

ОПТИМИЗАЦИЯ ЛОГИЧЕСКОЙ СХЕМЫ PR-АВТОМАТА НА СЧЕТЧИКЕ

Саломатин В.А., Белецкий О.В., Черкашин В.А.
Кафедра ЭВМ ДонГТУ

Abstract

Salomatin V.A., Beletsky O.V., Cherkashin V.A. Optimization of the logical circuit of the automaton on the counter. The method of minimization of the amount of the PLDs in the circuit of the PR-automaton has been proposed. This method is based on the splitting of the code of the state and representation it as the concatenation of the code of the chain and the code of the state inside this chain. The example of application of proposed method has been given.

Введение

В работах [1, 2] предлагается метод реализации двухуровневой схемы автомата Мили, основанный на представлении выходных сигналов (микроопераций) как функций от исходного состояния и состояния перехода. В таких структурах, получивших название PR-автоматы, отсутствуют дополнительные переменные, что позволяет уменьшить число БИС в схеме автомата по сравнению с методами [3, 4]. В настоящей работе предлагается метод оптимизации числа программируемых логических устройств (ПЛУ) в схеме PR-автомата за счет учета линейных последовательностей состояний (ЛПС) в исходной граф-схеме алгоритма (ГСА) и специального представления кода состояния автомата.

1. Основные определения и метод оптимизации

Пусть ГСА Γ отмечена состояниями автомата Мили, образующими множество $A = \{a_1, \dots, a_m\}$, и содержит логические условия $X = \{x_1, \dots, x_L\}$, записанные в условных вершинах ГСА, и микрооперации $Y = \{y_1, \dots, y_N\}$, записанные в операторных вершинах ГСА. Пусть состояния $a_m \in A$ закодированы двоичными кодами $K(a_m)$ разрядности $R = \text{int}(\log_2 M)$. Тогда автомат Мили можно задать прямой структурной таблицей (ПСТ) со столбцами [5]: a_m - исходное состояние; $K(a_m)$ - код исходного состояния; a_s - состояние перехода; $K(a_s)$ - код состояния перехода; X_h - входной сигнал, определяющий переход $\langle a_m, a_s \rangle$ и представляющий собой конъюнкцию некоторых логических условий (или их отрицаний); Y_h - выходной сигнал на переходе $\langle a_m, a_s \rangle$, $Y_h \subseteq Y$; Φ_h - набор функций возбуждения, требуемый для переключения памяти автомата из $K(a_m)$ в $K(a_s)$, $\Phi_h \subseteq \Phi = \{\phi_1, \dots, \phi_R\}$; $h = \overline{1, N}$ - номер перехода.

Пусть h -я строка PST однозначно идентифицируется конъюнкцией

$$F_h = A_m^h A_s^h \quad (h = \overline{1, N}), \quad (1)$$

где A_m^h (A_s^h) - конъюнкция внутренних переменных, соответствующего кода состояния a_m (a_s) из h -й строки PST. Тогда ГСА Γ может быть интерпретирована PR-автоматом (Рис. 1), который функционирует следующим образом.

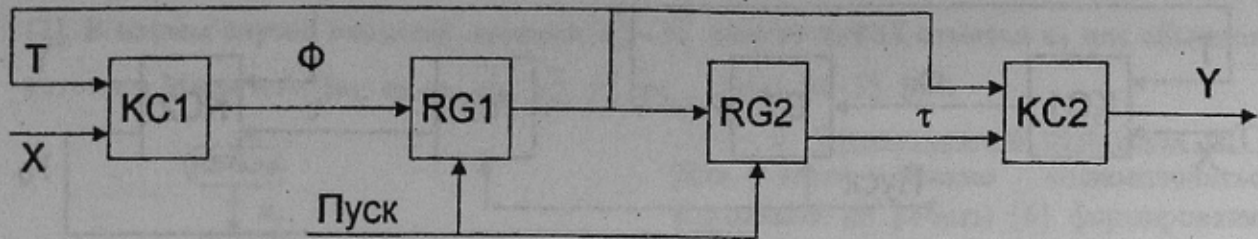


Рис. 1. Структурная схема PR-автомата.

