

ТРЕХУРОВНЕВАЯ РЕАЛИЗАЦИЯ АВТОМАТА МУРА С ДЕШИФРАЦИЕЙ СИСТЕМЫ МИКРООПЕРАЦИЙ

Баркалов А.А., докт.техн.наук, Ковалев С.А., канд.техн.наук,

Баркалов А.А., инженер

Донецкий государственный технический университет

230-234
Предлагается метод уменьшения стоимости логической схемы автомата Мура. Метод основан на совместимости микроопераций и существовании псевдоэквивалентных состояний. Такой подход позволяет использовать для реализации системы микроопераций вместо дорогих ПЗУ дешифраторы.

The method of cost reducing of Moore automaton's logic circuit is proposed. Method is based on the compatibility of microoperations and existence of pseudoequivalent states. Such approach permits to use decoders for implementation of microoperations instead of cost-expensive ROM.

Одной из важных задач, возникающих при реализации устройств управления (УУ) на программируемых логических устройствах (ПЛУ), является задача минимизации стоимости схемы УУ [1]. Для решения этой задачи используются методы структурной редукции и гетерогенной реализации [2]. Суть этих методов сводится к увеличению числа уровней схемы и использованию на каждом уровне наиболее подходящего элементного базиса. В настоящей работе предлагается метод решения этой задачи в случае представления УУ в виде автомата Мура.

Пусть автомат Мура задан прямой структурной таблицей (ПСТ) со столбцами [1]: a_m – исходное состояние, $a_m \in A = \{a_1, \dots, a_M\}$, где A – множество состояний автомата; $K(a_m)$ – код состояния a_m разрядности $R = \text{int}(\log_2 M)$; a_s – состояние перехода автомата ($a_s \in A$); $K(a_s)$ – код состояния a_s ; X_h – входной сигнал, определяющий переход $\langle a_m, a_s \rangle$ и равный конъюнкции некоторых переменных (или их отрицаний) множества логических условий $X = \{x_1, \dots, x_L\}$; Φ_h – набор функций возбуждения памяти автомата, принимающих единичные значения для ее переключения из $K(a_m)$ в $K(a_s)$; $h = 1, \dots, H$ – номер перехода. Для кодирования состояний используются элементы множества внутренних переменных $T = \{T_1, \dots, T_R\}$. В столбце a_m записыва-

ется набор микроопераций $Y_f \subseteq Y$, формируемых в состоянии a_m , где $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$ – множество микроопераций. По ПСТ формируется система функций

$$\Phi = \Phi(T, X), \tag{1}$$

$$Y = Y(T), \tag{2}$$

являющаяся основой для синтеза логической схемы автомата Мура (рис. 1), называемой РУ-автомата [1].

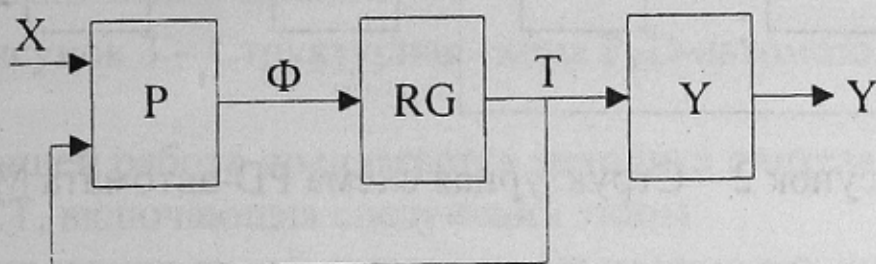


Рисунок 1 – Структурная схема РУ-автомата Мура

В РУ-автомате Р-подсхема реализуется на ПЛМ и формирует функции $\varphi_r \in \Phi = \{\varphi_1, \dots, \varphi_R\}$ согласно (1), Y-подсхема реализуется на ПЗУ и формирует функции $y_n \in Y$ согласно (2), регистр RG хранит коды состояний автомата. Как правило, триггеры RG имеют информационные входы D-типа [1]. Анализ системы (2) показывает, что в РУ-автомате используется аналог максимального кодирования наборов микроопераций, известный в микропрограммном управлении [3].

