

# СИНТЕЗ КОМПОЗИЦИОННОГО ПРОГРАММНОГО УСТРОЙСТВА УПРАВЛЕНИЯ С ПРЕОБРАЗОВАТЕЛЕМ КОДОВ СОСТОЯНИЙ В АДРЕСА МИКРОКОМАНД

Баркалов А.А., Аль-Рабие Аднан, Саломатин В.А.

Кафедра ЭВМ, ДонНТУ  
[barkalov@cs.dgtu.donetsk.ua](mailto:barkalov@cs.dgtu.donetsk.ua)

## Abstract

*Barkalov A.A., Al-Rabie Adnan, Salomatina V.A. The optimization method of microcommand's addressing circuits for compositional control unit is proposed. Method based on the encoding of state code to microcommand address. Given method allows to reduce the number of LSI's outputs in the addressing circuits. The method is illustrated by example.*

## Введение

Одним из компонентов композиционного микропрограммного устройства управления (КМУУ) [1] является автомат с «жёсткой» логикой, формирующий адреса макрокоманд в управляющей памяти. При синтезе схемы автомата адресации на программируемых логических устройствах (ПЛУ) [2] возникает задача минимизации стоимости схемы. В настоящей работе предлагается метод решения этой задачи, основанный на преобразовании кодов состояний автомата адресации в адреса команд, что позволяет уменьшить требования к числу выходов БИС схемы автомата.

## Методика синтеза

Пусть для граф схемы алгоритма (ГСА)  $\Gamma$  получено множество операторных линейных цепей (ОЛЦ)  $S = \{\lambda_1, \dots, \lambda_G\}$ . Под ОЛЦ  $\lambda_G$  понимается [1,3] последовательность операторных вершин ГСА, соответствующая последовательности микрокоманд, выполняемых в естественном порядке. В этом случае ГСА  $\Gamma$  может быть интерпретирована композиционным КМУУ  $U_1$  (Рис.1).

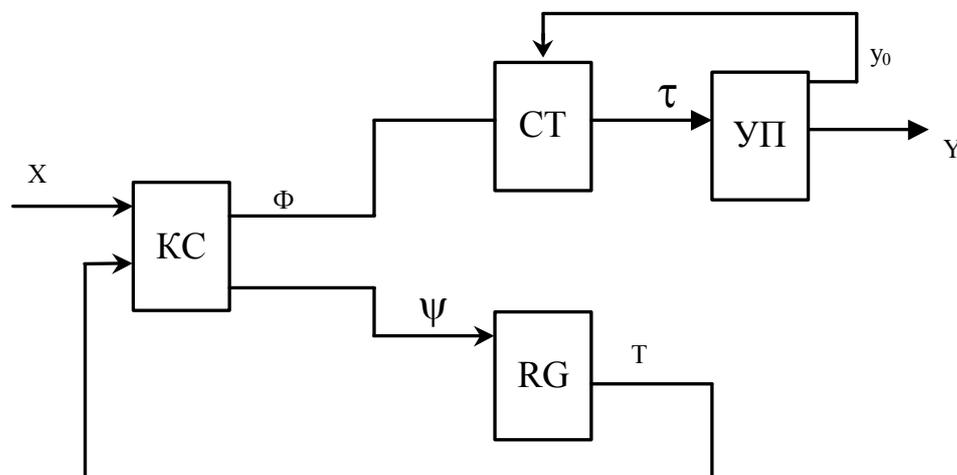


Рис.1. Структурная схема композиционного микропрограммного устройства управления  $U_1$ .

