

Д О Н Е Ц К И Й
ГОСУДАРСТВЕННЫЙ ТЕХНИЧЕСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ

На правах рукописи

АЛЬ-ХАЛАСА НАССЕР АДНАН МАЗЫ
(Иордания)

РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ
МЕТОДОВ СИНТЕЗА МИКРОПРОГРАММНЫХ
АВТОМАТОВ НА ПРОГРАММИРУЕМЫХ
ЛОГИЧЕСКИХ УСТРОЙСТВАХ

Специальность 05.13.08 — „Вычислительные машины,
системы и сети, элементы и устройства
вычислительной техники и систем
управления“

А в т о р е ф е р а т
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Донецк—1995



00761471 (Q)

Диссертация является рукописью

Работа выполнена в Донецком государственном университете на кафедре вычислительной математики и программирования.

Научный руководитель – кандидат техн. наук, доцент Баркалов Александр Александрович

Официальные оппоненты: доктор техн. наук Скобцов Юрий Александрович; кандидат техн. наук Стародубов Константин Евгеньевич.

Ведущая организация – Донецкий государственный институт проблем искусственного интеллекта (г. Донецк).

Защита состоится « 16 » ноября 1995г. в 14⁰⁰ час. на заседании специализированного совета К. 06.04.01 в Донецком государственном техническом университете по адресу: (г. Донецк, ул. Артема, 58, корп. 1, ауд. 201).

Отзывы на автореферат направлять по адресу: 340000, г. Донецк, ул. Артема, 58, ученому секретарю ДГТУ.

С диссертацией можно ознакомиться в библиотеке ДГТУ

Автореферат разослан « 13 » октября 1995г.

Ученый секретарь
специализированного совета,
кандидат технических наук,

Г. В. Мокрый

ЛНБ ім. В. Стефаника
АН України

ОБЩАЯ ХАРАКТЕРИСТИКА РАБОТЫ

Актуальность и степень исследовательности темы. Прогресс в области полупроводниковой технологии и теории вычислительной техники привел к появлению широкой номенклатуры больших интегральных схем с матричной структурой - программируемых логических устройств (ПЛУ). Применение ПЛУ в системах цифровой автоматики и вычислительной техники ставит проблему разработки формализованных методов синтеза устройств в этом базисе, ориентированных на САПР.

В современных цифровых системах широко применяется принцип микропрограммного управления, предложенный М.Уилксом. Согласно этому принципу в цифровых системах выделяется управляющая часть - устройство управления. Как правило, в быстродействующих системах устройство управления выполняется как "автомат с жесткой" логикой или микропрограммный автомат (МПА). Теория МПА развита в работах С.И.Баранова, А.Д.Закревского, В.Г.Лазарева, В.А.Склярова и их учеников. Однако растущая сложность алгоритмов управления цифровых систем, характерная тенденция аппаратной реализации сложных программных функций, изменение элементного базиса требуют разработки новых методов структурного синтеза МПА.

В настоящее время известны два типа структур МПА с полярными характеристиками. Одноуровневые структуры отличаются высоким быстродействием, но значительными аппаратными затратами. Трехуровневые структуры отличаются минимальными аппаратными затратами, но и минимальным быстродействием. Актуальной является задача разработки методов синтеза двухуровневых схем, аппаратные затраты в которых сравнимы с трехуровневыми, а быстродействие в полтора раза выше.

Диссертационная работа посвящена решению актуальной задачи разработки методов синтеза двухуровневых логических схем микропрограммных автоматов, ориентированных на минимизацию числа ПЛМ, ПЛИС и ПЗУ в схеме МПА, поведение которых задано на языке граф-схем алгоритмов (ГСА).

Известные методы оптимизации аппаратных затрат в схемах автоматов приводят к трехуровневым структурам, отличающимся большим временем такта. В работе предлагаются

методы синтеза, позволяющие получить двухуровневые схемы автоматов, близкие по аппаратурным затратам к трехуровневым.

