

АКАДЕМИЯ НАУК УКРАИНЫ  
ИНСТИТУТ КИБЕРНЕТИКИ ИМЕНИ В. М. ГЛУШКОВА

На правах рукописи

Джугал Кришна ДАС

**РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ МЕТОДОВ  
МНОГОУРОВНЕВОЙ РЕАЛИЗАЦИИ  
МИКРОПРОГРАММНЫХ АВТОМАТОВ  
НА ПРОГРАММИРУЕМЫХ БИС  
С МАТРИЧНОЙ СТРУКТУРОЙ**

05.13.05 — элементы и устройства вычислительной  
техники и систем управления

Автореферат диссертации  
на соискание ученой степени  
кандидата технических наук

КИЕВ 1993

№ 26. Са

Работа выполнена на кафедре «Электронные вычислительные машины» Донецкого политехнического института.

Научный руководитель: кандидат технических наук, доцент Баркалов А. А.

Официальные оппоненты: доктор технических наук, профессор Рабинович З. Л.; кандидат технических наук Погорелый С. Д.

Ведущая организация: КНИИРИА „НПО имени С. П. Королева“.

Защита состоится «18» февраля 1993 г. в 14 часов на заседании специализированного совета Д 016.45.02 при Институте кибернетики имени В. М. Глушкова АН Украины по адресу: 252207, Киев, проспект Академика Глушкова, 40.

С диссертацией можно ознакомиться в научно-техническом архиве института.

Автореферат разослан «12» января 1993 г.

Ученый секретарь  
специализированного совета

ГУМЕНЮК-СЫЧЕВСКИЙ В. И.

ЛННБ України ім.В.Стефаника



00825625 (S)

ЛННБ ім. В. Стефаника  
АН УРСР

## ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность проблемы. В современной вычислительной технике широко применяется принцип микропрограммного управления. Производительность ЭВМ существенно зависит от характеристики устройства управления.

Постоянно растущая сложность алгоритмов управления, прогресс в области полупроводниковой технологии, элементной базы средств вычислительной техники привели к созданию класса программируемых БИС с матричной структурой. Наиболее универсальными представителями класса программируемых БИС, широко применяемых в последние годы при реализации матричных схем микропрограммных автоматов (МПА), являются программируемые логические матрицы (ПЛМ). Повышение требований к надежности, быстродействию, стоимости и срокам разработки МПА требуют создания эффективных машинно-ориентированных методов, позволяющих полностью автоматизировать процесс синтеза МПА. В этой связи разработка машинно-ориентированных методов синтеза логических схем МПА на программируемых БИС с матричной структурой является актуальной задачей теории и практики вычислительной техники.

Предметом исследования являются задачи структурного синтеза микропрограммных автоматов, функционирование которых описано на языке граф-схем алгоритмов (ГСА), на программируемых БИС с матричной структурой.

Целью работы является исследование и разработка методов синтеза многоуровневых схем автомата Мили, создание и исследование пакета прикладных программ, ориентированных на применение в САПР. Указанная цель достигается решением следующих задач:

- разработка методов синтеза  $PR$  - автоматов;
- разработка алгоритмов и программ синтеза  $PR$  - автоматов;
- оценка эффективности и определение области использования разработанных методов с помощью экспериментальных исследований;

внедрение разработанных методов и программ в реальную САПР.

Методы исследования базируются на использовании аппарата теории конечных автоматов, теории графов, теории множеств, теории булевых функций и прикладной комбинаторики.

Научная новизна работы состоит в следующем:  
предложена новая структурная схема автомата Мили - РР - автомат;

разработаны методы минимизации аппаратных затрат при синтезе РР - автоматов;

определена область эффективного использования разработанных методов.

Практическую ценность работы представляют:

разработанные алгоритмы и программы синтеза РР - автоматов на ПЛМ, оформленные в пакет прикладных программ;

выработанные рекомендации по эффективному применению разработанных методов.

Реализация результатов работы: разработанные методы синтеза РР - автомата реализованы в виде подсистемы в комплексе средств автоматизированного синтеза устройств управления "Си-90" и внедрены в учебный процесс ДИИ.