Здесь комбинационная схема КС строится по прямой структурной таблице автомата адресации  $S_1$  со столбцами:  $A_m$  - исходное состояние,  $A_m \in A = \{A_1, \dots, A_m\}$ ;  $K(A_m)$  - код состояния  $A_m$  разрядности  $R_1 = \lceil \log_2 M \rceil$ , для кодирования используются внутренние переменные  $T_r \in T = \{T_1, \dots, T_{r1}\}$ ;  $A_3$ ,  $K(A_3)$  - состояние перехода и его код соответственно;  $X_h$  - входной сигнал, определяющий переход  $\langle A_m, A_3 \rangle$  и конъюнкции некоторых элементов (или их отрицаний) множества логических условий  $X = \{X_1, \dots, X_L\}$ ;  $\Phi_h$  - набор функций возбуждения счетчика СТ, формирующий в нём адрес микрокоманды, хранящейся в управляющей памяти УП.  $\Phi_h \subseteq \Phi = \{ \Phi_1, \dots, \Phi_{r1} \}$ , где  $R_1 = \lceil \log_2 I \rceil$ ,  $I$  - число операторных вершин ГСА Г;  $\Phi_h$  - набор возбуждения регистра памяти автомата  $S_1$ , принимающих одиночное значение для её переключения из  $K(A_m)$ ,  $\Phi_h \subseteq \Phi = \{ \Phi_1, \dots, \Phi_{r1} \}$ ;  $h=1, N$  - номер перехода. Управляющая память УП формирует микрооперации  $Y_n \in Y = \{Y_1, \dots, Y_n\}$  и специальный сигнал  $Y_0$ . Если  $Y_0 = 1$ , то к содержимому СТ прибавляется единица и происходит адресация очередной микрокоманды из текущей ОЛЦ  $\lambda_G \in C$ . Если  $Y_0 = 0$ , то в СТ заносится адрес перехода по сигналам  $\Phi = \Phi(X, T)$  и в RG формируется код состояния перехода по сигналам  $\psi = \psi(X, T)$ .

Очевидно, комбинационная схема КС имеет  $R = R_1 + R_2$  выходов. При выполнении условия

$$R_0 > t_{ПЛУ}, \tag{1}$$

где  $t_{ПЛУ}$  - количество выходов БИС ПЛУ схемы КС, требуется расширение ПЛУ по выходам. Это приводит к увеличению цикла микросхем и, следовательно, стоимости КМУУ. В настоящей работе предлагается метод минимизации стоимости схемы КМУУ, основанный на преобразовании кодов состояний в адреса микрокоманд. Для определённости рассмотрим случай реализации автомата  $S_1$  в виде автомата Мили, иллюстрируемый на примере ПСТ (Табл.1). Отметим, что СТ и RG имеют информационные коды D-типа.

Таблица 1

Прямая структурная таблица автомата Мили  $S_1$

$a_m$	$K(a_m)$	$a_s$	$K(a_s)$	$X_h$	$\Phi_h$	$\Psi_h$	$h$
$a_1$	00	$a_2$	01	$x_1$	$D_4$	$D_6$	1
—		$a_3$	10	$x_1x_2$	$D_2D_4$	$D_5$	2
—		$a_4$	11	$x_1x_2$	$D_1D_3$	$D_5D_6$	3
$a_2$	01	$a_3$	10	$x_3$	$D_2D_4$	$D_5$	4
—		$a_2$	01	$x_3$	$D_4$	$D_6$	5
$a_3$	10	$a_2$	01	$x_3x_4$	$D_2D_3$	$D_6$	6
—		$a_4$	11	$x_3x_4$	$D_1D_2$	$D_5D_6$	7
—		$a_3$	10	$x_3$	$D_1D_3$	$D_5$	8
$a_4$	11	$a_2$	01	$x_1$	$D_2D_3$	$D_6$	9
—		$a_1$	00	$x_1$	$D_2D_3$	—	10

Выразим адрес микрокоманды  $A(Y_t)$  из ПСТ как конкатенацию кодов

$$A(Y_t) = K(a_m) * K(I_s^t), \tag{2}$$

где  $K(I_s^t)$  - код идентификатора, определяющий  $t$ -ю микрокоманду, адрес которой формируется при переходе в состояние  $a_s \in A$ . Пусть для кодирования идентификаторов используются переменные  $Z_q \in Z = \{ Z_1, \dots, Z_q \}$ , где

$$Q = \lceil \log_2 M_1 \rceil, \tag{3}$$

где  $M_1$  – мощность множества идентификаторов  $W$ .