По сигналу «Пуск» в регистры RG1 и RG2 заносится нулевой код начального состояния автомата a_1 . В каждом такте схема KC1 заносит в регистр RG1 код состояния перехода $a_s = \delta(a_m, x)$, где δ - функция перехода. Одновременно код исходного состояния a_m записывается из RG1 в RG2. Схема KC2 формирует выходные сигналы

$$y_n = \bigvee_{h=1}^N C_{nh} F_h \quad (n = \overline{1, N}), \quad (2)$$

где C_{nh} - булева переменная, равная единице если и только если в h -й строке ПСТ $y_n=1$, F_h - терм, представленный в форме (1). Функционирование завершается после перехода автомата в состояние a_1 .

Введем ряд определений, необходимых для дальнейшего изложения материала.

Определение 1. Линейной последовательностью состояний (ЛПС) ГСА Γ называется конечный кортеж состояний $\alpha_g = \langle a_{g1}, \dots, a_{gp_g} \rangle$, такой что для любой пары состояний a_{gi}, a_{gi+1} , где i - номер компоненты кортежа α_g , существует переход $\langle a_{gi}, a_{gi+1} \rangle$.

Определение 2. Состояние $a_m \in A_g$, где A_g - множество состояний, входящих в кортеж α_g , называется входом ЛПС α_g , если существует переход $\langle a_s, a_m \rangle$, где $a_s \notin A_g$.

Определение 3. Состояние $a_m \in A_g$ называется выходом ЛПС α_g , если существует переход $\langle a_m, a_s \rangle$, где $a_s \notin A_g$ либо $a_s = a_1$, либо $a_s \in A_g$ и соответствует компоненте ЛПС α_g с номером меньше, чем у компоненты, соответствующей a_m .

Пусть для ГСА Γ получено множество ЛПС $\alpha(\Gamma) = \{\alpha_1, \dots, \alpha_G\}$, определяющее разбиение множества состояний A на классы эквивалентности A^1, \dots, A^G , и для каждой ЛПС выполнено такое кодирование состояний, что для любой пары состояний $\langle a_{gi}, a_{gi+1} \rangle$ выполняется условие

$$K(a_{gi+1}) = K(a_{gi}) + 1 \quad (3)$$

В этом случае для интерпретации ГСА Γ предлагается CPR-автомат, структурная схема которого показана на рис. 2. CPR-автомат функционирует следующим образом. По сигналу «Пуск» в счетчик СТ и регистр RG заносится нулевой код состояния a_1 . Схема KC1 формирует функции возбуждения памяти Φ и заносит в СТ код состояния-входа ЛПС. При этом код предыдущего состояния заносится из СТ в RG. Схема KC2 формирует выходные сигналы в форме (2). Если в СТ не содержится код выхода ЛПС, то схема KC2 формирует сигнал y_0 , по которому к содержимому СТ

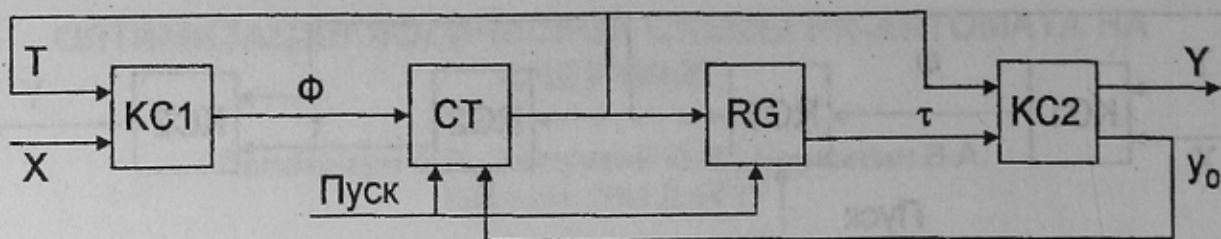


Рис. 2. Структурная схема CPR-автомата.

прибавляется единица, осуществляя тем самым переход в следующее состояние ЛПС. Если в СТ содержится код выхода ЛПС, то сигнал y_0 не формируется и код состояния перехода заносится в СТ схемой КС1. Функционирование завершается после перехода автомата в конечное состояние.