Цель, идея и основные задачи исследования

Цель работы. Целью работы является разработка формализованных методов структурного синтеза микропрограммных автоматов, ориентированных на минимизацию аппаратурных затрат в логической схеме автомата, в базисе ПЛУ.

Идея работы заключается в использовании нестандартных представлений термов системы функций возбуждения памяти автомата, за счет чего автомат имеет промежуточные характеристики по аппаратурным затратам и быстродействию между одноуровневыми схемами, в которых эти характеристики максимальны, и трехуровневыми схемами, в которых эти характеристики минимальны.

Основные задачи исследований. В процессе исследований необходимо решить следующие задачи:

- анализ методов оптимизации числа ПЛУ в логических схемах микропрограммных автоматов;
- разработка методов синтеза автоматов, функции возбуждения памяти которых определены на множестве пар <"исходное состояние", "микрокоманда"> (TZ-автомат);
- разработка методов синтеза автоматов, функции возбуждения памяти которых определены на множестве пар <"микрокоманда в исходном состоянии", "микрокоманда в состоянии перехода"> (ZZ-автомат);
- определение сравнительной эффективности TZ-, ZZ-, и МРУ-автоматов.

Теоретическая и практическая ценность исследования, научная новизна. Научное значение работы заключается в разработке и исследовании новых структур логической схемы микропрограммного автомата Мили, а также в разработке методов структурного синтеза автоматов с предложенными структурами в базисе ПЛУ.

Практическая ценность работы состоит в разработке алгоритмических и программных средств структурного синтеза МПА в базисе ПЛМ, ПЛИС, ПЛЗУ. Программное обеспечение может быть интегрировано в САПР для решения задач выбора оптимальной структуры и синтеза логической схемы автомата в базисе ПЛУ. Научные положения и результаты, выносимые на защиту, и личный

вклад автора в их разработку

Положения. Автором установлена возможность однозначной идентификации строк прямой структурной таблицы автомата Мили парами < микрокоманда, состояние > и < микрокоманда, микрокоманда >, что позволяет получить новые структуры логических схем микропрограммных автоматов.

Результаты. Автором предложены методы синтеза автоматов, основанные на определении функций возбуждения памяти на множествах пар вида < микрокоманда, состояние > и < микрокоманда, микрокоманда >, отличающихся от известных методов идентификации строк прямой структурной таблицы и позволяющие повысить быстродействие многоуровневой схемы автомата Мили.

Основными результатами работы являются:

1. Метод синтеза TZ- автомата по ГСА.
2. Методы кодирования состояний и микрокоманд TZ- автомата, ориентированные на минимизацию числа ПЛУ в подсхемах логической схемы.
3. Метод синтеза ZZ- автомата по ГСА.
4. Методы кодирования и преобразования кодов микрокоманд, ориентированные на минимизацию числа ПЛУ в подсхемах логической схемы ZZ- автомата.

Методология и методы исследования. В процессе исследований применялся формальный аппарат теории автоматов, теории множеств и булевой алгебры. При синтезе схем автоматов использована методология, разработанная в работах С.И.Баранова и В.А.Склярова.

При выполнении экспериментальных исследований использовался вероятностный метод задания характеристик граф-схем алгоритмов, предложенный Г.И.Новиковым.

Декларация личного вклада. Автором самостоятельно разработаны методы оптимизации логических схем TZ - автоматов; методы синтеза и оптимизации логических схем ZZ - автоматов; алгоритм априорного выбора оптимальной по аппаратуре структуры логической схемы микропрограммного автомата Мили.

Обоснованность и достоверность научных положений, выводов и рекомендаций диссертационной работы подтверждается результатами моделирования разработанных структур, использованием при решении поставленных задач общих методов теории автоматов, применением методов математической статистики и

теории вероятностей. Отклонение экспериментальных данных от теоретических составляет не более 10%.

Реализация результатов работы. Полученные в работе результаты использованы на кафедре ЭВМ ДонГУ при чтении лекций и в дипломном проектировании. Разработанные методы синтеза использованы при разработке аппаратного обеспечения системы контроля "ТЕСТ" Макеевского научно-исследовательского института (МакНИИ).

