

# КОМПОЗИЦИОННЫЕ МИКРОПРОГРАММНЫЕ УСТРОЙСТВА УПРАВЛЕНИЯ С МАКСИМАЛЬНЫМ КОДИРОВАНИЕМ МИКРОКОМАНД

Баркалов А.А. , Струнилин В.Н.

Кафедра ЭВМ ДонГТУ  
vstrun@cs.dgtu.donetsk.ua

## Abstract

*Barcalov A.A., Strunilin V.N. The composition microprogram control units with maximum coding of microcommands. The microprogram control units (MCU) find wide application at realization of various digital systems [1]. The composition microprogram control units (CMCU) are one of classes of similar devices [2,3]. In this work there are proposed methods, enabling to optimize hardware costs in CMCU by use of maximum coding of microcommands. There are proposed of two- and three-level structures CMCU with maximum coding of microcommands on programming logic arrays (PLA) and read-only memory devices (ROM). Algorithms of synthesis of offered structures CMCU are indicated. The optimal coding algorithm of microcommands set is described with a minimum length of a coding word.*

Микропрограммные устройства управления (МУУ) находят широкое применение при реализации различных цифровых систем [1]. Композиционные микропрограммные устройства управления (КМУУ) являются одним из классов подобных устройств [2,3]. В данной работе предлагаются методы, позволяющие оптимизировать аппаратные затраты в КМУУ при использовании максимального кодирования микрокоманд. Предлагаются двух- и трехуровневые структуры КМУУ с максимальным кодированием микрокоманд на программируемых логических устройствах (ПЛМ) и постоянных запоминающих устройствах (ПЗУ). Приведены алгоритмы синтеза предлагаемых структур КМУУ. Описан алгоритм оптимального кодирования множества микрокоманд при минимальной длине кодирующего слова.

Известно КМУУ [2], представленное композицией автомата  $S_1$ , выполняющего принудительную адресацию микрокоманд (МК) при переходах между различными операторными линейными цепями (ОЛЦ), и автомата  $S_2$ , реализующего естественную адресацию МК при переходах в пределах любой ОЛЦ. Обозначим его  $U_0$ . Автомат  $S_1$  реализован на ПЛМ и регистре памяти (РП), а автомат  $S_2$  - на счетчике адреса микрокоманд (СЧАМК), микропрограммной памяти (МПП), реализуемой на ПЗУ, и дешифраторе микроопераций (ДС). Разрядность СЧАМК  $Z = \lceil \log_2 I \rceil$ , где  $I = |D|$  - мощность множества операторных вершин исходной граф-схемы алгоритма (ГСА). Разрядность РП  $R = \lceil \log_2 M \rceil$ , где  $M$  - мощность множества состояний автомата  $S_1$ .

Аппаратные затраты в КМУУ можно уменьшить используя максимальное кодирование МК. Сущность этого метода заключается в следующем: каждой МК  $Y_t \in Y$  ( $t=1, \dots, T$ ), где  $Y = \{y_0, \dots, y_N\}$  - множество микроопераций (МО) ставится в соответствие код  $K(Y_t)$  разрядности  $m = \lceil \log_2 T \rceil$ , где  $T$  - количество МК. В этом случае можно проминимизировать аппаратные затраты в схеме формирования микроопераций. Особенно эта задача актуальна при использовании в качестве схемы формирования МО (СФМО) стандартных ПЛМ.

В этом случае предлагается двухуровневая структура КМУУ  $U_1$  с максимальным кодированием МК (рис.1), в которой функции СФМО выполняет ПЛМ<sub>2</sub>, реализующая СБФ (1). В основе синтеза КМУУ находится формирование множества операторных линейных цепей (ОЛЦ)  $S = \{\alpha_1, \dots, \alpha_g\}$  интерпретируемой ГСА и естественной адресации в пределах каждой ГСА.