При реализации автомата Мили используется аналог метода кодирования полей совместимых микроопераций [3], что порождает PD-автомат [1], в котором система микроопераций реализуется на дешифраторах. При синтезе автомата Мура этот метод не используется из-за значительного роста сложности Р-подсхемы. В настоящей работе предлагается метод синтеза PD-автомата Мура, позволяющий устранить этот недостаток.

Основная идея метода заключается во введении промежуточного преобразователя кодов состояний в коды полей совместимых микроопераций, что порождает структуру (рис. 2). В PD-автомате Мура Р-подсхема реализует систему (1), преобразователь кодов С реализует систему

$$Z = Z(T), \quad (3)$$

где Z – множество переменных, кодирующих классы совместимых микроопераций, D -подсхема реализует систему микроопераций

$$Y = Y(Z). \quad (4)$$

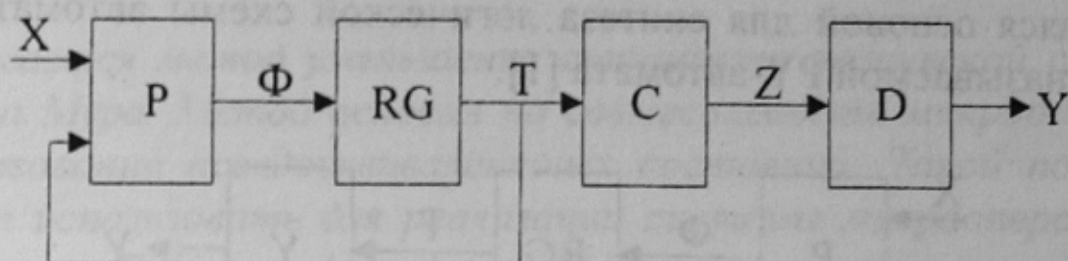


Рисунок 2 – Структурная схема PD-автомата Мура

В предлагаемой трехуровневой структуре P -подсхема реализуется на ПЛМ или ПЛИС, C -подсхема – на ПЗУ, D -подсхема – на дешифраторах. Для оптимизации P -подсхемы PD-автомата можно использовать методы оптимального кодирования состояний, что порождает P_0D -автомат, или преобразования кодов состояний, что порождает P_KD -автомат [4]. На рис. 3 показана структура P_KD -автомата, в котором схема CA преобразовывает коды состояний в коды классов, кодируемых переменными из множества T , то есть реализует систему

$$T = T(t). \quad (5)$$

Теперь P -подсхема реализует систему функций

$$\Phi = \Phi(T, X). \quad (8)$$

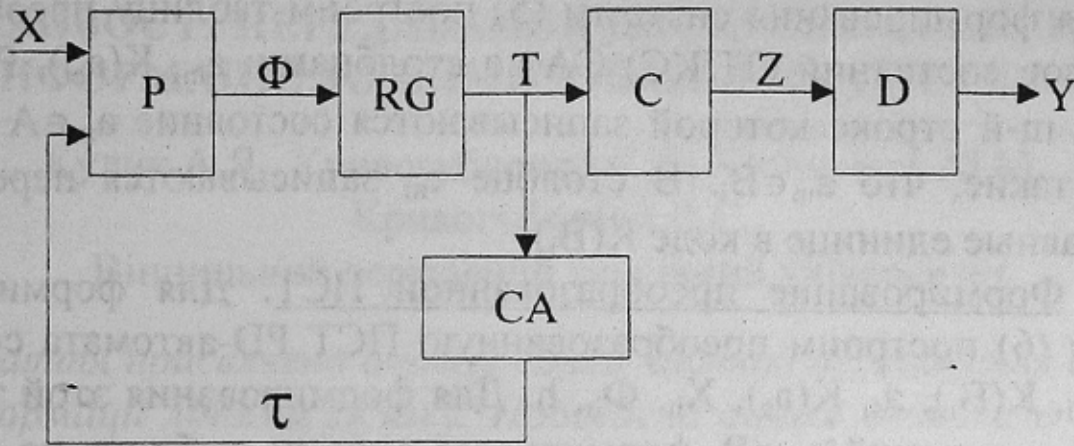


Рисунок 3 – Структурная схема $P_{\kappa}D$ -автомата Мура

В настоящей работе предлагается методика синтеза $P_{\kappa}D$ -автомата Мура по ПСТ, включающая следующий этапы:

1. Кодирование полей совместимых микроопераций. Множество Y разбивается на классы совместимых микроопераций, что порождает разбиение $\Pi_Y = \{Y^1, \dots, Y^J\}$ [3]. Каждому классу $Y^j \in \Pi_Y$ соответствует поле в коде набора микроопераций разрядности $Q_j = \text{int}(\log_2(|Y^j| + 1))$. Для кодирования полей формируется множество $Z = \{z_1, \dots, z_Q\}$, где

$$Q = \sum_{j=1}^J Q_j. \quad (7)$$

В результате кодирования формируется система (4).