При выполнении условия

$$R > R_0, \quad (4)$$

где $R_0 = \text{int}(\log_2 G)$ - число двоичных разрядов, необходимое для идентификации ЛПС, сложность схемы КС1 можно уменьшить следующим образом. Представим код состояния $a_m = \gamma_{\Gamma_1}(\alpha_g)$ в виде конкатенации

$$K(a_m) = K(\alpha_g) * K_i, \quad (5)$$

где $K(\alpha_g)$ - код ЛПС $\alpha_g \in \alpha(\Gamma)$ разрядности R_0 , K_i - код i -й компоненты ЛПС α_g разрядности R_1 , где

$$R_1 = \max(\text{int}(\log_2 P^1), \dots, \text{int}(\log_2 P^G)). \quad (6)$$

Назовем CPR-автомат, основанный на этом принципе, CPR-автоматом с комплексным кодом состояния или CPRK-автоматом (Рис. 3).

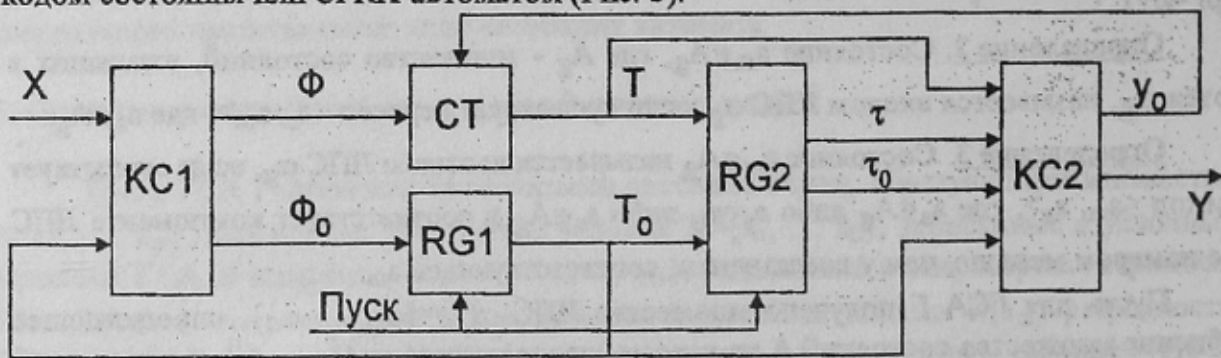


Рис. 3. Структурная схема CPRK-автомата.

В CPRK-автомате регистр RG1 содержит код ЛПС, представляемый внутренними переменными $T_0 = \{T_1, \dots, T_{R_0}\}$, счетчик СТ хранит код компоненты ЛПС, представляемый внутренними переменными $T = \{T_{R_0+1}, \dots, T_{R_2}\}$, где $R_2 = R_0 + R_1$. Регистр RG2 содержит R_2 разрядов и хранит код ЛПС (τ_0) и код компоненты (τ).

2. Пример применения метода

Рассмотрим пример синтеза CPRK-автомата по ГСА Γ_1 (Рис. 4).

1. Отметка состояний PR-автомата. Этот этап выполняется по методике [5] с одним отличием. Если имеется I переходов $\langle a_m, a_s \rangle$, то для однозначного представления строк ПСТ (1) необходимо вместо отметки a_s ввести отметки a_s^1, \dots, a_s^I .

[2]. В нашем случае вводятся отметки $a_s^1 - a_s^3$ вместо одной отметки a_4 для обычного автомата Мили и $A = \{a_1, a_2, a_3, a_4^1, a_4^2, a_4^3, a_5, \dots, a_{13}\}$, $M=15, R=4$.

2. Формирование разбиения $\alpha(\Gamma)$.

Для этого можно воспользоваться методикой из работы [6] формирования операторных линейных цепей, несколько модифицировав ее. Не останавливаясь подробно на этом этапе, приведем его результаты: $\alpha(\Gamma) = \{\alpha_1, \dots, \alpha_7\}$, $\alpha_1 = \langle a_1, a_2, a_3 \rangle$, $\alpha_2 = \langle a_4^1 \rangle$, $\alpha_3 = \langle a_4^2 \rangle$, $\alpha_4 = \langle a_4^3 \rangle$, $\alpha_5 = \langle a_5, a_8, a_{11} \rangle$, $\alpha_6 = \langle a_6, a_9, a_{12} \rangle$, $\alpha_7 = \langle a_7, a_{10}, a_{13} \rangle$, $G=7, R_0=3, R_1=2, R_2=5$.