Предложенное КМУУ  $U_1$  функционирует следующим образом. Пусть автомат  $S_1$  перешел в состояние  $a_m \in A$  и занес в СЧАМК адрес  $j$ -го входа  $I_q^j$  ОЛЦ  $\alpha_q$ . Если этот адрес не совпадает с адресом выхода  $O_q$ , то ПЛМ<sub>2</sub> одновременно с формированием

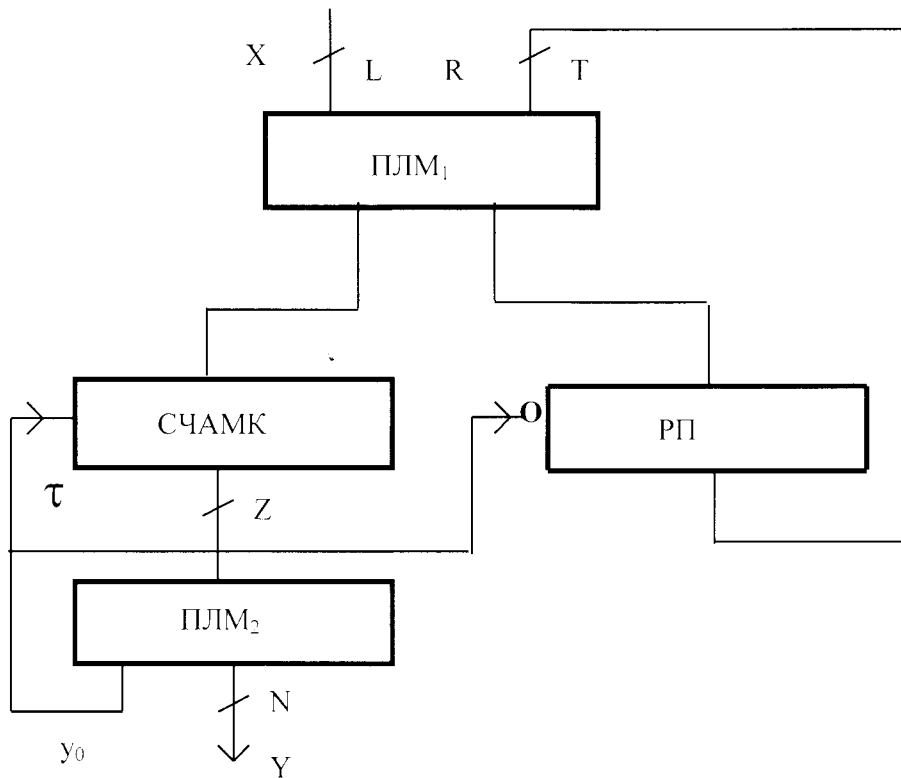


Рис. 1. Двухуровневая структура КМУУ U1

набора  $Y_t$  вырабатывает МО  $y_0$ , увеличивающую содержимое СЧАМК на единицу и запрещающую поступление импульсов синхронизации на РП. Таким образом адресуется следующая МК микропрограммы. Если в СЧАМК записан адрес выхода ОЛЦ  $\alpha_q$ , то автомат  $S_2$  не формирует МО  $y_0$ . В следующем такте автомат  $S_1$  переходит в состояние  $a_s = \delta(a_m, X^t)$ , где  $\delta$  - функция перехода автомата,  $X^t$  - значение набора логических условий (ЛУ) в момент времени  $t$ . При этом в СЧАМК заносится адрес входа  $I_m^k$  ОЛЦ  $\alpha_m$ , в который есть переход в ГСА из вершины  $b_q$ , соответствующей выходу ОЛЦ  $\alpha_q$ , под действием набора  $X^t$ . Функционирование КМУУ U1 продолжается описанным способом до перехода автомата  $S_1$  в конечное состояние.

Алгоритм синтеза КМУУ U1 содержит следующие этапы:

1. Формирование множества ОЛЦ и построение преобразованной ГСА  $\Gamma_1$ .
2. Задание закона функционирования автомата  $S_1$ .
3. Синтез логической структуры автомата  $S_1$ .
4. Формирование СБФ МО.
5. Синтез СФМО автомата  $S_2$ .

Методы решения задач 1-3 рассмотрены в [2]. Для решения задачи 4 предлагается следующая методика.

1. Определить множество адресов  $A(Y_t)$ , содержащих МК  $Y_t$ ; поставить в соответствие  $\forall A_t \in A(Y_t)$  конъюнкцию вида:

$$(1) \quad A_t = \bigwedge_{z=1}^Z \tau_z^{I_{tz}}$$

где  $I_{tz} \in \{0, 1\}$  - значение  $z$ -го разряда адреса  $A_t \in A(Y_t)$ ,  $\tau_z^1 = \tau_z$ ,  $\tau_z^0 = \bar{\tau}_z$ ;  $\{\tau_1, \dots, \tau_z\}$  - множество значений разрядов адреса  $A_t$ .