В этом случае предлагается КМУУ  $U_2$ , в котором схема КС формирует функцию  $\psi=\psi(X,T)$  и  $Z=Z(X,T)$ , а преобразователь кодов ПК – функции возбуждения счетчика  $\Phi=\Phi(T,Z)$ . (Рис.2)

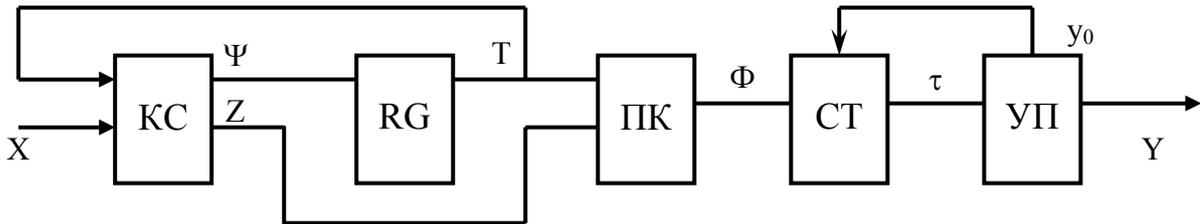


Рис.2. Структурная схема КМУУ  $U_2$

При выполнении условия (1) и

$$R_1 + Q = R_3 \leq t_{ПЛУ} \tag{4}$$

в КМУУ  $U_2$  не требуется расширение ПЛУ по выходам. Таким образом, стоимость схемы КС уменьшается. Применение метода целесообразно, если суммарная стоимость КС и ПК в КМУУ  $U_2$  меньше стоимости КС в КМУУ  $U_1$ .

В настоящей работе предлагается методика синтеза логической схемы КМУУ  $U_2$ .

1. Сформировать множество  $S$  ОЛЦ для исходной ГСА  $\Gamma$ , выполнить естественную адресацию микрокоманд, сформировать содержимое УП и построить ПСТ автомата  $S_1$ . Этот этап выполняется с использованием методики [1] и не представляет трудностей.

2. По ПСТ автомата  $S_1$  построить множество пар  $F_h < A_s, \bar{\Phi}_h >$  ( $h=1, N$ ). Если для пар  $F_i$  и  $F_j$  первые компоненты одинаковы а вторые – различны, то поставить соответствие этой паре идентификатор  $I_s^t$ , где  $t$  – индекс микрокоманды, которой соответствуют функции  $\Phi_h$ .

3. Построить множество идентификаторов  $I = \{I_1, \dots, I_{m_1}\}$ , где  $m_1$  - максимальное число идентификаторов с одинаковым нижним индексом.

4. Поставить в соответствие каждому адресу  $A(Y_t)$  пары  $A(Y_{ts}) = < A_s, I_{st} >$ .

5. Закодировать идентификаторы  $I_s^t \in I$  двоичными кодами разрядности  $Q$  и сформировать множество  $Z$ .

6. Построить таблицу ПК со столбцами  $A_s, K(A_s), I_s^t, K(I_s^t), Z_1, \bar{\Phi}_h$ , где  $h=1, N$  – номер строки таблицы ПК,  $Z_h$  – конъюнкция переменных  $Z_q \in Z$ , соответствующая коду идентификатора из  $h$ -ой строки таблицы.

Для автомата  $S_1$  имеем пары  $F_1=F_5 = < A_2, D_4 >$ ,  $F_2=F_4 = < A_3, D_2 D_4 >$ ,  $F_3 = < A_4, D_1 D_3 >$ ,  $F_6=F_9 = < A_2, D_2 D_3 >$ ,  $F_7 = < A_4, D_1 D_2 >$ ,  $F_8 = < A_3, D_1 D_3 >$ ,  $F_{10} = < A_1, D_2 D_3 >$ . Пары  $F_1, F_5$  и  $F_6, F_9$  имеют разные вторые компоненты, следовательно парам  $F_1, F_5$  соответствует  $I_1$ , парам  $F_6, F_9$  -  $I_2$ .

Аналогично,  $F_2, F_4, F_3$  -  $I_1$ ,  $F_7, F_8$  -  $I_2$ , паре  $F_{10}$  соответствует пустой идентификатор 0. таким образом,  $I = \{ I_1, I_2 \}, Q=1$  и  $Z = \{ Z_1 \}$ .