2. Синтез таблицы преобразователя кодов C. Для формирования системы (3) строится таблица преобразователя кодов (ТПК) со столбцами: $a_m, K(a_m), Y_f, K(Y_f), Z_m, m$, где столбец Z_m содержит переменные $z_q \in Z$, принимающие единичное значение в коде $K(Y_f)$ набора Y_f , формируемого в состоянии a_m . Код $K(Y_f)$ представляет собой вектор

$$K(Y_f) = \langle K(y_f^1), \dots, K(y_f^J) \rangle, \quad (8)$$

где $K(y_f^j)$ – код микрооперации, входящей в j -е поле f -го набора.

3. Синтез таблицы преобразователя кодов CA. Множество состояний A разбивается на классы псевдоэквивалентных состояний, что порождает разбиение $\Pi_A = \{B_1, \dots, B_l\}$ [4]. Классы $B_i \in \Pi_A$ кодируются G -разрядными кодами $K(B_i)$, где $G = \text{int}(\log_2 l)$, $\tau = \{\tau_1, \dots, \tau_G\}$.

Для формирования системы (5) построим таблицу преобразователя кодов состояний (ТПКС) СА со столбцами: $a_m, K(a_m), V_i, K(V_i), \tau_m, m$, в m -й строке которой записываются состояние $a_m \in A$ и класс $V_i \in \Pi_A$, такие, что $a_m \in V_i$. В столбце τ_m записываются переменные $\tau_g \in \mathcal{T}$, равные единице в коде $K(V_i)$.

4. Формирование преобразованной ПСТ. Для формирования системы (6) построим преобразованную ПСТ PD-автомата со столбцами: $V_i, K(V_i), a_s, K(a_s), X_h, \Phi_h, h$. Для формирования этой таблицы для всех состояний $a_m \in V_i$ формируется одна подтаблица по соответствующей подтаблице исходной ПСТ путем замены a_m на V_i и $K(a_m)$ на $K(V_i)$. Полученные I подтаблиц объединяются в одну преобразованную ПСТ.

5. Синтез логической схемы автомата. Схема P_KD -автомата Мура строится по системам (3)-(6). Вопросы реализации систем функций на ПЛУ достаточно рассмотрены в литературе, поэтому здесь они не обсуждаются.

Предложенный метод синтеза позволяет сочетать кодирование полей совместимых микроопераций и преобразование состояний автомата в классы псевдоэквивалентных состояний. Это позволяет реализовать систему микроопераций на дешифраторах и уменьшить сложность схемы формирования функций возбуждения памяти соответственно. Недостаток метода – увеличение числа уровней схемы, что снижает быстродействие по сравнению с PY -автоматом. Метод применим, если критерием эффективности схемы является минимум стоимости. Исследования авторов показали, что выигрыш по сравнению соответствующей двухуровневой структурой –увеличивается по мере роста числа микроопераций. Однако вопрос выбора структуры необходимо решать в каждом конкретном случае, что определяется параметрами автомата и элементного базиса.

Список источников.

1. Баранов С.И., Скляр В.А. Цифровые устройства на программируемых БИС с матричной структурой. – М.: Радио и связь, 1986 – 272 с.
2. Баркалов А.А. Разработка формализованных методов структурного синтеза композиционных автоматов. – Дис. докт. техн. наук: 05.13.08. – Донецк; ДонГТУ, 1995, – 301 с.
3. Баркалов А.А., Палагин А.В. Синтез микропрограммных устройств управления. – Киев: ИК НАН Украины, 1997. – 135 с.
4. Баркалов А.А. Принципы оптимизации логической схемы микропрограммного автомата Мура // Кибернетика и системный анализ. – 1998. № 1. – с. 180-184.