Апробация. Основные результаты работы докладывались и обсуждались на семинарах Института прикладной математики и механики НАН Украины, Института проблем искусственного интеллекта (г. Донецк), кафедр ЭВМ и ВМиП Донецкого государственного технического университета (1992-1995гг.).

Публикации. Содержание работы отражено в трех депонированных рукописях. В публикациях автору принадлежат основные идеи и методы синтеза автоматов.

Структура и объем работы Диссертационная работа состоит из введения, четырех глав, заключения, изложенных на 159 страницах машинописного текста, содержит 64 рисунка, 39 таблиц, список литературы из 53 наименований.

Автор признателен научному консультанту - доценту, кандидату технических наук В. Н. Павлышу.

ОСНОВНОЕ СОДЕРЖАНИЕ РАБОТЫ

Во введении обосновывается актуальность темы диссертационной работы, формулируется цель и задачи исследований, идея работы и ее научная новизна.

В первой главе рассмотрены основные модели последовательностных схем выполнен анализ элементарного базиса и методов синтеза схем автоматов на программируемых логических устройствах, сформулированы основные задачи исследований.

Математической моделью последовательной схемы является абстрактный автомат $S = \{ A, Z, W, \delta, \lambda, a_1 \}$, где $A = \{ a_1, \dots, a_m \}$ - множество состояний, $Z = \{ z_1, \dots, z_r \}$ - входной алфавит, $W = \{ w_1, \dots, w_o \}$ - выходной алфавит; δ - функция переходов, λ - функция выходов, $a_1 \in A$ - начальное состояние. Один из типов автоматов - автомат Мили, который задается системой:

$$a(t+1) = \delta(a(t), z(t))$$

$$w(t) = \lambda(a(t), z(t)),$$

где $t=0,1,2,\dots$ - автоматное время.

турному автомату, который имеет l входов для логических условий $X = (x_1, \dots, x_l)$ и N выходов для микроопераций $Y = (y_1, \dots, y_N)$, а также $R = \text{int} \log_2 M$ входов и выходов для кодирующих состояния внутренних переменных $T = (T_1, \dots, T_R)$ и функций возбуждения памяти $\Phi = (\phi_1, \dots, \phi_R)$ соответственно, комбинационная схема автомата задается системой булевых функций (СБФ)

$$\begin{aligned} Y &= Y(T, X), \\ \Phi &= \Phi(T, X). \end{aligned} \quad (1)$$

В диссертационной работе рассматриваются синхронные конечные инициальные микропрограммные автоматы Мили, память которых строится на двухтактных D-триггерах, что устраняет проблему критических состязаний, исходной формой задания автомата является граф-схема алгоритма (ГСА).

Схема микропрограммного автомата (МПА) синтезируется по прямой структурной таблице (ПСТ) со столбцами: a_m - исходное состояние; $K(a_m)$ - код состояния a_m разрядности R ; a_s - состояние перехода; $K(a_s)$ - код состояния a_s ; X_n - входной сигнал, определяющий переход (a_m, a_s) и представляющий собой конъюнкцию некоторых элементов множества X ; $Y_n \subseteq Y$ - микрокоманда, формируемая на переходе (a_m, a_s) ; $\Phi_n \subseteq \Phi$ - набор функций возбуждения, необходимый для переключения памяти из $K(a_m)$ в $K(a_s)$; $n = 1, \dots, N$ - номер перехода. По ПСТ строится СБФ (1), имеющая вид

$$\begin{aligned} y_n &= \bigvee_{h=1}^N c_{nh} A_m^h X_n & (n=1, \dots, N); \\ \phi_r &= \bigvee_{h=1}^R c_{rh} A_m^h X_h & (r=1, \dots, R), \end{aligned} \quad (2)$$

где $c_{nh}, (c_{rh})$ - булева переменная, равная единице, если и только если в n -й строке ПСТ записан сигнал y_n (ϕ_r); A_m^h - конъюнкция внутренних переменных, соответствующая коду $K(a_m)$ из n -й строки, выражение

$$P_n = A_m^h X_n$$

однозначно идентифицирует n -ю строку ПСТ и называется термом.