После выполнения п.4 имеем пары:  $D_4 = < A_2, I_1 >$ ,  $D_2 D_4 = < A_3, I_1 >$ ,  $D_1 D_3 = < A_4, I_1 >$ ,  $D_2 D_3 = < A_2, I_2 >$ ,  $D_1 D_2 = < A_4, I_2 >$ ,  $D_2 D_3 = < A_3, I_2 >$ ,  $D_2 D_3 = < A_1, 0 >$ . Как видно из этого примера, одинаковым наборам  $\Phi_h$  могут соответствовать разные пары  $< A_s, I_s^t >$ .

Пусть  $K(I_1)=0$ ,  $K(I_2)=1$ , тогда таблица ПК автомата  $S_1$  приведена в таблице 2. здесь состояния упорядочены по индексам, начиная с  $A_1$ .

$$N_0 = N_1 + \dots + N_m. \tag{5}$$

В общем случае таблица ПК имеет строк, где  $H_m$  – число пар  $A(Y_{ts})$  с первой компонентой, равной  $a_m \in A$ . для нашего примера (5) даётся  $H_0 = 7$ .

Таблица 2

Таблица преобразователя кодов КМУУ  $U_2$

$a_s$	$K(a_s)$	$I_s^t$	$K(I_s^t)$	$Xh$	$\Phi h$	$h$
$a_1$	00	$\emptyset$	–	1	$D_2D_3$	1
$\overline{a_2}$	01	$I_1$	0	$Z_1$	$D_4$	2
$a_2$	01	$I_2$	1	$Z_1$	$D_2D_3$	3
$\overline{a_3}$	10	$I_1$	0	$Z_1$	$D_2D_4$	4
$a_3$	10	$I_2$	1	$Z_1$	$D_1D_3$	5
$\overline{a_4}$	11	$I_1$	0	$Z_1$	$D_1D_3$	6
$a_4$	11	$I_2$	1	$Z_1$	$D_1D_2$	7

7. Построить модифицированную ПСТ автомата  $S_1$ , удалив из ПСТ столбец  $\Phi_h$  и введя столбец  $Z_h$  (Табл.3). Построим системы функций  $\psi$  и  $Z$  в виде

$$\psi_r = \bigvee_{h=1}^H Cr_h A_m^h X_h \quad (r=1, \dots, R_1), \tag{6}$$

$$Z_q = \bigvee Cq_h A_m^h X_h \quad (q=1, \dots, Q). \tag{7}$$

здесь  $Cr_h$  ( $Cq_h$ ) - булева переменная, равная единице, если и только если в  $h$ -й строке ПСТ записана функция  $\Psi_r(Z_q)$ ;

Таблица 3

Преобразованная прямая структурная таблица автомата  $S_1$  КМУУ  $U_2$

$a_m$	$K(a_m)$	$a_s$	$K(a_s)$	$Xh$	$\Psi h$	$Zh$	$h$
$a_1$ — —	00	$a_2$	01	$x_1$	$D_6$	–	1
		$a_3$	10	$x_1x_2$	$D_5$	–	2
		$a_4$	11	$x_1x_2$	$D_5D_6$	–	3
$a_2$ —	01	$a_3$	10	$x_3$	$D_5$	–	4
		$a_2$	01	$x_3$	$D_6$	–	5
$a_3$ — —	10	$a_2$	01	$x_3x_4$	$D_6$	$Z_1$	6
		$a_4$	11	$x_3x_4$	$D_5D_6$	$Z_1$	7
		$a_3$	10	$x_3$	$D_5$	$Z_1$	8
$a_4$ —	11	$a_2$	01	$x_1$	$D_6$	$Z_1$	9
		$a_1$	00	$x_1$	–	–	10

$A_m^h$  – конъюнкция внутренних переменных, соответствующая коду  $K(a_m)$  состояния  $a_m \in A$  из  $h$ -й строки ПСТ ( $h=1, \dots, H$ ).

