

ОБОБЩЕННАЯ МЕТОДИКА КОДИРОВАНИЯ ЛОГИЧЕСКИХ УСЛОВИЙ В КОМПОЗИЦИОННЫХ МИКРОПРОГРАММНЫХ УСТРОЙСТВАХ УПРАВЛЕНИЯ

Баркалов А.А., Аль-Рабие Аднан, Незамова Л.В.

Кафедра ЭВМ, ДонНТУ

barkalov@cs.dgtu.donetsk.ua

Abstract

Barkalov A.A., Al-Rabie Adnan, Nezamova L.V. Generalized methodics of encoding of logic conditions in the compositional microprogram control units. An analysis of common features under encoding of logic conditions is given. As a result a methodics modified by the structure of control unit is proposed. An example of application of proposed method is given.

1. Введение

Композиционные микропрограммные устройства управления (КМУУ) являются эффективным средством реализации управляющих алгоритмов цифровых систем [1]. Одной из проблем, возникающих при реализации схем КМУУ на программируемых логических устройствах (ПЛУ) [2,3], является проблема уменьшения стоимости схемы. Как известно, в состав КМУУ входит автомат адресации микрокоманд, являющийся микропрограммным автоматом [3]. Существуют эффективные методы оптимизации аппаратных затрат в схемах автоматов [3-5], в частности метод кодирования логических условий. Однако этот метод практически не используется при оптимизации схем КМУУ. В настоящей работе предлагается один из путей решения проблемы уменьшения аппаратных затрат в схеме КМУУ – кодирование логических условий автомата адресации.

Основные положения

Пусть для граф-схемы алгоритма Γ сформировано множество операторных линейных цепей (ОЛЦ) $S = \{\alpha_1, \dots, \alpha_G\}$ и выполнена естественная адресация микрокоманд в пределах каждой ОЛЦ [1]. Тогда ГСА Γ может быть проинтерпретирована КМУУ с базовой структурой (Рис.1).

Здесь Р-подсхема реализует функции управления счетчиком адреса микрокоманд СТ и регистром памяти РП автомата адресации, представленные в виде

$$D_r = \bigvee_{h=1}^n C_{rh} A_m^h X_h \quad (r = \overline{1, R_1 + R_2}), \quad (1)$$

где $D_r \in \Phi \cup \Psi$, C_{rh} – булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке прямой структурной таблицы (ПСТ) автомата адресации записана переменная $D_r=1$.

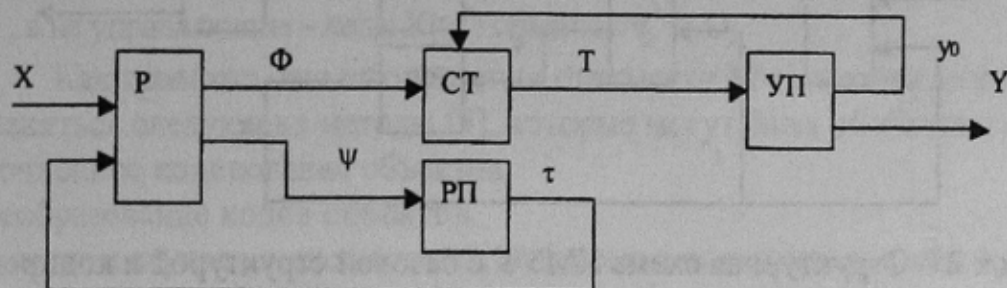


Рисунок 1. – Структурная схема композиционного микропрограммного устройства управления с базовой структурой

A_m^h – конъюнкция внутренних переменных $\pi \in \tau = \{\tau_1, \dots, \tau_I\}$, соответствующая коду $K(am)$ состояния $am \in A_1$, $|A_1|=M_1$, $R_1=] \log_2 M_1[$ из h -й строки ПСТ, ($h=\overline{1, H}$); X_h – конъюнкция логических условий $x_l \in X = \{x_1, \dots, x_L\}$, определяющая h -й переход автомата адресации. Параметр $R_2=] \log_2 M_2[$, где M_2 – число микрокоманд в управляющей памяти УП, адресуемой переменными $T_r \in T$, $|T|=R_2$. Сигнал y_0 формируется для увеличения содержимого счетчика СТ на единицу для поддержки режима естественной адресации микрокоманд. Обозначим КМУУ с подобной структурой символом U_1 . В КМУУ U_1 управляющая память формирует микрооперации, образующие множество Y .