2. Сформировать СБФ МО  $y_n \in Y$  ( $n = 0, \dots, N$ ) заданных на множестве  $\tau$  и выраженных в ДНФ в виде :

$$y_n = \bigvee_{t=1}^T C_{nt} A_t, \quad (2)$$

где  $C_{nt} = 1$ , если и только если МО  $y_n \in Y$  входит в МК  $Y_t \in Y$ , определяемую адресом  $A_t \in A(Y_t)$ .

3. Привести ДНФ СБФ МО (2) к кратчайшему виду.

Рассмотрим применение методики на примере синтеза СФМО КМУУ U1 для ГСА  $\Gamma_1$  (рис. 2). Для каждой МК  $Y_t \in \{Y_1, \dots, Y_8\}$  определим адрес  $A_t$  ( $t=1, \dots, 8$ ) разрядность  $R = 3$ . Соответствие для каждой МК  $Y_t$  значений разрядов адреса  $A_t$  на множестве вида (1) приведено в таблице.

$A(Y_t)$	$\tau$	$Y_t$	$Y_n$
000	$\bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3$	$Y_1$	$Y_3, Y_4$
001	$\bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \tau_3$	$Y_2$	$Y_0, Y_1, Y_3, Y_4$
010	$\bar{\tau}_1 \tau_2 \bar{\tau}_3$	$Y_3$	$Y_0, Y_3$
011	$\bar{\tau}_1 \tau_2 \tau_3$	$Y_4$	$Y_2$
100	$\tau_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3$	$Y_5$	$Y_0, Y_1$
101	$\tau_1 \bar{\tau}_2 \tau_3$	$Y_6$	$Y_3, Y_4$
110	$\tau_1 \tau_2 \bar{\tau}_3$	$Y_7$	$Y_0, Y_3, Y_4$
111	$\tau_1 \tau_2 \tau_3$	$Y_8$	$Y_1$

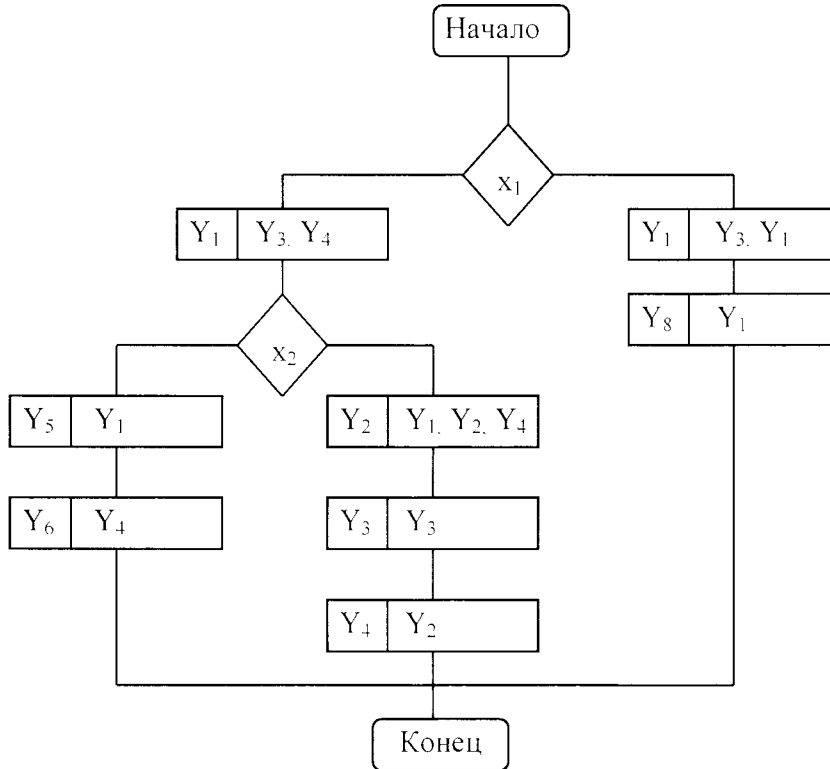


Рис. 2. Граф-схема алгоритма  $\Gamma_1$

Из таблицы имеем СБФ формирования МО  $y_n \{ y_0, \dots, y_4 \}$  :