В настоящее время для реализации (2) широко используются программируемые логические устройства (ПЛУ) типа программируемые логические матрицы (ПЛИМ), программируемые логические интегральные схемы (ПЛИС), постоянные запоминающие устройства (ПЗУ). При этом одной из важных задач является минимизация числа БИС в схеме автомата. Одним из путей

решения этой задачи - преобразование структуры схемы автомата с увеличением числа уровней в ней.

На (рис.1) показана трехуровневая структура схемы МПА, названная МРУ- автоматом. Здесь КС1 - схема, формирующая переменные $p_q \in P = \{p_1, \dots, p_q\}$, заменяющие $x_i \in X$ ($q \ll L$); КС2- схема, формирующая функции возбуждения $\varphi_r \in \Phi$ и переменные $z_q \in Z = \{z_1, \dots, z_q\}$, кодирующие микрокоманды $y_i \in Y$, $q = \lceil \log_2 T_m \rceil$, где T_m - число различных микрокоманд в ГСА; КС3- схема формирующая СБФ $Y = Y(Z)$.

Основной недостаток МРУ - автомата - большое время такта. Для его уменьшения в работе предложены две модели МПА, названные TZ- и ZZ- автоматами.

В TZ- автомате (рис.2) переменные Z используются как для формирования микропераций, так и для формирования совместно с внутренними переменными функций $\varphi_r \in \Phi$. При этом схема КС2 задается СБФ

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^N C_{rh} Z_h A_m^h \quad (r=1, \dots, R), \quad (3)$$

где Z_h - конъюнкция переменных $z_q \in Z$, соответствующая коду $K(Y_h)$ микрокоманды Y_h , записанной в h-й строке ПСТ.

В ZZ- автомате (рис.3) для формирования функций возбуждения используются переменные Z, кодирующие микрокоманду в состоянии перехода, и переменные G, кодирующие микрокоманду в исходном состоянии. При этом схема КС2 задается СБФ

$$\varphi_r = \bigvee_{h=1}^N C_{rh} Z_h G_h \quad (r=1, \dots, R). \quad (4)$$

В МРУ-, TZ- и ZZ- автоматах схема КС3 задается СБФ

$$y_n = \bigvee_{l=1}^M C_{nl} Z_l \quad (n=1, \dots, N). \quad (5)$$

TZ- и ZZ- автоматы являются двухуровневыми схемами, в которых переменные Z используются как для замены логических условий, так и для кодирования микрокоманд. Такой подход позволяет увеличить быстродействие по сравнению с МРУ- автоматами при сравнительно небольших затратах.

Во второй главе рассмотрены методы синтеза логической схемы TZ- автомата по ГСА, предложены методы оптимизации TZ- автоматов, основанные на специальном кодировании состояний и микрокоманд.

В TZ- автомате возможно нарушение корректности функции перехода. Это возможно, если в подтаблице π_m , задающей в ПСТ