При кодировании логических условий множество X заменяется множеством переменных $P = \{p_1, \dots, p_I\}$, где $I \ll L$ [3]. Функции $p_i \in P$ формируются специальной M -подсхемой и задаются системой $P = P(A, X)$. В случае КМУУ U_1 эта система имеет вид:

$$P_i = \bigvee_{m=1}^{M_1} C_{im} A_m X_i, \quad (i = \overline{1, I}), \quad (2)$$

где C_{im} – булева переменная, равная единице, если и только если переменная $x_i \in X$ заменяется в состоянии $am \in A_1$ переменной $p_i \in P$. Применение этого метода к КМУУ U_1 порождает структуру (Рис.2), обозначаемую в дальнейшем символом MU_1 .

Как правило, M -подсхема реализуется на мультиплексорах [2], хотя система (2) может быть реализована на ПЛУ.

В различных структурах КМУУ [2] в качестве исходной информации в ПСТ могут находиться разные классы объектов O_j :

1. Состояния автомата адресации (O_1).
2. Адреса микрокоманд управляющей памяти (O_2).
3. Классы псевдоэквивалентных ОЛЦ (O_3).

4. Коды операторных линейных цепей (O_4).
5. Коды элементарных ОЛЦ (O_5).
6. Коды классов псевдоэквивалентных элементарных ОЛЦ (O_6).

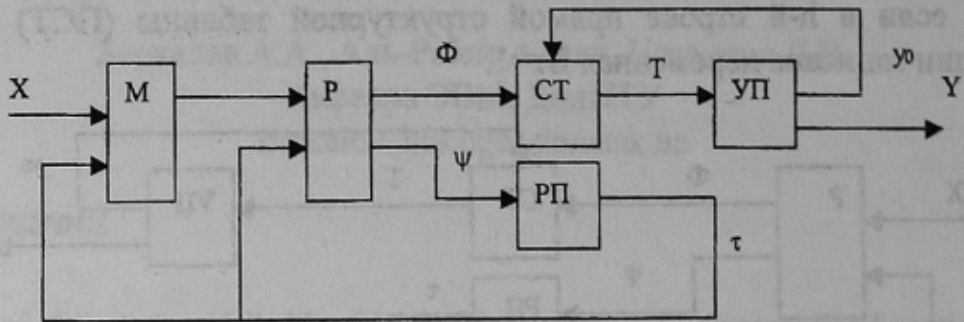


Рисунок 2 – Структурная схема КМУУ с базовой структурой и кодированием логических условий

Такое разнообразие объектов вызывает необходимость разработки обобщенной методики кодирования логических условий, что упрощает САПР синтеза КМУУ.

Обобщенная методика кодирования логических условий

Предлагаемая обобщенная методика включает следующие этапы:

1. Определить мощность I переменных P , как максимальное число логических условий L_{\max} , определяющих переходы из объектов класса O_j ($j = \overline{1, 6}$).
2. Построить таблицу кодирования логических условий (Табл.1), строки которой отмечены объектами $v_j^1, \dots, v_j^{k_j}$ класса O_j , где $K_j = |O_j|$ - число объектов класса O_j , а столбцы – переменными p_1, \dots, p_G и кодами $K(O_j)$ объектов класса O_j , разрядности $R_j = \lceil \log_2 K_j \rceil$ ($j = \overline{1, 6}$).

Таблица 1

Таблица кодирования логических условий

O_j	p_1	p_2	...	p_G	$K(O_j)$
v_j^1	x_1^1	x_1^2	...	x_1^G	$K(v_j^1)$
⋮	⋮	⋮	...	⋮	⋮
$v_j^{k_j}$	$x_{k_j}^1$	$x_{k_j}^2$...	$x_{k_j}^G$	$K(v_j^{k_j})$

В таблице 1 на пересечении строки v_j^k ($k = \overline{1, K_j}$) и столбца p_g ($g = \overline{1, G}$) записано условие x_k^g , заменяемое для объекта v_j^k переменной p_g .

1. Построить по таблице 1 систему функций, задающих преобразование $X \rightarrow P$, в виде

$$P_g = \bigvee_{k=1}^{K_j} C_{gk} E_j^k X_k^g \quad (g = \overline{1, G}), \quad (3)$$

где E_j^k - конъюнкция переменных, кодирующих объекты v_j^k , соответствующая коду $K(v_j^k)$.

2. Построить по системе (3) М-подсхему, в которой на информационные входы мультиплексоров подаются логические условия $x_i \in X$, а на управляющие - коды $K(v_j^k)$ объектов $v_j^k \in O_j$.

Как известно, для оптимизации стоимости М-подсхемы могут применяться следующие методы [5], которые могут быть обобщены как:

1. Уточненное кодирование объектов.
2. Преобразование кодов объектов.