$$\begin{aligned}
 y_0 &= \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{\tau}_3, \\
 y_1 &= \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{\tau}_3, \\
 y_2 &= \bar{\tau}_1 \tau_2 \bar{\tau}_3, \\
 y_3 &= \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \bar{\tau}_1 \tau_2 \bar{\tau}_3 \vee \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \tau_3 \vee \tau_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{\tau}_3, \\
 y_4 &= \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \bar{\tau}_1 \tau_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \vee \tau_1 \tau_2 \bar{\tau}_3.
 \end{aligned} \tag{3}$$

Приведение ДНФ СБФ (3) формирования МО к кратчайшему виду осуществляется одним из способов, предложенных в [ 3 ] .

Задачи, возникающие на этапе 5 сводятся к задаче реализации на ПЛМ СБФ кратчайшего вида, для решения которой разработаны эффективные методы [ 1 ] .

Двухуровневая структура КМУУ U1 применима, если

$$R \leq s$$

(4)

При выполнении (4) минимальное число БИС ПЛМ (s,t,q) автомата  $S_2$  СФМО КМУУ U1 можно определить следующим образом [ 1 ] :

$$m_1 = \max \left( \left\lceil \frac{1}{q} \left[ \frac{N+1}{t} \right] \right\rceil, \left\lceil \frac{N+1}{t} \right\rceil \right).$$

К недостаткам предложенной структуры КМУУ U1 можно отнести следующее :

1. Увеличение числа термов в ДНФ формирования МО  $y_n \subseteq Y$  за счет того, что в СБФ (2) используется не коды МК  $Y_i \in Y$ , а их адреса, что увеличивает число термов по сравнению с классическим методом максимального кодирования МК [ 1 ] .

2. Невозможно использовать оптимальное кодирование МК, так как адреса фактически определены законом функционирования автомата  $S_1$ .

Если для некоторого автомата условие (4) не выполняется, то для его реализации необходимы специальные методы [ 1 ] , приводящие к многоуровневым схемам. Для синтеза таких автоматов предлагается использовать трехуровневую структуру КМУУ U2 с максимальным кодированием МК (рис.3), в которой автомат  $S_1$  реализован на ПЛМ<sub>1</sub> и РП, а автомат  $S_2$  - на СЧАМК, ПЗУ, содержащем максимальные коды МК, и ПЛМ<sub>2</sub>.

Достоинством структуры U2 является возможность применения оптимальных алгоритмов кодирования МК, что позволит минимизировать число БИС ПЛМ по сравнению с U1. Несмотря на присущие структуре U2 недостатки- уменьшение быстродействия автомата и дополнительное ПЗУ для хранения кодов МК - применение оптимального кодирования МК в большинстве практических случаев позволяет уменьшить суммарные аппаратные затраты в КМУУ .

Алгоритм синтеза КМУУ U2 включает следующие этапы:

1. Формирование множества ОЛЦ и построение преобразованной ГСА Г.
2. Задание закона функционирования автомата  $S_1$ .
3. Синтез логической схемы автомата  $S_1$ .
4. Оптимальное кодирование МК.
5. Распределение кодов МК в ПЗУ.
6. Формирование СБФ МО.
7. Синтез логической СФМО автомата  $S_2$ .

Методы решения задач 1 - 3 и 6, 7 аналогичны методам для решения задач 1- 5 при синтезе КМУУ U1. Задача 4 оптимального кодирования множества МК  $Y$  при минимальной длине кодирующего слова  $Z = \lceil \log_2 T \rceil$  состоит в присвоении  $Y_i \in Y$  двоичного кода  $K(Y_i)$  таким образом, чтобы СБФ  $Y_i(t)$  формирования МО  $Y_n \in Y$  ( $n=0, \dots, N$ ) имела бы наиболее кратчайшую ДНФ, полученной при любом другом кодировании МК. Это позволит реализовать СФМО КМУУ U2 в базисе ПЛМ с минимальным числом БИС .