3. Оптимальное кодирование ЛПС.

Очевидно, в ПСТ CPRK-автомата должны быть отражены переходы из всех состояний-выходов ЛПС, кроме безусловных переходов в состояние a_1 . Для уменьшения сложности схемы КС1 необходимо закодировать ЛПС, содержащие состояния с одинаковыми нижними индексами так, чтобы они входили в один обобщенный интервал R_0 -мерного булевого пространства. При этом в отличие от [2] кодируются не состояния, а ЛПС, входящие в классы эквивалентности $V_i \in \pi_\alpha$, где π_α - разбиение множества $\alpha(\Gamma)$, основанное на следующем принципе: ЛПС α_i и α_j входят в один класс разбиения π_α , если они содержат состояния с одинаковыми нижними индексами.

Для нашего примера $\pi_\alpha = \{V_1, \dots, V_5\}$, где $V_1 = \{a_1\}$, $V_2 = \{a_2, a_3, a_4\}$, $V_3 = \{a_5\}$, $V_4 = \{a_6\}$, $V_5 = \{a_7\}$, результат кодирования показан картой Карно на рис. 5. Теперь каждому классу $V_i \in \pi_\alpha$ соответствует код $K(V_i)$: $K(V_1) = 000$, $K(V_2) = 1**$, $K(V_3) = 001$, $K(V_4) = 011$, $K(V_5) = 010$.

4. Кодирование компонент ЛПС.

Этот процесс выполняется тривиально. Например, для нашего случая первой компоненте любой ЛПС присваивается

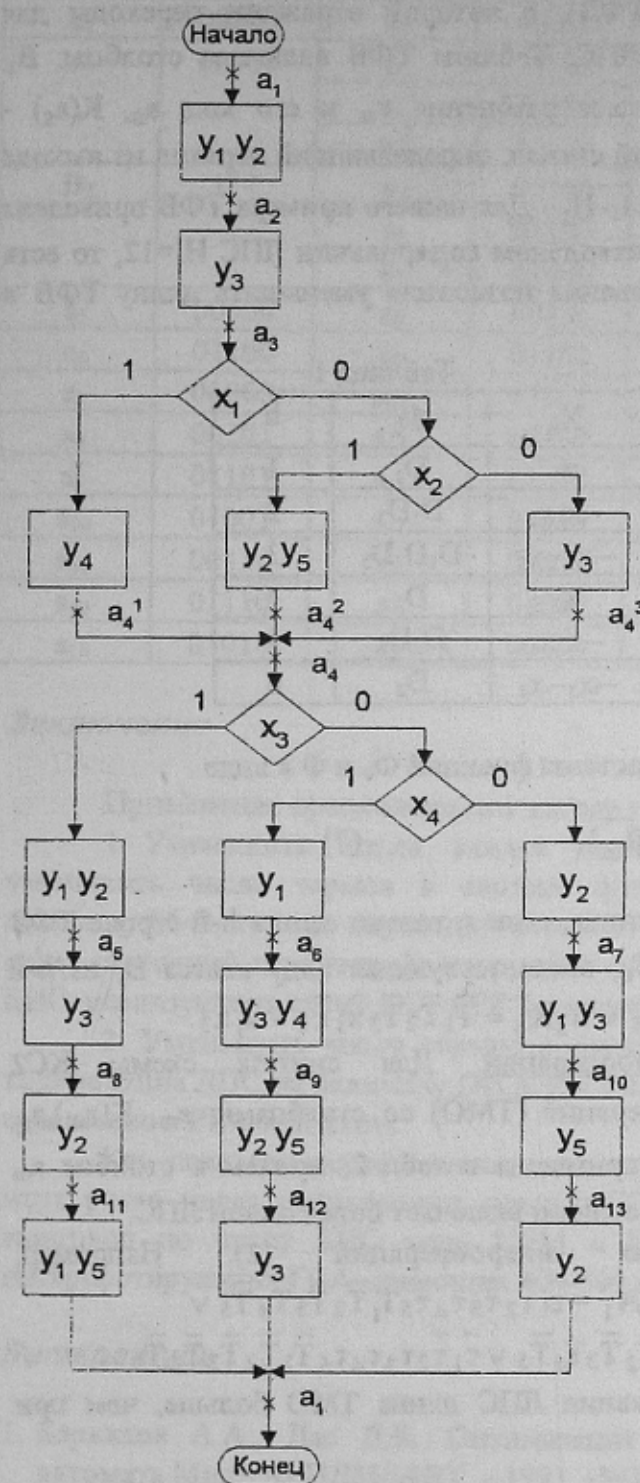


Рис. 4. Исходная граф-схема алгоритма Γ_1 .