Апробация работы. Основные положения и результаты работы докладывались и обсуждались на семинарах научного совета АН Украины по проблеме "Кибернетика" (1990, 1991 гг) и на всесоюзном научно-техническом семинаре "Системы автоматизированного проектирования радиоэлектроники" (Тверь, 1991 г).

Публикации. По основным положениям и результатам выполненных исследований опубликовано 9 печатных работ.

Структура и объем диссертации. Диссертация состоит из введения, четырех глав, заключения, списка литературы 55 наименований, содержит 82 страницы машинописного текста, 45 рисунков и 30 таблиц.

## КРАТКОЕ СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Во введении обоснована актуальность работы, определены цели и задачи исследования.

В первой главе проведен анализ элементной базы и основных методов реализации многоуровневых схем МПИА, предложен новый метод реализации автомата Мили, рассмотрены этапы синтеза автомата с предложенной структурой и задачи, возникающие на каждом этапе. В качестве языка описания функционирования МПИА использован язык ГСА, нашедший широкое применение в практике проектиро-

вания устройства управления.

Математической моделью устройств управления является микропрограммный автомат, задаваемый пятеркой

$$S = \langle A, X, Y, \delta, \lambda \rangle,$$

где  $A = \{a_1, \dots, a_m\}$  - множество внутренних состояний;

$X = \{x_1, \dots, x_L\}$  - множество входных сигналов;

$Y = \{y_1, \dots, y_N\}$  - множество выходных сигналов;

$\delta: A \times X \rightarrow A$  - функция переходов, реализующая отображение  $D_\delta \subseteq A \times X \rightarrow A$ ;

$\lambda: A \times X \rightarrow Y$  - функция выходов, реализующая отображение

$D_\lambda \subseteq A \times X \rightarrow Y$  (модель Мили) или  $D_\lambda \subseteq A \rightarrow Y$  (модель Мура).

Функция  $\delta$  служит для задания состояния перехода автомата  $a(t)$  по исходному состоянию  $a(t-1)$  и входному сигналу  $X(t)$ :

$$a(t) = \delta(a(t-1), X(t)). \quad (1)$$

Функция  $\lambda$  служит для задания выходного сигнала автомата  $y(t)$  по исходному состоянию и входному сигналу. Для автомата Мили эта функция имеет следующий вид

$$y(t) = \lambda(a(t-1), X(t)). \quad (2)$$

Простейшей структурой логической схемы МПА на ПЛМ является одноуровневая схема, для которой:

$$y_n = \bigvee_{h=1}^N C_{nh} A_m^h X_n \quad (h = \overline{1, N}), \quad (3)$$

где  $N$  - количество строк в прямой структурной таблице (ПСТ) МПА;  $C_{nh}$  - булева переменная, равная единице, если и только если в  $h$ -й строке ПСТ записан сигнал  $y_n$ .

Проанализируем систему функции (3). Очевидно, ее коррект-

ность системе (2) определяется тем, что пара  $\langle a_m, X_h \rangle$  однозначно идентифицирует  $h$ -ю строку ПСТ. Пусть  $F(a_m, X_h)$  множество пар  $\langle a_m, X_h \rangle$ , соответствующих строкам ПСТ. Пусть существует взаимно однозначное соответствие  $\alpha_i$  между множествами  $F(a_m, X_h)$  и  $B = \{b_1, \dots, b_N\}$ , такое, что  $\langle a_m, X_h \rangle \alpha_i b_h$ . Тогда справедливо следующее утверждение:

$$y_n(\langle a_m, X_h \rangle) = y_n(b_h) \quad (n = \overline{1, N}, h = \overline{1, N}).$$

Для реализации соответствия  $\alpha_i$  требуется дополнительный уровень в схеме автомата. При этом соответствие  $\alpha_i$  порождает схему автомата с  $i$ -й структурой. Практический смысл имеет нахождение соответствий  $\alpha_i$ , для которых:

1) минимально число дополнительных переменных, формируемых на выходах ПЛМ;

2) минимально число переменных, поступающих на входы ПЛМ.