В результате реализации КМУУ для ряда ГСА реальной сложности на стандартных ПЛМ было определено, что оптимальное кодирование МК целесообразно, если

$$\left] \frac{Q}{q} \left[ > \max \left( \left] \frac{R}{S} \left[ , \left] \frac{N+1}{t} \left[ \right), \right.$$

т.е. когда основные затраты оборудования связаны с числом термов в ДНФ СБФ МО. Следовательно, в этом смысле минимизация числа БИС при реализации СФМО на ПЛМ сводится к минимизации числа термов в СБФ МО  $y_n \subseteq Y$ .

Эта задача является разновидностью задачи о нахождении кратчайшей ДНФ, то есть ДНФ с минимально возможным числом термов, и может быть решена с использованием алгоритма экономичного кодирования [ 3 ].

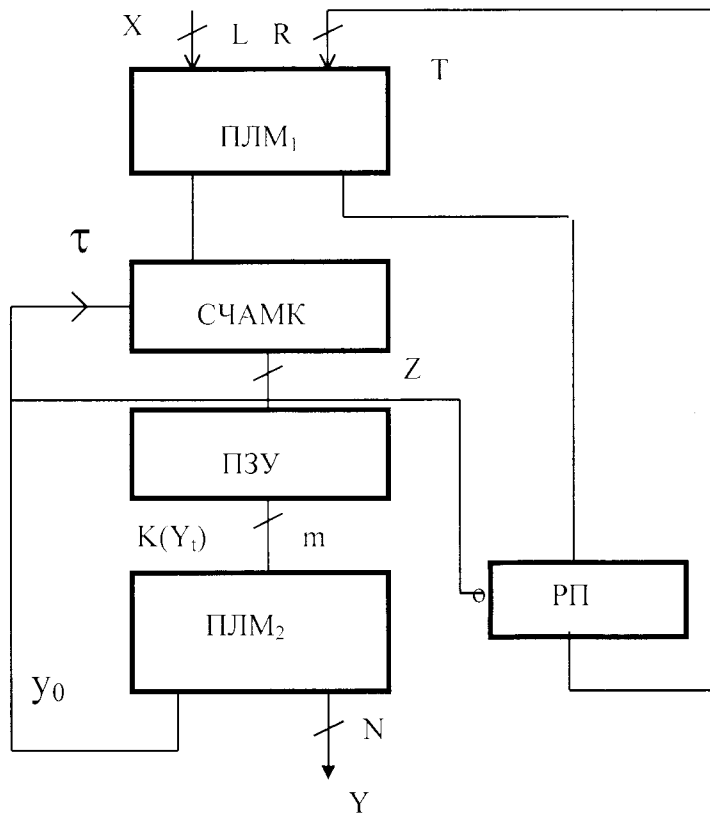


Рис. 3. Трехуровневая структура КМУУ U2

Для примера из таблицы покажем, как множество МК  $Y = \{ Y_1, \dots, Y_8 \}$  кодируется оптимальным множеством кодов  $K = \{ k(Y_1), \dots, k(Y_8) \}$  разрядности  $m = 3$  по методу из [3].

1. На основании анализа множества МК  $Y$  формируется совокупность  $K$ -множеств  $K = \{ k_0, \dots, k_4 \}$ , каждое из которых соответствует МО  $y_n = \{ y_0, \dots, y_4 \}$  и определяется теми МК  $Y_i = \{ Y_1, \dots, Y_8 \}$ , для которых  $y_n = Y_i$ . МО из примера порождают следующие  $K$ -множества :

$$K_0 = \{ Y_2, Y_3, Y_5, Y_7 \}; \quad K_1 = \{ Y_2, Y_5, Y_8 \}; \quad K_2 = \{ Y_4 \}; \\ K_3 = \{ Y_1, Y_2, Y_3, Y_6, Y_7 \}; \quad K_4 = \{ Y_1, Y_2, Y_6, Y_7 \}.$$

2. Формируется список  $P1$  взвешенных пар МК. Пара МК  $(Y_i, Y_j)$  входит в список  $P1$ , если эта пара включена хотя бы в одно  $K$ -множество. Вес пары равен числу  $K$ -множеств, включающих ее.

$$P1 = \{ (Y_2, Y_3)2, (Y_2, Y_5)2, (Y_2, Y_7)3, (Y_3, Y_5), (Y_3, Y_7)2, (Y_5, Y_7), (Y_2, Y_8), \\ (Y_5, Y_8), (Y_1, Y_2), (Y_1, Y_3), (Y_1, Y_6)2, (Y_6, Y_7)2, (Y_1, Y_7)2, (Y_2, Y_6)2, (Y_3, Y_6) \}.$$

3. Строится матрица - строка  $D_i = ||| d |||$  ( $i = 0, \dots, 7$ ), в которой коды МК представляются соответствующими десятичными числами от 0 до 7. Эта задача

заключается в том, чтобы найти место каждой МК в строке D с учетом списка P1 взвешенных желаемых соседств ( пар ) МК.

