

ПРЕОБРАЗОВАНИЕ ОБЪЕКТОВ В УСТРОЙСТВАХ УПРАВЛЕНИЯ С РАЗДЕЛЕНИЕМ КОДОВ

Баркалов А.А., Аль-Рабие Аднан, Незамова Л.В.
University Zelenogursky Institution of Informatics and Electronics, Poland
Кафедра ЭВМ, ДонНТУ
A.Barkalov@iie.uz.zgora.pl

Abstract

Barkalov A.A., Al-Rabie Adnan, Nezamova L.V. Objects' transformation in the control units with separation of the codes. The method of optimization of the compositional microprogram control unit is proposed. This method is based on the usage of the converter of the codes of operational linear chains in the addresses of microinstructions. The method of design of the control unit with code converter is proposed. An example of application of proposed method is considered.

1. Введение

Одна из проблем, возникающих при синтезе логических схем устройств управления на программируемых логических устройствах (ПЛУ) [1, 2], является проблема минимизации стоимости схемы. Для решения этой проблемы в работах [3, 4] предложен метод преобразования объектов, под которыми понимаются состояния и наборы микроопераций микропрограммного автомата [5]. Устройство управления может быть реализовано в виде композиционного микропрограммного устройства управления (КМУУ) [1], представляющего собой композицию автоматов с “жесткой” и “программируемой” логикой. В настоящей работе предлагается метод решения проблемы минимизации стоимости схемы КМУУ за счет применения метода преобразования объектов, модифицированного с учетом специфики КМУУ.

2. Основная идея метода

Пусть для граф-схемы алгоритма (ГСА) Γ сформировано множество операторных линейных цепей (ОЛЦ) $S = \{\alpha_1, \dots, \alpha_G\}$ и использован принцип разделения кодов [1], при котором адрес $A(b_t)$ соответствующий вершине b_t ГСА микрокоманды представлен в виде конкатенации

$$A(b_t) = K(\alpha_g) * K(b_t). \quad (1)$$

Здесь $K(\alpha_g)$ – код ОЛЦ $\alpha_g \in C$ разрядности $R_1 = \lceil \log_2 G \rceil$, $K(b_t)$ – код компоненты ОЛЦ $\alpha_g \in C$, соответствующий вершине b_t ГСА, разрядности $R_2 = \lceil \log_2 Q \rceil$, где Q – максимальное число компонент в одной ОЛЦ. Пусть коды компонент удовлетворяют условию

$$K(b_i) = K(b_j) + 1, \quad (q = \overline{1, Q}), \quad (2)$$

где вершина b_j является q -й, а вершина b_i – $(q+1)$ -й компонентой ОЛЦ $\alpha_g \in C$.

В этом случае ГСА Γ интерпретируется КМУУ с разделением кодов [1], структурная схема которого приведена на рис. 1.

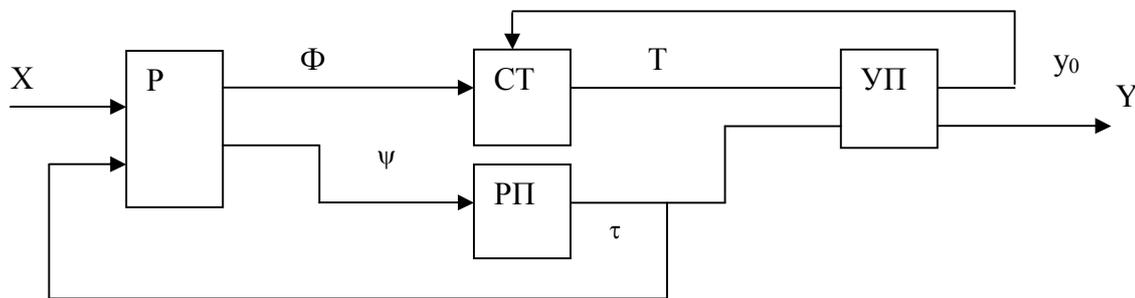


Рис. 1. Структурная схема КМУУ с разделением кодов

Здесь P -подсхема формирует функции возбуждения счетчика СТ Φ и регистра памяти РП Ψ . Операторные линейные цепи $\alpha_g \in C$ кодируются переменными $\tau_r \in \tau$, $|\tau| = R_1$, а компоненты ОЛЦ – переменными $T_r \in T$, $|T| = R_2$. Набор $\langle \tau, T \rangle$ определяет соответствующий (1) адрес микрокоманды в управляющей памяти УП, формирующей микрооперации $y_n \in Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ и сигнал y_0 , увеличивающий содержимое СТ на единицу согласно (2). Системы Φ и Ψ представляются в виде

$$\begin{aligned} \Phi &= \Phi(\tau, X); \\ \Psi &= \Psi(\tau, X), \end{aligned} \quad (3)$$

где $X = \{x_1, \dots, x_L\}$ – множество логических условий.