Зададим соответствие  $\alpha_1$  между множеством  $F(a_m, X_h)$  и множеством  $F(a_m, a_s) = \{\langle a_m, a_s \rangle\}$ , такое, что

$$\langle a_m, X_h \rangle \alpha_1 \langle a_m, a_s \rangle \longleftrightarrow \delta(a_m, X_h) = a_s.$$

При этом  $b_h = \langle a_m, a_s \rangle$ , тогда (2) и (3) преобразовываются следующим образом:

$$y(t) = \lambda_1(a(t-1), a(t) = \lambda_1(a(t-1), \delta(a(t-1), X(t))), \quad (4)$$

$$y_n = \bigvee_{h=1}^N C_{nh} A_m^h A_s^h \quad (n = \overline{1, N}). \quad (5)$$

Поскольку функция  $y(t)$  зависит от состояний в момент времени  $t$  и  $t-1$ , то структура автомата должна включать два регистра памяти. Чтобы соответствие  $\alpha_1$  было взаимно однозначным, должно выполняться условие

$$|F(a_m, a_s)| = |F(a_m, X_h)|.$$

Последнее возможно только при условии

$$np_1 b_i = np_2 b_j \rightarrow np_2 b_i \neq np_2 b_j \quad (i \neq j \in \{1, \dots, N\}). \quad (6)$$

Если исходный автомат Мили не удовлетворяет (6), то необходимо произвести эквивалентное преобразование: парам  $\langle a_m, a_s \rangle$ , встречающимся в ПСТ  $I$  раз, ставится в соответствие  $I$  пар  $\langle a_m, a_s^i \rangle, \dots, \langle a_m, a_s^I \rangle$ . При этом в ПСТ необходимо рассмотреть переходы из всех состояний  $a_s^i (i = \overline{1, I})$ , что приводит к увеличению длины ПСТ.

Для минимизации длины ПСТ автомата в диссертационной работе разработаны методы, которые подробно рассмотрены в главе 2.

Во второй главе предложен ряд методов и алгоритмов, решающих в совокупности задачу структурного синтеза МПА Мили с PR-структурой.

Метод синтеза автомата основан на представлении  $h$ -й строки ПСТ конъюнкцией

$$F_h = A_m^h A_s^h \quad (h = \overline{1, H}), \quad (7)$$

где  $A_m^h$  и  $A_s^h$  - конъюнкции внутренних переменных, соответствующие кодам исходного состояния  $K(a_m)$  и состояния перехода  $K(a_s)$  автомата соответственно, записанным в  $h$ -й строке ПСТ. В дальнейшем схему, реализация которой основана на выражении (7), будем называть PR-автоматом.

Схема PR-автомата содержит две подсхемы:  $P$ - и  $R$ -подсхему и два регистра памяти  $RG_1$  и  $RG_2$  (рисунок) и функционирует следующим образом: в начале такта регистр  $RG_1$  содержит код  $K(a_m)$  исходного состояния МПА.  $P$ -подсхема формирует функции возбуждения памяти  $RG_1$ , необходимые для перехода МПА в состояние  $a_s = \delta(a_m, X_h)$ , задаваемое функцией перехода  $\delta$ . После этого подается сигнал синхронизации, по которому в  $RG_1$  записывается код  $K(a_s)$  состояния перехода, а в регистр  $RG_2$  переписывается код  $K(a_m)$  из регистра  $RG_1$ .  $R$ -подсхема формирует функции  $y_n \in Y$ , представленные СВФ (5).

Предложенный метод применим, если выражение (7) позволяет однозначно идентифицировать любую строку ПСТ. Таким образом, переменные  $F_h (h = \overline{1, H})$  должны быть ортогональными, что соответствует условию

$$\bigvee_{h=1}^H F_h = 1; \quad F_i \cdot F_j = 0 \quad (i \neq j, i, j \in \{1, \dots, H\}), \quad (8)$$