В первом случае из множества O_j выделяется подмножество объектов O_j^1 с условными переходами в ПСТ. Множество $O_j^1 \subseteq O_j$ обязательно включает начальный объект, код которого должен быть нулевым. Объекты из множества O_j^1 кодируются кодами, десятичные эквиваленты которых находятся в диапазоне от 0 до $K_j^1 - 1$, где $K_j^1 = |O_j^1|$. Если выполняется условие

$$R_j^1 < R_j \quad (j = \overline{1, 6}), \quad (4)$$

то применение метода уточненного кодирования позволяет уменьшить стоимость М-подсхемы по сравнению с методом произвольного кодирования объектов.

Если (4) выполняется, но коды объектов $v_j^k \in O_j^1$ не могут быть выбраны произвольно, то возможно применение метода преобразования кодов объектов. В этом случае объекты $v_j^k \in O_j^1$ кодируются двоичными кодами $C(v_j^k)$ разрядности $R_j^1 = \lceil \log_2 K_j^1 \rceil$ с использованием дополнительных элементов $z_r \in Z$, $|Z| = R_j^1$. Применение этого метода предполагает введение в схему КМУУ преобразователя кодов объектов, реализующего преобразование $\tau \rightarrow Z$.

Пример применения обобщенной методики кодирования

Рассмотрим пример применения этой методики для КМУУ U_1 , автомат адресации которого характеризуется множествами состояний $A = \{a_1, \dots, a_9\}$ и логических условий $X = \{x_1, \dots, x_6\}$. Пусть $X(a_m)$ - множество логических условий, определяющих переходы из состояния $a_m \in A$, $X(a_m) \subseteq X$. Пусть для нашего случая $X(a_1) = \emptyset$, $X(a_2) = \{x_1, x_2\}$, $X(a_3) = \emptyset$, $X(a_4) = \{x_3, x_4\}$, $X(a_5) = \{x_1, x_5\}$, $X(a_6) = \emptyset$, $X(a_7) = \{x_6\}$, $X(a_8) = \{x_2, x_6\}$, $X(a_9) = \emptyset$. Пусть состояния $a_m \in A^1$ закодированы двоичными кодами $K(a_m)$ следующим образом: $K(a_1) = 0000$, ..., $K(a_9) = 1000$.

Итак, для автомата адресации КМУУ U_1 объектами являются состояния. Определим параметр G , используя формулу $G = \max(L_1, \dots, L_9) = 2$. Итак, множество кодирующих переменных $P = \{p_1, p_2\}$, а таблица кодирования логических условий приведена в таблице 2.

Таблица 2

Кодирование логических условий автомата адресации

a_m	p_1	p_2	$K(a_m)$	a_m	p_1	p_2	$K(a_m)$	a_m	p_1	p_2	$K(a_m)$
a_1	—	—	0000	a_4	x_3	x_4	0011	a_7	x_6	—	0110
a_2	x_1	x_2	0001	a_5	x_1	x_5	0100	a_8	x_6	x_2	0111
a_3	—	—	0010	a_6	—	—	0101	a_9	—	—	1000

Из таблицы 2 имеем систему (3), например,

$$p_1 = A_1 x_1 \vee A_2 x_3 \vee A_5 x_1 \vee A_7 x_6 \vee A_8 x_6 = \overline{\tau_1} \overline{\tau_2} \overline{\tau_3} \tau_4 x_1 \vee \dots \vee \overline{\tau_1} \tau_2 \tau_3 \tau_4 x_6.$$

Итак, для реализации М-подсхемы требуется два мультиплексора.

Пусть k_g – эффективность использования g-го мультиплексора М-подсхемы, определяемая как

$$k_g = (2^{R_1} / L_g) \quad (g = \overline{1, G}), \quad (5)$$

где $2R_1$ – число информационных входов мультиплексора, L_g – число переменных в столбце P_g таблицы кодирования логических условий. Тогда эффективность использования мультиплексоров М-подсхемы определяется как

$$k_M = \frac{\sum_{g=1}^G k_g}{G}. \quad (6)$$

Для нашего примера $k_1 = 5/16$, $k_2 = 4/16$, $k_M = 9/32 \approx 0,28$. Так как для рассматриваемого КМУУ условие (4) выполняется, то для увеличения параметра k_M используем метод уточненного кодирования состояний. В данном случае $O_1 = \{a_1, \dots, a_9\}$, $O_{11} = \{a_1, a_2, a_3, a_4, a_5, a_6, a_7, a_8\}$, $K_{11} = 6$ и $R_{11} = 3$. Закодируем состояния $a_m \in O_1$ так, как показано картой Карно (Рис.3). При кодировании состояний использован следующий принцип: состояние $a_m \in O_{11}$ с меньшим индексом кодируется раньше, чем состояние $a_s \in O_{11}$ с большим индексом.

