрограммы, а триггер выборки ТВ устанавливается в единичное состояние. При этом Fetch = 1, что разрешает выборку команд из управляющей памяти (УП). Если считанная микрокоманда не соответствует выходу ОЛЦ, то одновременно с микрооперациями  $Y(b_q)$  формируется сигнал  $y_0$ . Если  $y_0 = 1$ , то к содержимому СТ прибавляется единица и адресуется следующая компонента текущей ОЛЦ. Если выход ОЛЦ достигнут, то  $y_0 = 0$ . При этом адрес входа следующей ОЛЦ формируется схемой САМ. При достижении окончания микропрограммы формируется сигнал  $y_E$ , триггер ТВ обнуляется, и выборка микрокоманд прекращается.

Число LUT-элементов в схеме САМ зависит от числа аргументов и термов в системе (5). В настоящей работе предлагается метод, позволяющий уменьшить сложность функций в системе (5) и, следовательно, уменьшить аппаратные затраты в схеме САМ.

### 3. Основная идея предлагаемого метода

Пусть ОЛЦ  $\alpha_g \in C_1$ , если  $O_g$  не связан с конечной вершиной ГСА  $\Gamma$ . Найдем разбиение  $\Pi_C = \{B_1, \dots, B_l\}$  множества  $C_1$  на классы псевдоэквивалентных ОЛЦ (ПОЛЦ). Выполним кодирование  $\alpha_g \in C$  так, чтобы максимально возможное число классов  $B_i \in \Pi_C$ , где  $|\Pi_C| = l$ , представлялось одним обобщенным интервалом  $R_1$ -мерного булева пространства. Пусть  $n_i$  –



Очевидно, применение предложенного метода имеет смысл, если число LUT-элементов в блоке БПК будет значительно меньше параметра  $\Delta_{LUT}$ . Параметр  $\Delta_{LUT}$  определяется разностью числа LUT-элементов в блоке САМ и блоках САМ<sub>1</sub> и САМ<sub>2</sub>.

#### 4. Особенности реализации схемы КМУУ U<sub>2</sub>

В настоящей работе предлагается метод синтеза КМУУ U<sub>2</sub>, включающий следующие этапы:

1. Формирование для ГСА Г множеств C, C<sub>1</sub>, и П<sub>C</sub>.
2. Оптимальное кодирование ОЛЦ  $\alpha_g \in C_1$  и кодирование компонент ОЛЦ.
3. Формирование множеств П<sub>A</sub> и П<sub>B</sub>.
4. Кодирование классов  $V_i \in P_B$  кодами C(V<sub>i</sub>).
5. Формирование таблицы переходов для классов  $V_i \in P_A$ .
6. Формирование таблицы переходов для классов  $V_i \in P_B$ .
7. Формирование содержимого управляющей памяти.
8. Формирование таблицы истинности блока БПК.
9. Синтез схемы КМУУ в заданном базисе.

Этапы 1-4 выполняются по известным методикам [1-3]. Этап 9 связан с разработкой VHDL-моделей КМУУ и использованием стандартных промышленных пакетов [6,7]. Эти этапы представляют особого интереса для иллюстрации синтеза схемы КМУУ U<sub>2</sub>. В этой связи мы не рассматриваем данные этапы в нашей статье.

Пусть для некоторой ГСА Г<sub>1</sub> получено множество ОЛЦ  $C = \{\alpha_1, \dots, \alpha_{16}\}$  и разбиение  $P_C = \{V_1, \dots, V_7\}$ . При этом  $\alpha_{16} \notin C_1$ , а классы  $V_i \in P_C$  определяются следующим образом:  $V_1 = \{\alpha_1\}$ ,  $V_2 = \{\alpha_2, \alpha_3, \alpha_4\}$ ,  $V_3 = \{\alpha_5, \alpha_6\}$ ,  $V_4 = \{\alpha_7, \alpha_8, \alpha_9\}$ ,  $V_5 = \{\alpha_{10}, \alpha_{11}\}$ ,  $V_6 = \{\alpha_{12}\}$ ,  $V_7 = \{\alpha_{13}, \alpha_{14}, \alpha_{15}\}$ . Итак,  $G = 16$ ,  $R_1 = 4$ ,  $\tau = \{\tau_1, \dots, \tau_4\}$ .

Оптимальное кодирование ОЛЦ  $\alpha_g \in C_1$  выполняется так, чтобы максимально возможное число классов  $V_i \in P_C$  представлялось одним интервалом R<sub>1</sub>-мерного булева пространства [1]. Один из вариантов кодирования представлен на рис. 3.