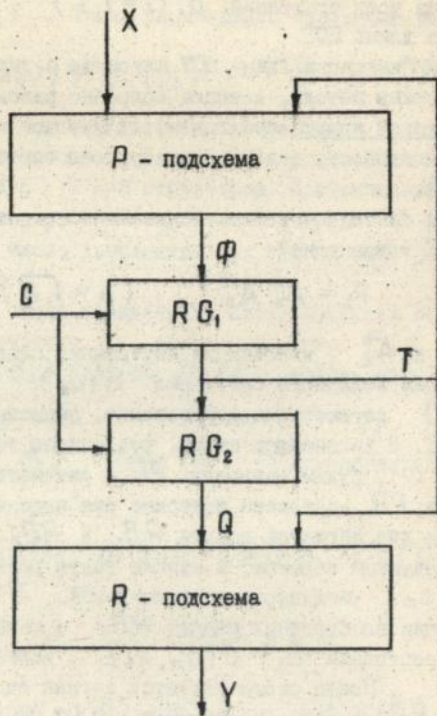


Рисунок. Структура  $PR$  - автомата

в противном случае будет нарушена функция выхода автомата.

Пусть  $P_m$  - подтаблица ПСТ, в которой перечислены все переходы из состояния  $a_m \in A$ ,  $A(a_m)$  - множество состояний перехода для состояния  $a_m \in A$ . Для выполнения (8) необходимо и достаточно, чтобы в любой подтаблице  $P_m$  не было одинаковых состояний перехода. При этом выполняется условие

$$|A(a_m)| = H_m \quad (m = \overline{1, M}), \quad (9)$$

где  $H_m$  - количество строк подтаблицы  $P_m$ .

Для выполнения (8) необходимо преобразовать исходную ПСТ таким образом, чтобы для любой подтаблицы  $P_m$  выполнялось условие (9). Для достижения этой цели автором предлагается методика синтеза, основанная на эквивалентном преобразовании автомата и специальном кодировании состояний полученного автомата.

1. Проанализируем подтаблицы  $P_m$  исходной ПСТ. Если состояние  $a_s \in A$  встречается в столбце состояний перехода подтаблицы  $P_m$   $I$  раз ( $I > 1$ ), то расцепим его на  $I$  состояний и поставим ему в соответствие множество  $B_s = \{a_s^1, \dots, a_s^I\}$ . После анализа всех подтаблиц каждому состоянию  $a_s$  поставим в соответствие множество  $B_s = \bigcup_{m=1}^{M-1} B_m^s$ . Таким образом, состояние  $a_s$  расщепляется на  $|\overline{B_s}|$  эквивалентных состояний. Если  $B_s^m \neq \emptyset$  ( $m = \overline{1, M}$ ), то  $B_s = \{a_s\}$ .

2. Сформулируем модифицированную таблицу переходов МПА следующим образом. Анализируется столбец состояний перехода  $h$ -й строки исходной ПСТ. Если в нем записано состояние перехода  $a_s$ , то оно заменяется элементом множества  $B_s$ . Причем замена происходит таким образом, чтобы в подтаблице  $P_m$  не было одинаковых элементов множества  $B_s$ .

3. Закодируем состояния  $a_s^i \in B_s$  кодами  $K(a_s^i)$  разрядности  $R_1 = \text{int} \log_2 M_1$ , где  $M_1$  - мощность множества состояний  $B = \bigcup_s B_s$ . При этом кодирование производится таким образом, чтобы дизъюнкция  $\Delta_s = A_s^1 \vee A_s^2 \vee \dots \vee A_s^{I_s}$ , где  $I_s = |B_s|$ , выражалась одним термом, т.е. эквивалентные состояния кодируются так, чтобы они входили в один интервал булева пространства. Такое кодирование возможно при выполнении условия

$$I_s = 2^n \quad (n = 0, 1, \dots). \quad (10)$$

В противном случае множество  $B_s$  необходимо расширить введением фиктивных состояний до выполнения (10). В столбце  $K(a_s)$  модифицированной таблицы переходов записываются полученные  $R_i$  - разрядные коды состояний.

4. Сформируем столбец  $K(a_m)$  модифицированной таблицы переходов, заменив код  $K(a_m)$  исходной ПСТ покрытием кубов, соответствующих кодам состояний из множества  $B_m$ . Здесь  $B_m$  - множество эквивалентных состояний, формируемое аналогично множеству  $B_s$ .