Подробное описание алгоритма приведено в [3]. Для рассматриваемого примера

0 1 2 3 4 5 6 7

$D_0 = ( Y_2, Y_7, Y_1, Y_6, Y_3, Y_5, Y_8, Y_4 )$ .

После переупорядочения элементов в D с сохранением ранее построенного разбиения получим

0 1 2 3 4 5 6 7

$D_1 = ( Y_2, Y_7, Y_6, Y_1, Y_5, Y_3, Y_8, Y_4 )$ .

4. На основании D получим кодирующую таблицу МК

K(Y <sub>i</sub> )	Y <sub>i</sub>	K(Y <sub>i</sub> )	Y <sub>i</sub>
000	Y <sub>2</sub>	100	Y <sub>5</sub>
001	Y <sub>7</sub>	101	Y <sub>3</sub>
010	Y <sub>6</sub>	110	Y <sub>8</sub>
011	Y <sub>1</sub>	111	Y <sub>4</sub>

5. K - множества реализуются следующими кодами :

$K_0 = *0*$ ,  $K_1 = **0$ ,  $K_2 = 111$ ,  $K_3 = **1 \vee 0*0$ ,  $K_4 = 0**$ .

Следовательно, СБФ МО при использовании оптимальных кодов МК имеет вид:

$$(5) \quad y_0 = \bar{\tau}_2; \quad \bar{y}_1 = \tau_3; \quad y_2 = \tau_1 \tau_2 \bar{\tau}_3; \quad y_3 = \tau_3 \vee \tau_1 \tau_2; \quad y_4 = \tau_1.$$

При реализации СБФ МО ( 5 ) на ПЛМ( 3,5.3 ) потребуются две ПЛМ, таблица программирования которых имеет следующий вид

$\tau_1$	$\tau_2$	$\tau_3$	Y <sub>4</sub>	Y <sub>3</sub>	Y <sub>2</sub>	Y <sub>1</sub>	Y <sub>0</sub>	
0	-	-	1	.	.	.	.	ПЛМ1
-	-	1	.	1	.	.	.	
0	-	1	.	1	.	.	.	
1	1	1	.	.	1	.	.	ПЛМ2
-	-	1	.	.	.	1	.	
-	0	-	.	.	.	.	1	

Каждая из предложенных структур КМУУ имеет свои достоинства и недостатки. При выборе метода реализации КМУУ следует руководствоваться определенным критерием оптимизации. Если необходимо обеспечить максимальное быстродействие КМУУ и  $Z > s$  при  $m_0 > m_1$  целесообразно использовать структуру U0 с унитарным кодированием МК, иначе - U1.

Если критерием оптимальности являются минимальные аппаратные затраты, то :

1) если  $( Z > s ) \& ( m < s )$ , реализуется U0 ;

2) если  $( Z < s ) \& ( m < s ) \& ( m_1 > m_2 )$ , реализуется U2, иначе U1 ;

3) если  $( Z > s ) \& ( m > s )$ , реализуется U0.

Проведенные авторами исследования показали, что выбранная оптимальным образом структура КМУУ позволит сэкономить до 25% корпусов БИС по сравнению с произвольно выбранной схемой.

## Литература

1. Баранов С.И., Скляр В.А. Цифровые устройства на программируемых БИС с матричной структурой.- М.: Радио и связь, 1989.- 272с.
2. Баркалов А.А. Микропрограммные устройства управления как композиция автоматов с жесткой и программируемой логикой.- Автоматика и вычислительная техника, 1983,

№4.- С.36-41.

3. Ачасова С.М. Алгоритмы синтеза автоматов на программируемых матрицах/ Под ред. О.Л.Бандман.- М.: Радио и связь, 1987.- 136с.