

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 (ПЛИС) 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 ПЛИС и регистре памяти (РП), а автомат S_2 - на счетчике адреса микрокоманд (СЧАМК), микропрограммной памяти (МПП), реализуемой на ПЗУ, и дешифраторе микроопераций (ДО). 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 ПЛИС.

В этом случае предлагается двухуровневая структура КМУУ U_1 с максимальным кодированием МК (рис.1), в которой функции СФМО выполняет ПЛИС₂, реализующая СБФ (1). В основе синтеза КМУУ находится формирование множества операторных линейных цепей (ОЛЦ) $C = \{\alpha_1, \dots, \alpha_g\}$ 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_j^j ОЛЦ α_q . Если этот адрес не совпадает с адресом выхода O_{qj} , то ПЛИС₂ одновременно с формированием

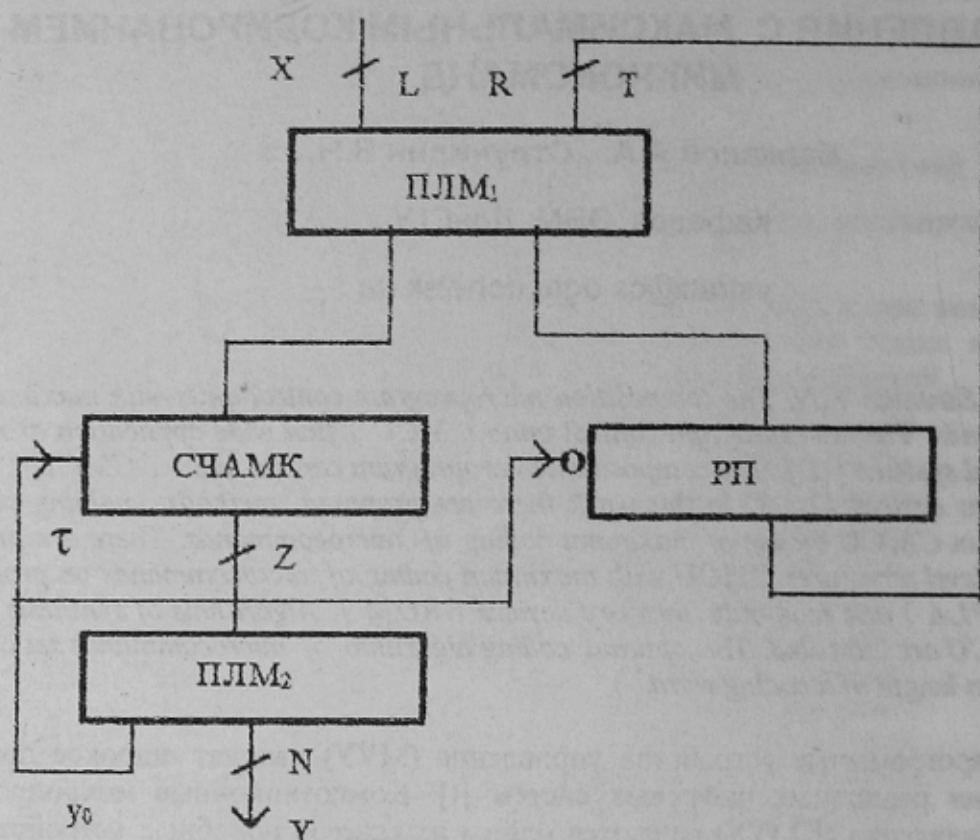


Рис. 1. Двухуровневая структура КМУУ U1

набора Y , 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 α_q , то автомат S_2 не формирует МО y_0 . В следующем такте автомат S_1 переходит в состояние $a_t = \delta(a_{t-1}, X^t)$, где δ - 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 α_m , в который есть переход в ГСА из вершины b_q , соответствующей выходу ОЛЦ α_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 Γ_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 $A(Y_i)$, содержащих МК Y_i ; поставить в соответствие $\forall A_i \in A(Y_i)$ конъюнкцию вида:

$$A_i = \bigwedge_{z=1}^Z \tau_z^{l_{iz}}, \quad (1)$$

где $l_{iz} \in \{0, 1\}$ - значение z -го разряда адреса $A_i \in A(Y_i)$, $\tau_z^1 = \tau_z$, $\tau_z^0 = \bar{\tau}_z$; $\{\tau_1, \dots, \tau_z\}$ - множество значений разрядов адреса A_i .