В работе для устранения неоднозначности при идентификации строк предлагается ввести в структуру  $PR$  - автомата преобразователь кода (ПК).  $PR$  - автомат с ПК называется  $PRC$  - автоматом.  $PRC$  - автомат функционирует аналогично  $PR$  - автомату, но по сигналу синхронизации в регистр  $RG_i$  записывается не код состояния перехода  $a_s^i$ , а код множества  $B_s$ , которому принадлежит это состояние.

При использовании ПК функция выхода имеет вид СВФ:

$$y_n = \bigvee_{h=1}^H C_{nh} A_m^h A_s^{i_h} \quad (h = \overline{1, H}), \quad (11)$$

где  $A_m^h$  - конъюнкция переменных  $T_i$ , соответствующая коду  $K(a_s^i)$  множества  $B_m$ , записанному в  $h$ -й строке преобразованной ПСТ.

Далее в работе для устранения неоднозначности при идентификации термов  $F_h$  предлагается представить их в виде

$$F_h = A_m^h A_s^h E_h \quad (h = \overline{1, H}), \quad (12)$$

где  $E_h$  - конъюнкция переменных  $z_g \in Z = \{z_1, \dots, z_G\}$ , кодирующих номер перехода из состояния  $a_m$  в состояние  $a_s$ . Для такого представления предлагается следующая методика:

1. Поставим в соответствие каждой паре  $(a_m, a_s)$  весовую функцию  $K_m^s$ , равную числу переходов с разными выходными сигналами из  $a_m$  в  $a_s$ .

2. Каждому переходу  $(a_m, a_s)$  поставим в соответствие код перехода, десятичный эквивалент которого равен  $0, 1, \dots, K_m^s - 1$ . При этом переходам с одинаковыми выходными сигналами поставим в соответствие одинаковые коды.

3. Каждому коду перехода, для которого  $K_m^s > 1$ , поставим в соответствие двоичный код  $K_h$  разрядности  $G = \text{int} \log_2 K$ , где  $K = \max(K_i^j)$  ( $i, j \in \{1, \dots, H\}$ ),  $h$  - номер строки ПСТ, соответствующей переходу. Если  $K_m^s = 1$ , то  $K_h = \phi$ .

4. Сформируем преобразованную ПСТ автомата Мили, в которую по сравнению с ПСТ введены столбцы  $K_h$ , соответствующий коду перехода, и  $E_h$ , содержащий переменные  $Z_g$ , принимающие единичное значение в коде  $h$ -го перехода. Если  $h$ -й строке соответствует пустой код, то примем по известному свойству конъюнкции пустого множества переменных  $E_h = 1$ .

Во второй главе также разработан метод оптимизации  $PR$ -автомата при организации памяти на  $T$ -триггерах. Метод основан на введении дополнительных вершин в граф автомата.

В третьей главе рассматривается задача оптимизации схемы МПА с заменой логических условий при реализации на заказных матрицах и на стандартных матричных схемах.

Избыточность реализации схем на заказных БИС объясняется тем, что переходы из каждого состояния МПА  $a_m$  определяются множеством логических условий  $X(a_m)$ , мощность которого значительно меньше мощности множества  $X$ . Для минимизации площади используется метод кодирования логических условий, при котором множество  $X$  заменяется множеством  $P = \{P_1, \dots, P_g\}$ , причем  $G \ll L$ .

Для дальнейшей минимизации схемы в работе используется тот факт, что переходы из некоторых состояний происходят безупрочно. Разобьем множество состояний  $A$  на подмножества  $A^1$  и  $A^2$ :

$$a_m \in A^1 \rightarrow X(a_m) \neq \phi,$$

$$a_m \in A^2 \rightarrow X(a_m) = \phi,$$

где  $X(a_m) \in X$  - множество логических условий, определяющих переходы из состояния  $a_m$ . Очевидно,  $A^1 \cap A^2 = \phi$  и  $A^1 \cup A^2 = A$ . Закодируем состояние  $a_m \in A^1$   $R_1$ -разрядными двоичными кодами, соответствующими числам  $0, \dots, M_1 - 1$ , где  $M = |A^1|$ . Данный способ кодирования состояний назовем "оптимальное кодирование". Обозначим через  $K'(a_m)$  частичный код состояний  $a_m \in A^1$ , под которым понимаем часть кода

$K(\alpha_m)$ , содержащую  $R_1 = \text{int } \log_2 M_1$  разрядов.