Обозначим КМУУ на рис. 1 символом U_1 . Существуют модификации этой структуры [1]:

1. КМУУ U_2 с преобразованием кодов ОЛЦ в коды классов псевдоэквивалентных ОЛЦ, под которыми понимаются ОЛЦ, выходы которых связаны с входом одной и той же вершины ГСА Г.

2. КМУУ U_3 с разделением кодов элементарных ОЛЦ, под которыми понимаются ОЛЦ, имеющие точно один вход.

3. КМУУ U_4 с преобразованием кодов элементарных ОЛЦ в коды классов псевдоэквивалентных элементарных ОЛЦ. В КМУУ U_3 и U_4 коды входа всегда нулевые, поэтому $\Phi=0$, что уменьшает число требуемых выходов ПЛУ Р-подсхемы.

Объектами КМУУ $U_1 - U_4$ являются коды ОЛЦ и коды компонент. Основная идея метода преобразования объектов – формирование Р-подсхемой только одного объекта, а второй объект формируется как функция первого и некоторых идентификаторов. Рассмотрим применение этого метода для КМУУ U_1 , остальные структуры и методы их синтеза будут аналогичными.

3. Метод синтеза КМУУ с преобразованием объектов

В данном случае для преобразования могут использоваться только коды

ОЛЦ $\alpha_g \in C$, что порождает структуру US_1 (рис. 2).

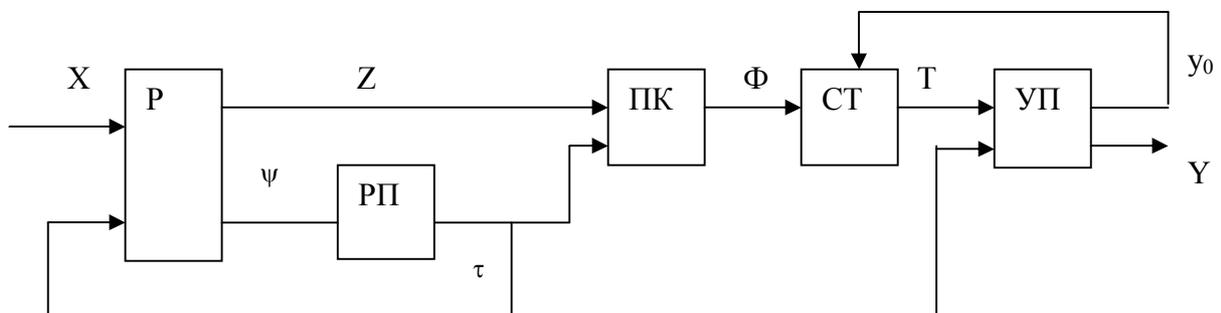


Рис. 2. Структурная схема КМУУ с разделением кодов и преобразованием объектов

Здесь Р-подсхема формирует функции $\Psi = \Psi(\tau, X)$ и переменные $Z = \{z_1, \dots, z_l\}$, идентифицирующие входы ОЛЦ $\alpha_g \in C$, преобразователь кодов ПК формирует функции $\Phi = \Phi(z, \tau)$, адресующие микрокоманды.

Пусть ОЛЦ $\alpha_g \in C$ имеет K_g входов, тогда параметр I определяется как

$$I = \lceil \log_2 K_{\max} \rceil, \quad (4)$$

где $K_{\max} = \max (K_1, \dots, K_G)$. В настоящей работе предлагается методика синтеза КМУУ US_1 , включающая следующие этапы:

1. Формирование множества ОЛЦ C исходной ГСА Γ , естественная адресация микрокоманд и формирование содержимого УП [1].

2. Формирование прямой структурной таблицы ПСТ автомата адресации со столбцами: α_g – исходная ОЛЦ; $K(\alpha_g)$ – ее код; I_S^k – k -й вход ОЛЦ $\alpha_S \in C$ ($k=1, \dots, K_S$), в который есть переход из выхода ОЛЦ $\alpha_g \in C$, $A(I_S^k)$ – адрес входа I_S^k , определяемый по формуле (1); X_h – входной набор, определяющий переход из выхода $\alpha_g \in C$ во вход I_S^k ; Ψ_h – набор функций возбуждения РП, формирующий в нем код $K(\alpha_S)$; Φ_h – набор функций возбуждения СТ, формирующий в нем код компоненты, соответствующий адресу $A(I_S^k)$; $h=1, \dots, H$ – номер перехода.