Из карты Карно (рис. 3) можно получить следующие интервалы, определяющие классы

$V_i \in P_C$ .

	$\tau_3 \tau_4$	00	01	11	10
$\tau_1 \tau_2$	00	$\alpha_1$	$\alpha_2$	$\alpha_3$	$\alpha_4$
01		$\alpha_5$	$\alpha_6$	$\alpha_{10}$	$\alpha_{11}$
11		$\alpha_7$	$\alpha_8$	$\alpha_9$	$\alpha_{16}$
10		$\alpha_{13}$	$\alpha_{14}$	$\alpha_{15}$	$\alpha_{12}$

Рисунок 3 – Коды ОЛЦ  $\alpha_g \in C$

Класс V<sub>1</sub> определяется интервалом 0000; класс V<sub>2</sub> – интервалами 00\*1 и 001\*; класс V<sub>3</sub> – интервалом 010\*; класс V<sub>4</sub> – интервалами 110\* и 11\*1; класс V<sub>5</sub> – интервалом 011\*; класс V<sub>6</sub> – интервалом 1010; класс V<sub>7</sub> – интервалами 100\* и 10\*1. Таким образом,  $P_A = \{V_1, V_3, V_5, V_6\}$ , где  $K(V_1) = 0000$ ,  $K(V_3) = 010^*$ ,  $K(V_5) = 011^*$  и  $K(V_6) = 1010$ . Очевидно,  $P_B = \{V_2, V_4, V_7\}$  и для их кодирования необходимо R<sub>3</sub> = 2 разряда. Итак,  $Z = \{z_1, z_2\}$ . Закодируем классы  $V_i \in P_B$  следующим образом:  $C(V_2) = 00$ ,  $C(V_4) = 01$ ,  $C(V_7) = 10$ .

Таблица переходов формируется на основе обобщённых формул переходов [1]. Пусть, например, из ГСА Г<sub>1</sub> можно получить следующие формулы:

$$V_1 \rightarrow x_1 b_3 \vee \overline{x_1} x_2 b_8 \vee \overline{x_1} x_2 b_{12}; \quad (13)$$

$$V_2 \rightarrow x_4 b_{12} \vee \overline{x_4} b_{17}.$$

Столбцы таблицы переходов включают следующую информацию: исходный класс (столбец V<sub>i</sub>); код класса (для П<sub>A</sub> это код K(V<sub>i</sub>), а для П<sub>B</sub> – C(V<sub>i</sub>)); адрес перехода (A(b<sub>q</sub>)); логические условия определяющие переход (столбец X<sub>h</sub>); функции возбуждения триггеров регистра R<sub>г</sub> (столбец  $\Psi_h^1$  для П<sub>B</sub> и  $\Psi_h^2$  для П<sub>A</sub>); функции возбуждения триггеров счетчика СТ (столбец  $\Phi_h^2$  для П<sub>A</sub> и  $\Phi_h^1$  для П<sub>B</sub>); номер перехода (столбец h).

Пусть  $A(b_3) = 000100$ ,  $A(b_8) = 001000$ ,  $A(b_{12}) = 010101$ ,  $A(b_{17}) = 110010$ . Тогда фрагменты таблиц переходов для формул (13) приведены в табл. 1 и табл. 2.

Таблица 1. Таблица переходов для класса  $V_i \in P_A$

V <sub>i</sub>	K(V <sub>i</sub> )	A(b <sub>q</sub> )	X <sub>h</sub>	$\Psi_h^2$	$\Phi_h^2$	h
V <sub>1</sub>	0000	000100	x <sub>1</sub>	D <sub>4</sub>	–	1
		001000	$\overline{x_1} x_2$	D <sub>3</sub>	–	2
		010101	$\overline{x_1} x_2$	D <sub>2</sub> D <sub>4</sub>	D <sub>6</sub>	3

Таблица 2. Таблица переходов для класса  $B_2 \in \Pi_B$

$B_i$	$C(B_i)$	$A(b_q)$	$X_h$	$\Psi_h^1$	$\Phi_h^1$	$h$
$B_2$	00	010101	$x_4$	$D_2D_4$	$D_6$	1
		110010	$\overline{x_4}$	$D_1D_2$	$D_5$	2

Система (10) может быть получена из таблицы переходов для классов  $B_i \in \Pi_B$ . Так, из табл. 2 имеем, например  $D_1 = \overline{z_1 z_2 x_4}$ ;  $D_6 = z_1 z_2 x_4$ . Система (11) может быть получена из таблицы переходов для классов  $B_i \in \Pi_A$ . Так, из табл. 1, имеем, например,  $D_2 = \overline{\tau_1 \tau_2 \tau_3 \tau_4 x_1 x_2}$ ;  $D_6 = \tau_1 \tau_2 \tau_3 \tau_4 x_1 x_2$ .