Эффективность метода оптимального кодирования состояний определяется отношением

$$\lambda = \frac{L + 2R}{L + 2R_1},$$

причем  $\lambda$  тем больше, чем больше отношения  $R/R_1$ .

Затем рассматривается синтез МПА на базе стандартных микросхем с использованием метода оптимального кодирования состояний. При использовании стандартных мультиплексоров схема МПА разбивается на две подсхемы:  $M$  - и  $P$  - подсхему.  $M$  - подсхема строится на стандартных мультиплексорах, а  $P$  - подсхема на ПЛМ. В общем случае ограничение на число входов для стандартных мультиплексоров приводит к необходимости использования дешифраторов для выборки конкретного мультиплексора. В работе получены аналитические выражения для определения максимального количества дешифраторов и точного количества мультиплексоров. Для определения точного количества дешифраторов предлагается алгоритм. Далее этот же метод кодирования состояний рассматривается при синтезе МПА на базе программируемых мультиплексоров. Здесь тоже получена аналитическая оценка, выражающая аппаратурные затраты.

В дальнейшем рассмотрены методы синтеза  $PR$  - автоматов с заменой входных переменных. В ходе синтеза оказалось, что при специальном кодировании состояний, ориентированном на уменьшение числа строк ПСТ, одновременное применение оптимального кодирования состояний, минимизирующего  $M$  - подсхему, затруднительно, так как при этом не всегда удастся минимизировать аппаратурные затраты. При синтезе  $PR$  - автомата с преобразователем кода и с использованием кодирования строк подтаблиц использование оптимального кодирования состояний позволяет уменьшить аппаратурные затраты.

В четвертой главе приводятся описание комплекса программ синтеза  $PR$  - и  $PY$  - автоматов и результаты экспериментальных исследований разработанных методов.

Комплекс программ написан на алгоритмическом языке *Modula-2* и организован в виде подсистемы САПР "Си-90". В

соответствии с ограничениями, принятыми в САПР "Си-90", подсистема позволяет синтезировать МПА со следующими параметрами:

число вершин в ГСА	$\leq 1000$ ,
количество различных микроопераций	$\leq 256$ ,
количество микрокоманд	$\leq 128$ ,
количество логических условий	$\leq 128$ ,
количество строк в ПСТ	$\leq 512$ .

Для оценки эффективности разработанных методов были проведены экспериментальные исследования на совокупности из 60 ГСА различной сложности, собранных в библиотеке САПР "Си-90". Эксперимент заключается в сравнении схем  $PR$  - и  $PY$  - автоматов по аппаратурным затратам.

Число ПДМ в логической схеме автомата определяется сложной функцией, зависящей от характеристик ГСА и элементного базиса. В настоящее время нет аналитических выражений, позволяющих определить аппаратурные затраты с достаточной точностью. Поэтому дальнейшие исследования проводились непосредственно с помощью разработанной автором подсистемы синтеза  $PR$  - автоматов и показали, что определяющими параметрами являются:  $G_1$  - разрядность кода микрокоманд,  $R$  - разрядность кода состояний автомата Мили,  $t$  - число выходов ПДМ. Границей между  $PY$  - и  $PR$  - автоматами является условие  $2R \leq S$ , при нарушении которого аппаратурные затраты в логической схеме  $PR$  - автомата резко увеличиваются.

Можно предположить, что  $PR$  - автоматы будут более эффективными, чем  $PY$  - автоматы, если  $G_1 + R > t$  и  $R \leq t$ . Для проверки этой гипотезы была найдена зависимость

$$\alpha = \frac{](G_1 + R)/t[}{]R/t[}$$

Проведенные исследования показали, что высказанное предположение является верным. Для сравнения эффективности применения  $PR$  - автоматов по отношению к  $PY$  - автоматам были найдены различные зависимости, которые подтвердили это предположение.

Дальнейшие исследования были проведены для сравнения взаимной эффективности различных моделей  $PR$  - автоматов между собой.

В результате проведенных исследований получен алгоритм выбора оптимальной структуры автомата.