Для автомата  $S_1$  из преобразованной ПСТ табл.3 имеем, например,  
 $D_5 = F_2 \vee F_3 \vee F_4 \vee F_7 \vee F_8 = A_1 X_2 \vee A_1 X_3 \dots \vee A_3 X_8 = \overline{T_1} \overline{T_2} \overline{x_1} x_2 \vee \overline{T_1} \overline{T_2} \overline{x_1} \overline{x_2} \vee \dots \vee \overline{T_1} \overline{T_2} \overline{x_3}$ ;  $Z_1 = F_6 \vee \dots \vee F_9 = A_3 \vee A_4 X_1 = T_1 \overline{T_2} \vee T_1 T_2 x_1$ .

8. Построить по таблице Пк систему функций  $\phi$  в виде

$$\phi_r = \bigvee_{h=1}^{H_0} Cr_h A_s^h Z_h \quad (r = L, \dots, R_2). \tag{8}$$

Для автомата  $S_1$  имеем, например,  $D_1 = A_3 Z_1 \vee A_4 = T_1 \bar{T}_2 Z_1 \vee T_1 T_2$ .

9. Построить логическую схему КМУУ  $U_2$ , в которой схема КС строится на ПЛИМ или ПМЛ по системам (6) – (7). ПК строится на ПЛИМ или ПМЛ по системе (8), УП строится на ПЗУ по системе микроопераций, задаваемой содержимым УП [1].

Для нашего примера функциональная схема автомата  $S_1$  приведена на рис.3.

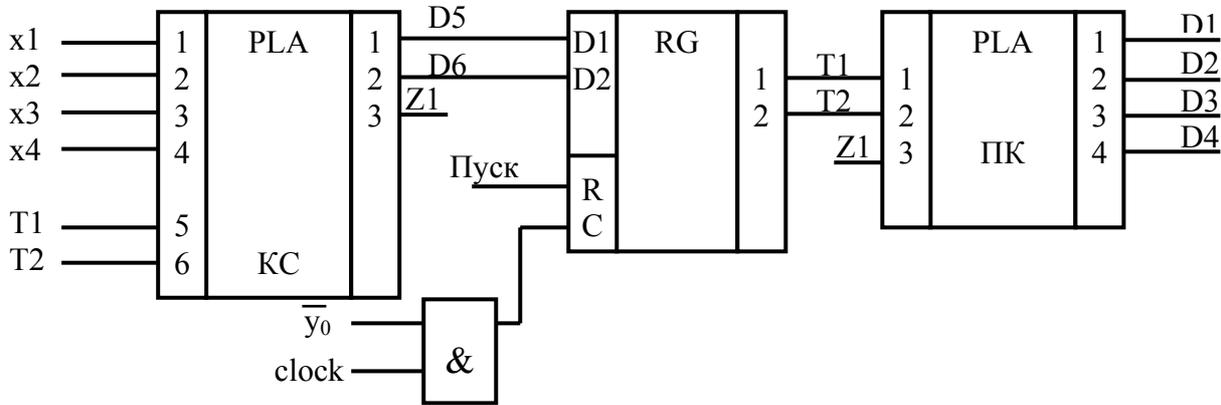


Рис. 3. Функциональная схема автомата  $S_1$  КМУУ  $U_2$ .

Здесь сигнал «Пуск» служит для установки начального состояния автомата  $S_1$ , сигнал синхронизации регистра  $C = \bar{y}_0 * \text{Clock}$ , где  $\text{Clock}$  – импульс синхронизации автомата  $S_1$ .

### Заключение

Исследования авторов показали, что при выполнении условий (1) и (4) стоимость автомата  $S_1$  КМУУ  $U_2$  на 25-30% меньше, чем для КМУУ  $U_1$ . Однако КМУУ  $U_1$  имеет меньшее время цикла, так как в КМУУ  $U_2$  время формирования адреса микрокоманды увеличивается на время срабатывания регистра и преобразователя кодов. Таким образом, применение метода преобразования кода состояния в адрес микрокоманды целесообразно, если критерии эффективности схемы является минимум аппаратных затрат.

### Литература

1. Баркалов А. А Палагин А. В. Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: ИК НАН Украины, 1997 – 156 с.
2. Соловьёв В. В. Проектирование цифровых систем на основе программных логических интегральных схем. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001 – 636 с.
3. Баркалов А. А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДонНТУ, 2002 – 262 с.

Поступила в редакційну колегію 24.10.2002