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

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

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 U_1 для ГСА Γ_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.

$A(Y_t)$	τ	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

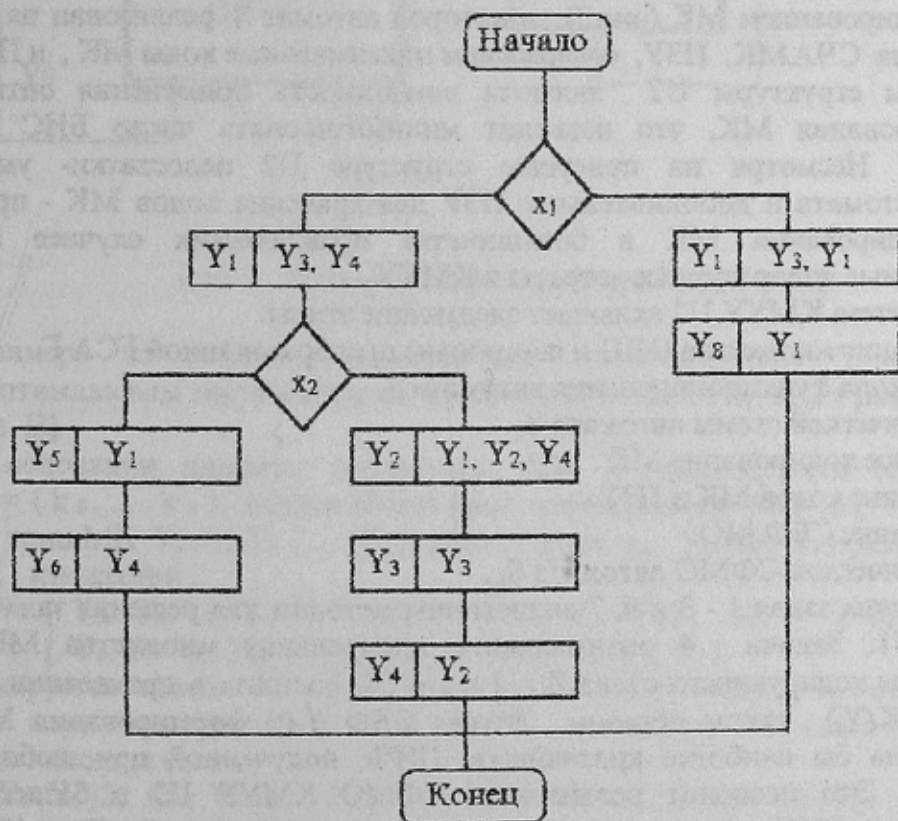


Рис. 2. Граф-схема алгоритма Γ_1

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

$$\begin{aligned} y_0 &= \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3, \\ y_1 &= \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3, \\ y_2 &= \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3, \\ y_3 &= \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3, \\ y_4 &= \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3 \vee \bar{t}_1 \bar{t}_2 \bar{t}_3. \end{aligned} \quad (3)$$

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

$$R \leq s \quad (4)$$

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

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

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 ПЛМ₁ и РП, а автомат S_2 - на СЧАМК, ПЗУ, содержащем максимальные коды МК, и ПЛМ₂.

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 аппаратурные 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

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

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].