Здесь же показано, что эффективность предложенного метода оптимального кодирования состояний при замене логических условий увеличивается по мере роста доли безусловных переходов в прямой структурной таблице автомата.

Результаты экспериментальных исследований подтвердили эффективность разработанных методов и пакета программ, что дает основание рекомендовать подсистему синтеза  $PR$  - автоматов на ПЛМ для использования в практике.

### ОСНОВНЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ РАБОТЫ

1. Предложен новый метод многоуровневой реализации автомата Мили, основанный на специальном представлении термов, соответствующих строкам ПСТ.

2. В рамках этого метода разработан ряд алгоритмов, решающих в совокупности задачу синтеза МПА с предложенной структурой.

3. Предложен метод минимизации аппаратных затрат при синтезе автомата Мили на стандартных мультиплексорах и ПЛМ с использованием метода оптимального кодирования состояний с заменой логических условий.

4. На основе предложенных методов и алгоритмов разработан пакет программ синтеза  $PR$  - автомата на ПЛМ, образующий подсистему САПР "Си-90" и расширяющий ее возможности.

5. Проведены экспериментальные исследования разработанных методов на совокупности ГСА различной сложности, по результатам которого выработаны рекомендации по эффективному использованию этих методов.

---

Основные результаты диссертации опубликованы в следующих работах

1. Баркалов А.А., Матвиенко А.В., Дас Д.К. Оптимизация схемы формирования логических условий при матричной реализации автомата // Микропроцессорные системы и их применение. - Киев: Ин-т кибернетики им. В.М.Глушкова АН Украины, 1990. - С. 29-34.

2. Оптимизация логической схемы автомата Мили на программируемых логических матрицах / А. А. Баркалов, В. А. Саломатин, К. Е. Стародубов, Д. К. Дас // Кибернетика и системный анализ.— 1991.— № 5.— С. 180—184.

3. Баркалов А. А., Матвиенко А. В., Дас Д. К. Оптимизация логических схем автомата при замене входных переменных // Процессоры и системы обработки сигналов.— Киев: Ин-т кибернетики им. В. М. Глушкова АН Украины, 1991.— С. 51—57.

4. Баркалов А. А., Дас Д. К. Оптимизация логической схемы автомата Мили на ПЛМ // Автоматика и вычисл. техника.— 1991.— № 3.— С. 90—94.

5. Баркалов А. А., Юсифов С. И., Дас Д. К. PR-автоматы: функционирование, оптимизация, выбор метода синтеза.— Киев, 1991.— 26 с.— (Препр. / АН Украины. Ин-т кибернетики им. В. М. Глушкова: 91—55).

6. Оптимизация логической схемы автомата Мили при замене логических условий и специальном кодировании состояний / А. А. Баркалов, В. А. Саломатин, Д. К. Дас, М. Э. Борисова; Донецк. политехн. ин-т.— Донецк, 1992.— 12 с.— Деп. в УкрИНТЭИ 25.05.92. № 718.

7. Баркалов А. А., Саломатин В. А., Дас Д. К. Минимизация аппаратурных затрат при синтезе автомата Мили на ПЛМ / Донец. политехн. ин-т.— Донецк, 1992.— 8 с.— Деп. в УкрИНТЭИ 05.06.92. № 808.

8. Оптимизация схемы микропрограммного автомата при замене входных переменных / А. А. Баркалов, В. А. Саломатин, Д. К. Дас, Т. В. Ключко; Донецк. политехн. ин-т.— Донецк, 1992.— 11 с.— Деп. в УкрИНТЭИ 05.06.92, № 827.

9. Структура многоуровневых схем автомата Мили на ПЛМ / А. А. Баркалов, В. А. Саломатин, Д. К. Дас, Манда; Донец. политехн. ин-т.— Донецк, 1992.— 9 с.— Деп. в УкрИНТЭИ 25.05.92, № 719.

---

Подп. в печать 28.18.92. Формат 60×84<sup>1/16</sup>. Бумага типограф. Офсетная печать. Усл. печ. л. 0,93. Усл. кр.-отт. 1,16. Уч.-изд. л. 0,73. Тираж 120 экз, Заказ 9-7363. 252207, Киев, проспект Академика Глушкова, 40

AB 26.520

**AB 26.520**