3. Определение параметров K_{\max} , I и формирование множества Z . Кодирование входов ОЛЦ $\alpha_g \in C$ переменными $z_i \in Z$.

4. Формирование преобразованной ПСТ автомата адресации путем удаления столбцов $A(I_S^k)$ и Φ_h и введения столбцов $K(I_S^k)$ и Z_h , где $K(I_S^k)$ – код входа I_S^k разрядности I , Z_h – переменные $z_i \in Z$, принимающие единичное значение в коде $K(I_S^k)$.

5. Формирование по преобразованной ПСТ системы функций

$$\gamma_r = \bigvee_{h=1}^H C_{rh} E_m^h X_h \quad (r=1, \dots, R_1+I), \quad (5)$$

где $\gamma_r \in \Phi \cup Z$, C_{rh} – булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке ПСТ записана функция $\gamma_r=1$, E_g^h – конъюнкция переменных $\tau_r \in \tau$, соответствующая коду исходной ОЛЦ из h -й строки преобразованной ПСТ.

6. Формирование таблицы ПК со столбцами: $\alpha_g, K(\alpha_g), I_S^k, K(I_S^k), \Phi_h, h$, где Φ_h содержит элементы $\Psi_r \in \Psi$, равно единице в адресе входа $A(I_S^k)$, $h=1, \dots, H_0$ –

номер строки таблицы ПК.

7. Формирование по таблице ПК системы функций

$$\Psi_r = \bigvee_{h=1}^{H_0} C_{rh} E_m^h Z_h \quad (r=1, \dots, R_2), \quad (6)$$

где C_{rh} – булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке таблицы ПК $\Psi_r=1$.

8. Синтез логической схемы КМУУ, в которой P - подсхема реализует систему (5), а ПК – систему (6).

4. Пример применения предложенного метода

Пусть для некоторой ГСА Γ выполнены пункты 1 и 2 предложенной методики и получена ПСТ (табл. 1)

Таблица 1

Прямая структурная таблица автомата адресации

α_g	$K(\alpha_g)$	I_S^k	$A(I_S^k)$	X_h	Ψ_h	Φ_h	h
α_1	00	I_2^1	01000	$\overline{x_1}$	D_2	—	1
		I_3^1	10000	$\overline{x_1} \overline{x_2}$	D_1	—	2
		I_3^2	10011	$\overline{x_1} \overline{x_2}$	D_1	$D_4 D_5$	3
α_2	01	I_2^2	01100	$x_1 \overline{x_3}$	D_2	D_3	4
		I_3^1	10000	$x_1 \overline{x_3}$	D_1	—	5
		I_4^1	11000	$\overline{x_1}$	$D_1 D_2$	—	6
α_3	10	I_4^2	11010	1	$D_1 D_2$	D_4	7

Как видно из табл. 1, $C = \{\alpha_1, \dots, \alpha_4\}$, $R_1=2$, $\tau = \{\tau_1, \tau_2\}$, $R_2=3$, $T = \{T_1, T_2, T_3\}$. Отметим, что в ПСТ не рассматриваются переходы из ОЛЦ $\alpha_4 \in C$, в которую входит операторная вершина, связанная с конечной вершиной ГСА [1].

Итак, $K_1=1$, $K_2=2$, $K_3=2$, $K_4=2$, то есть $K_{\max}=2$ и, согласно (4), $I=1$, $Z = \{z_1\}$. Закодируем входы ОЛЦ $\alpha_g \in C$ следующим образом: $K(I_1^1)=K(I_2^1)=K(I_3^1)=K(I_4^1)=0$ и $K(I_2^2)=K(I_3^2)=K(I_4^2)=1$. Тогда преобразованная ПСТ автомата адресации приведена в табл. 2, из нее мы имеем систему (5). Например:

$$z_1 = E_1 x_3 \vee E_2 x_4 \vee E_3 x_7 = \overline{\tau_1} \overline{\tau_2} \overline{x_1} \overline{x_2} \vee \overline{\tau_1} \tau_2 x_1 x_3 \vee \tau_1 \overline{\tau_2}$$

Таблица 2

Преобразованная ПСТ автомата адресации КМУУ US_1

α_g	$K(\alpha_g)$	I_S^k	$K(I_S^k)$	X_h	Ψ_h	Z_h	h
α_1	00	I_2^1	0	$\overline{x_1}$	D_2	—	1
		I_3^1	0	$\overline{x_1} \overline{x_2}$	D_1	—	2
		I_3^2	1	$\overline{x_1} \overline{x_2}$	D_1	z_1	3
α_2	01	I_2^2	1	$x_1 \overline{x_3}$	D_2	z_1	4
		I_3^1	0	$x_1 \overline{x_3}$	D_1	—	5
		I_4^1	0	$\overline{x_1}$	$D_1 D_2$	—	6
α_3	10	I_4^2	1	1	$D_1 D_2$	z_1	7