код 00, второй - 01, третьей 10. Теперь можно определить коды состояний согласно (5). Например, $K(a_1) = K(\alpha_1) * K_1 = 00000$, $K(a_8) = K(\alpha_5) * K_2 = 00101$ и т.д.

| | | | | | |
|-------|---|------------|------------|------------|------------|
| | | $T_2 T_3$ | | | |
| | | 00 | 01 | 11 | 10 |
| T_1 | 0 | α_1 | α_5 | α_6 | α_7 |
| | 1 | α_2 | α_3 | α_4 | * |

Рис. 5. Кодирование ЛПС

5. Формирование таблицы функций возбуждения памяти. Для синтеза схемы КС1 предлагается построить таблицу функций возбуждения памяти (ТФВ), в которой отражены переходы для выходов ЛПС. Таблица ТФВ включает столбцы: V_i , $K(V_i)$ - класс разбиения π_α и его код; a_s , $K(a_s)$ - состояние перехода и его код; X_h - входной сигнал, определяющий переход из выхода ЛПС класса $V_i \in \pi_\alpha$ в состояние a_s ; Φ_h ; $h = \overline{1, N_1}$. Для нашего примера ТФВ приведена в табл. 1 и включает $N_1=6$ строк. При произвольном кодировании ЛПС $N_1=12$, то есть применение метода оптимального кодирования позволило уменьшить длину ТФВ в два раза.

Таблица 1.

| V_i | $K(V_i)$ | a_s | $K(a_s)$ | X_h | Φ_h | h |
|-------|----------|---------|----------|---------------------|---------------|-----|
| V_1 | 000 | a_4^1 | 10000 | x_1 | D_1 | 1 |
| | | a_4^2 | 10100 | $\neg x_1 x_2$ | $D_1 D_3$ | 2 |
| | | a_4^3 | 11100 | $\neg x_1 \neg x_2$ | $D_1 D_2 D_3$ | 3 |
| V_2 | 1** | a_5 | 00100 | x_3 | D_3 | 4 |
| | | a_6 | 01100 | $\neg x_3 x_4$ | $D_2 D_3$ | 5 |
| | | a_7 | 01000 | $\neg x_3 \neg x_4$ | D_2 | 6 |

Из таблицы ТФВ формируются системы функций Φ_0 и Φ в виде

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^{N_1} C_{rh} V_h X_h \quad (r = \overline{1, R_2}), \quad (7)$$

где C_{rh} - булева переменная, равная единице, если и только если в h -й строке ТФВ $\varphi_r=1$, V_h - конъюнкция переменных $T_r \in T_0$, соответствующая коду класса V_i из h -й строки ТФВ. Например, $D_2 = V_1 X_3 \vee V_2 X_5 \vee V_2 X_6 = \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 x_1 \bar{x}_2 \vee T_1 \bar{x}_3$.

6. Формирование таблицы микроопераций. Для синтеза схемы КС2 предлагается построить таблицу микроопераций (ТМО) со столбцами: a_m , $K(a_m)$, a_s , $K(a_s)$, Y_h , h . Для нашего примера ТМО приведена в табл. 2, причем в столбце a_m содержится либо состояние, либо класс V_i , если он включает более одной ЛПС.

По ТМО строится система микроопераций (2). Например,

$$y_5 = A_3 A_4^2 \vee A_9 A_{12} \vee A_{10} A_{13} \vee A_{11} A_1 = \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \bar{\tau}_3 \tau_4 \bar{\tau}_5 T_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \bar{T}_5 \vee \bar{\tau}_1 \tau_2 \tau_3 \bar{\tau}_4 \tau_5 \bar{T}_1 T_2 T_3 T_4 \bar{T}_5 \vee \bar{\tau}_1 \tau_2 \bar{\tau}_3 \tau_4 \tau_5 \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 T_4 \bar{T}_5 \vee \bar{\tau}_1 \bar{\tau}_2 \tau_3 \tau_4 \tau_5 \bar{T}_1 \bar{T}_2 \bar{T}_3 \bar{T}_4 \bar{T}_5.$$