		$\tau_3 \tau_4$					
		$\tau_1 \tau_2$					
				00	01	11	10
00	a_1	a_2	a_5	a_4			
01	a_7	a_8	a_6	a_3			
11	*	*	*	*			
10	a_9	*	*	*			

Рисунок 3 – Кодирование состояний автомата адресации КМУУ U_1

Построим уточненную таблицу кодирования логических условий (Табл.3), в которой указаны только состояния $a_m \in O11$

Таблица 3
Уточненная таблица кодирования логических условий

a_m	p_1	p_2	$K(a_m)$	a_m	p_1	p_2	$K(a_m)$	a_m	p_1	p_2	$K(a_m)$
a_1	—	—	0000	a_4	x_3	x_4	0010	a_7	x_6	—	0100
a_2	x_1	x_2	0001	a_5	x_1	x_5	0011	a_8	x_6	x_2	0101

Как видно из табл. 3, переменная $\tau_1=0$, для всех кодов $K(a_m)$, присутствующих в таблице состояний. Таким образом, τ_1 не входит в уравнения (3). Например, из табл. 3 имеем

$$p_1 = A_2 x_1 \vee A_4 x_3 \vee A_5 x_1 \vee A_7 x_6 \vee A_8 x_6 = \overline{\tau_2} \overline{\tau_1} \tau_3 x_1 \vee \dots \vee \tau_1 \overline{\tau_2} \tau_3 x_6$$

На рис. 4 показана М-подсхема, соответствующая таблице 3.

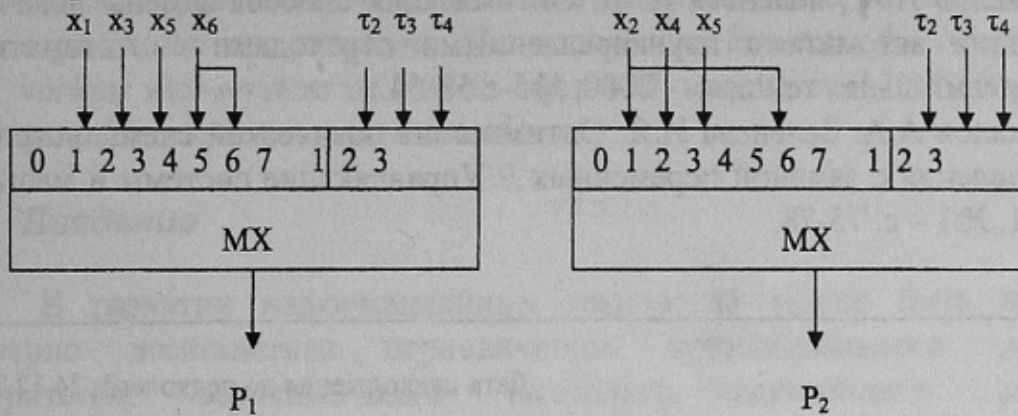


Рисунок 4 – М-подсхема композиционного микропрограммного устройства управления U_1

Теперь, согласно (5) и (6), имеем $k_1 = 5/8$, $k_2 = 4/8$, $k_M = 9/16 \approx 0,56$. Таким образом, для данного примера применение методики уточненного кодирования состояний целесообразно.

Заключение

Предложенная обобщенная методика кодирования логических условий автомата адресации композиционного микропрограммного устройства управления позволяет минимизировать состав программного обеспечения системы синтеза схем устройств управления. Поскольку методика рассчитана на абстрактные классы объектов, то в САПР достаточно иметь только один модуль кодирования вместо модулей для каждого класса объектов. Отметим, что в данной работе впервые рассматривается возможность применения многоуровневых схем автоматов адресации КМУУ. Такой подход целесообразен, если критерием эффективности схемы устройства является минимальная

стоимость, так как переход к многоуровневым схемам связан с уменьшением быстродействия.

Литература

1. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления - Киев: ИК НАН Украины, 1997.-136с.
2. Соловьев В.В. Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем. - М.: Горячая линия - Телеком, 2001.-636с.
3. Баркалов А.А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах - Донецк: ДонНТУ, 2002.- 262с.
4. Баркалов А.А., Зеленева И. Я. Оптимизация способа замены логических условий автомата с двунаправленными переходами // Автоматика и вычислительная техника. - 2000, №5-с.58-64.
5. Баркалов А.А. Зеленева И.Я. Оптимизация логической схемы устройства управления с заменой переменных // Управляющие системы и машины. - 2001, №1 – с. 75-78.

Дата надходження до редколегії: 24.12.2003 р.