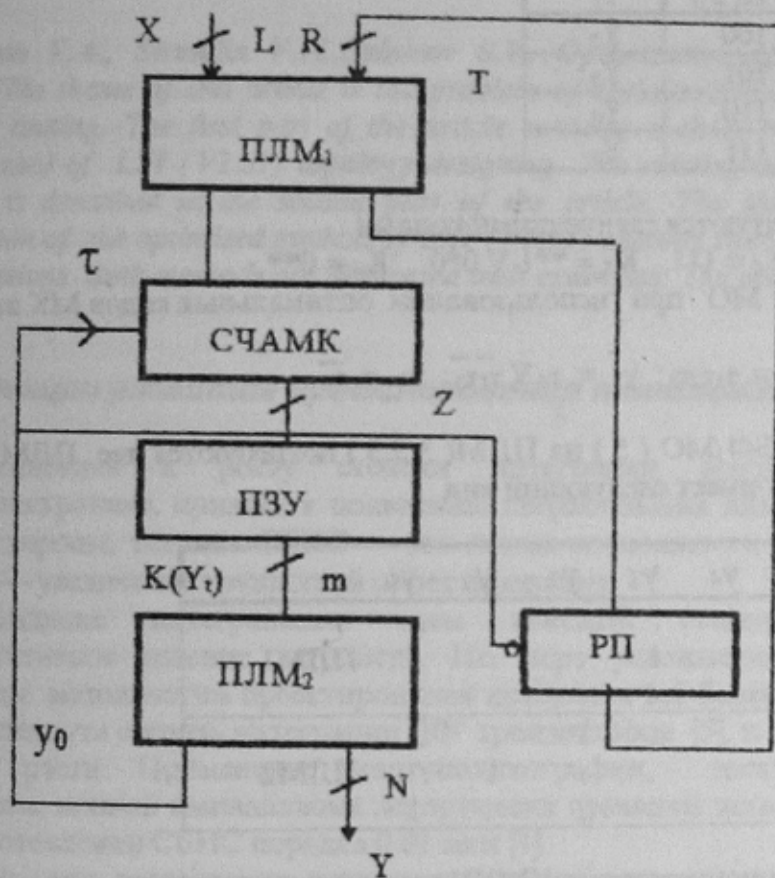


Рис. 3. Трехуровневая структура КМУУ U2

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 $y_n \subseteq Y_i$. 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 P_1 взвешенных пар МК. Пара МК (Y_i, Y_j) входит в список P_1 , если эта пара включена хотя бы в одно K -множество. Вес пары равен числу K -множеств, включающих ее.

$$P_1 = \{(Y_2, Y_3)2, (Y_2, Y_5)2, (Y_2, Y_7)3, (Y_3, Y_5), (Y_3, Y_7)2, (Y_5, Y_7), (Y_2, Y_8),$$

$$(Y_5, Y_8), (Y_1, Y_2), (Y_1, Y_3), (Y_1, Y_6)2, (Y_6, Y_7)2, (Y_1, Y_7)2, (Y_2, Y_6)2, (Y_3, Y_6)\}.$$

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 P_1 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

$K(Y_i)$	Y_i	$K(Y_i)$	Y_i
000	Y_2	100	Y_5
001	Y_7	101	Y_3
010	Y_6	110	Y_3
011	Y_1	111	Y_4

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:

$$y_0 = \bar{\tau}_2; y_1 = \bar{\tau}_3; y_2 = \tau_1 \tau_2 \tau_3; y_3 = \tau_3 \vee \tau_1 \bar{\tau}_2; y_4 = \bar{\tau}_1. \quad (5)$$

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

τ_1	τ_2	τ_3	y_4	y_3	y_2	y_1	y_0
0	-	-	1
-	-	1	.	1	.	.	ПЛМ1
0	-	1	.	1	.	.	.
1	1	1	.	.	1	.	.
-	-	1	.	.	.	1	ПЛМ2
-	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 U_0 с унитарным кодированием МК, иначе - U_1 .

Если критерием оптимальности являются минимальные аппаратные затраты, то:

- 1) если $(Z > s) \& (m < s)$, реализуется U_0 ;
- 2) если $(Z < s) \& (m < s) \& (m_1 > m_2)$, реализуется U_2 , иначе U_1 ;
- 3) если $(Z > s) \& (m > s)$, реализуется U_0 .

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.