Таблица БПК имеет столбцы:  $B_i$ ,  $K(B_i)_j$ ,  $C(B_i)$ ,  $Z_h$ ,  $h$ . Здесь  $K(B_i)_j$  – код класса  $B_i$ , соответствующий одному из обобщенных интервалов;  $Z_h$  – разряды кода  $C(B_i)$ , принимающие единичное значение в  $h$ -й строке таблицы. Для рассматриваемого примера, число строк  $N_{ПК} = 6$ . Этот параметр определяется суммарным числом интервалов, представляющих коды классов  $B_i \in \Pi_B$ . Для рассматриваемого примера блок БПК представлен в табл. 3.

Таблица 3. Таблица блока преобразователя адреса

$B_i$	$K(B_i)_j$	$C(B_i)$	$Z_h$	$h$
$B_2$	00*1	00	–	1
	001*		–	2
$B_4$	110*	01	$z_2$	3
	11*1		$z_2$	4
$B_7$	100*	10	$z_1$	5
	10*1		$z_1$	6

Из табл. 3 имеем систему (9):  $z_1 = \tau_1 \tau_2 \tau_3 \vee \tau_1 \tau_2 \tau_4$ ;  $z_2 = \tau_1 \tau_2 \tau_3 \vee \tau_1 \tau_2 \tau_4$ . Остальные этапы синтеза реализуются тривиальным образом, и в нашей статье не рассматриваются.

## 5. Заключение

Предлагаемый в работе метод оптимизации КМУУ основан на мультиплексировании двух источников кодов классов псевдоэквивалентных ОЛЦ. Такой подход позволяет гарантированно уменьшить число термов в системе функций возбуждения триггеров регистра и счетчика адресов микрокоманд до максимально возможной величины. Если КМУУ с разделением кодов рассматривать как автомат Мура, то предлагаемый подход позволяет уменьшить число термов до величины этого параметра у

эквивалентного автомата Мили. Кроме того, уменьшается число LUT-элементов в схеме преобразователя кодов, так как не все адреса выходов ОЛЦ подлежат преобразованию.

Недостатком предложенного подхода является введение мультиплексора, который вносит дополнительную задержку в цикл работы КМУУ. Однако уменьшение числа термов ведёт к уменьшению числа уровней в схеме и задержка от введения МИК компенсируется. Проведенные авторами исследования показали, что предложенный метод позволяет до 38% уменьшить число LUT-элементов по отношению к исходному КМУУ. При этом время цикла КМУУ  $U_2$  всегда было меньше, чем у КМУУ  $U_1$ .

Научная новизна предложенного метода заключается в использовании особенностей КМУУ (наличие классов псевдоэквивалентных ОЛЦ) для уменьшения числа LUT-элементов в схеме КМУУ с разделением кодов.

Практическая значимость метода заключается в уменьшении площади кристалла FPGA, занимаемой схемой КМУУ, что позволяет получить схемы, обладающие меньшей стоимостью, чем известные из литературы аналоги.

## Литература

1. Barkalov A., Titarenko L. Logic synthesis for compositional microprogram control units. – Berlin: Springer, 2008. 272 pp.
2. Баркалов А.А., Титаренко Л.А. Синтез микропрограммных автоматов на заказных и программируемых СБИС. – Донецк: УНИТЕХ, 2009.—336 с.
3. Barkalov A., Titarenko L. Logic synthesis for FSM-based control units. – Berlin: Springer, 2009. 233 pp.
4. Maxfield S. The Design Warrior's Guide to FPGAs. – Amsterdam: Elsevier, 2004. – 541 pp.
5. Грушвицкий Р.И., Мурсаев А.Х., Угрюмов Е.П. Проектирование систем на микросхемах с программируемой структурой – С-Пб: БХВ – Петербург, 2006. – 736 с.
6. www.xilinx.com.
7. www.altera.com.
8. Baranov S. Logic and System Design of Digital Systems. - Tallinn: TTU, 2008. - 266 pp.
9. Баркалов А.А., Титаренко Л.А., Ефименко К.Н., Липински Я.М. Оптимизация схемы КМУУ с преобразователем адреса микрокоманд // Наукові праці ДонНТУ. Серія „Проблеми моделювання та автоматизації проектування” (МАП-2011). Випуск 9 (179). – Донецьк: ДонНТУ. – 2011. –с.26-35.