Отметим, что при произвольном кодировании ЛПС длина ТМО больше, чем при оптимальном кодировании на величину

$$\Delta N = \sum_{i=1}^I (|V_i| - 1) N_i, \quad (8)$$

где N_i - число переходов из состояния a_m -выхода ЛПС $\alpha_g \in V_i$. Для нашего примера $\Delta N=6$. Следующий этап - реализация схем КС1 и КС2 в заданном элементном базисе. В настоящее время наиболее эффективным базисом для реализации систем функций типа (2) и (7) являются программируемые логические устройства в частности ПЛИМ и ПЛИС. Однако эти вопросы достаточно отражены в литературе [3, 4] и мы не будем на них останавливаться.

Таблица 2.

| a_m | $K(a_m)$ | a_s | $K(a_s)$ | Y_h | h |
|----------|----------|----------|----------|----------|-----|
| a_1 | 00000 | a_2 | 00001 | y_1y_2 | 1 |
| a_2 | 00001 | a_3 | 00010 | y_3 | 2 |
| a_3 | 00010 | a_4^1 | 10000 | y_4 | 3 |
| | | a_4^2 | 10100 | y_2y_5 | 4 |
| | | a_4^3 | 11100 | y_3 | 5 |
| B_2 | 1** | a_5 | 00100 | y_1y_2 | 6 |
| | | a_6 | 01100 | y_1 | 7 |
| | | a_7 | 01000 | y_2 | 8 |
| a_5 | 00100 | a_8 | 00101 | y_3 | 9 |
| a_6 | 01100 | a_9 | 01101 | y_3y_4 | 10 |
| a_7 | 01000 | a_{10} | 01001 | y_2 | 11 |
| a_8 | 00101 | a_{11} | 00110 | y_2 | 12 |
| a_9 | 01101 | a_{12} | 01110 | y_2y_5 | 13 |
| a_{10} | 01001 | a_{13} | 01010 | y_5 | 14 |
| a_{11} | 00110 | a_1 | 00000 | y_1y_5 | 15 |
| a_{12} | 01110 | a_1 | 00000 | y_3 | 16 |
| a_{13} | 01010 | a_1 | 00000 | y_2 | 17 |

Заключение

Применение предложенного метода позволяет:

1. Уменьшить число входов схемы КС1 при выполнении условия (4), уменьшить число термов в системе функций возбуждения памяти автомата на величину $M-G$, так как переходы из такого числа состояний происходят безусловно и коды состояний перехода формируются счетчиком. Это позволяет уменьшить число БИС, реализующих схему КС1 СРК-автомата, по сравнению с РР-автоматом.

2. Уменьшить число термов в системе микроопераций за счет оптимального кодирования ЛПС на величину DN и тем самым уменьшить число БИС в схеме КС2 по сравнению с РР-автоматом.

Как показали исследования, экономия аппаратных затрат увеличивается по мере роста числа операторных вершин ГСА и уменьшения числа ЛПС. При этом выигрыш по числу БИС типа ПЛМ и ПЛИС достигает 26-28% для автоматов, интерпретирующих ГСА, имеющих 400-500 вершин.

Литература

1. Баркалов А.А., Дас Д.К. Оптимизация логической схемы микропрограммного автомата Мили на ПЛМ//АВТ. - 1991, -№3. - с.90-94.
2. Баркалов А.А., Юсифов С.И., Дас Д.К. РР-автоматы: функционирование, оптимизация, выбор метода синтеза. - К.: ИК АН УССР, 1991. - Препринт №91-55. - 25с.
3. Баранов С.И., Скляр В.А. Цифровые устройства на программируемых БИС с матричной структурой. - М.: Радио и связь, 1974. - 232 с.
4. Скляр В.А. Синтез автоматов на матричных БИС. - Минск: Наука и техника, 1984. - 287 с.
5. Баранов С.И. Синтез микропрограммных автоматов. - Л.: Энергия, 1974. - 232 с.
6. Баркалов А.А. Микропрограммное устройство управления как композиция автоматов с программируемой и жесткой логикой // АВТ. - 1983. - №4. - с.42-50.