Таблица ПК (табл. 3) имеет $H_0=7$ строк, в общем случае

$$H_0 = \sum_{g=1}^G K_g \cdot \quad (7)$$

Таблица 3

Таблица преобразователя кодов КМУУ US_1

α_g	$K(\alpha_g)$	I_S^K	$K(I_K^S)$	Φ_h	h
α_1	00	I_1^1	0	—	1
α_2	01	I_2^1	0	—	2
α_2	01	I_2^2	1	D_3	3
α_3	10	I_3^1	0	—	4
α_3	10	I_3^2	1	$D_4 D_5$	5
α_4	11	I_4^1	0	—	6
α_4	11	I_4^2	1	D_4	7

Функции $\varphi_r \in \Phi$ переносятся в столбец Φ_h из ПСТ (табл. 1). Так, входу I_2^2 соответствует строка 4 исходной ПСТ, поэтому в строку 4 таблицы ПК записывается функция D_3 . Из табл. 3 имеем систему (6), например:

$$D_4 = E_3 Z_5 \vee E_4 Z_7 = \tau_1 \tau_2 z_1 \vee \tau_1 \tau_2 z_1 \cdot$$

Отметим, что систему (6) целесообразно реализовать на ПЗУ, так как она определена на более, чем 50 % всех возможных входных наборов [2]. Для этого таблица ПК должна быть расширена до

$$N_1 = 2^{R_1+1} \quad (8)$$

строк. При этом $\Delta N = N_1 - N_0$ строк, которые не вошли в исходную таблицу ПК, содержат нулевые значения функции с $\varphi_r \in \Phi$ в столбце Φ_h .

Вопросы реализации систем функций на ПЛУ достаточно рассмотрены в литературе [2], поэтому в данной работе эти вопросы не рассматриваются.

5. Заключение

Предложенный метод синтеза позволяет уменьшить требования к числу выходных контактов программируемых логических устройств в схеме автомата адресации. При выполнении условия:

$$(R_1 + R_2 > t) \ \& \ (R_1 + I \leq t) = 1, \quad (9)$$

где t -число выходов ПЛУ, этот метод позволяет уменьшить число БИС в P -подсхеме по сравнению с КМУУ U_1 . Метод целесообразно использовать, если суммарная стоимость P -подсхемы и преобразователя кодов КМУУ US_1 меньше, чем стоимость P -подсхемы КМУУ U_1 .

Исследования авторов показали, что при выполнении (9) максимальный выигрыш от введения ПК достигает 25-30%. Подобные выводы справедливы для всех структур КМУУ US_i ($i = \overline{1,4}$). Отметим, что

суммарный выигрыш (с учетом УП) тем больше, чем меньше доля стоимости УП в общей стоимости КМУУ. Выигрыш стоимости максимизируется при реализации схемы ПК на постоянных запоминающих устройствах, так как стоимость ПЗУ гораздо меньше, чем стоимость ПЛУ других типов [2] при одинаковом числе входов.

Необходимо отметить, что при выполнении условия

$$R_1 + R_2 > R_3, \quad (10)$$

где R_3 –разрядность адреса микрокоманды в КМУУ с базовой структурой [1], применение метода разделения кодов возможно только при использовании метода преобразования кода ОЛЦ в адрес микрокоманды. Естественно, при выполнении (10) предложенный метод синтеза должен быть модифицирован в связи с изменением режима адресации микрокоманд.

6. Литература

1. Баркалов А. А. Синтез устройств управления на программируемых логических устройствах. – Донецк: ДонНТУ, 2002. – 262 с.
2. Соловьев В.В. Проектирование цифровых систем на основе программируемых логических интегральных схем. – М.: Горячая линия – Телеком, 2001 – 636 с.
3. Баркалов А.А., Баркалов А.А. Оптимизация логической схемы автомата Мура на программируемых БИС // Управляющие системы и машины. – 2001, №6 – с.38-41.
4. Баркалов А.А., Баркалов А.А. Синтез устройств управления с преобразованием кодов объектов // Управляющие системы и машины. – 2002, №5 – с.41-44.
5. Baranov S. Logic Synthesis for Control Automata. – Kluwer Academic Publishers, 1994. – 312 p.
6. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. –Киев: ИК НАН Украины, 1997. – 136 с.

Дата надходження до редколегії: 6.12.2003 р.