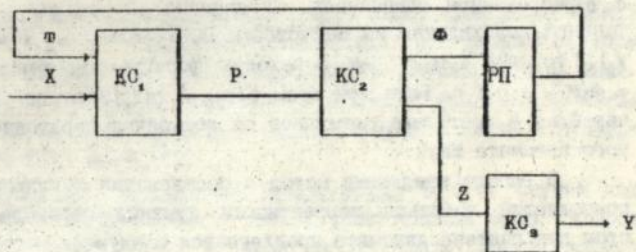


Рис.1. Структурная схема МРУ - автомата

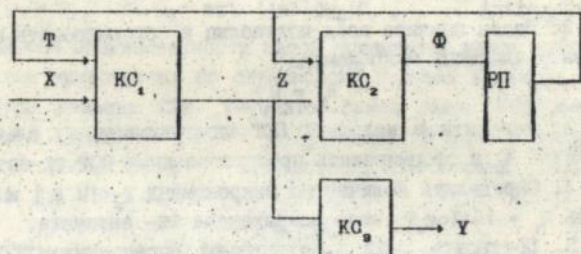


Рис.2. Структурная схема ТЗ- автомата

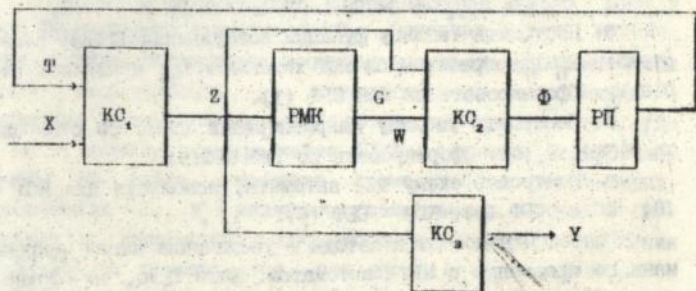


Рис.3. Структурная схема ZZ- автомата

переходы из состояния a_m являются переходы в разные состояния с формированием одинаковых микрокоманд. Пусть $\phi(F_n)$ - набор функций возбуждения из n -й строки ПСТ. Если $\lambda(a_m, x_i) = \lambda(a_m, x_j)$, то при i -м и j -м переходах формируются функции $\phi_r = \phi(F_i) \cup \phi(F_j)$. Если при этом $\phi(F_i) \neq \phi(F_j)$, то ТЗ-автомат перейдет в состояние, отличное от состояния перехода исходного автомата Мили.

В работе предложен метод "расщепления" микрокоманд, позволяющий добиться корректности функции переходов. При этом для синтеза автомата предлагается следующая методика:

1. Проанализировать подтаблицы π_m исходной ПСТ. Если микрокоманда Y_h записана в π_m I_{mh} раз с разными состояниями перехода, то ей ставится в соответствие множество $V_{mh} = \{Y_h^1, \dots, Y_h^{mh}\}$.

2. После анализа всех подтаблиц π_m сформировать множество эквивалентных микрокоманд

$$V_h = \bigcup_{m=1}^n V_{mh}.$$

3. Заменить в исходной ПСТ микрокоманду Y_h элементами множества V_h и сформировать преобразованную ПСТ ТЗ-автомата.

4. Определить количество микрокоманд $T_p = |V_h|$ и разрядность $Q_1 = \text{int} \log_2 T_p$ кода микрокоманд ТЗ-автомата.

5. Построить таблицу кодирующих переменных (ТКП), для чего в преобразованной ПСТ заменить столбцы a_q и $K(a_q)$ столбцами Y_h и $K(Y_h)$ соответственно, заменить столбец Φ_h столбцом Z_h , содержащим переменные $z_q = 1$ в коде $K(Y_h)$. Сформировать по ТКП систему булевых функций

$$z_q = \bigvee_{h=1}^n C_{qh} A_m^h X_h \quad (q = \overline{1, Q}), \quad (6)$$

6. Построить таблицу функций возбуждения (ТФВ), заменив столбец X_h преобразованной ПСТ столбцом Z_h , исключить столбец Y_h . Сформировать по ТФВ СБФ (3).

7. Построить таблицу микроопераций (ТМО) со столбцами: $Y_i, K(Y_i), y_n, t$. Сформировать по ТМО СБФ (5).

8. Построить схему ТЗ-автомата, используя для КС1 СБФ (6), КС2 - СБФ (3), КС3 - СБФ (5).

Основной недостаток метода - увеличение числа микрокоманд по сравнению с МРУ-автоматом. Если $Q_1 > Q$, то сложность схемы КС3 в ТЗ-автомате увеличивается.

Для устранения этого недостатка в работе предложены

методы, минимизирующие число БИС в схеме КСЗ.

Введение преобразователя кодов. Между схемами КС1 и КС3 вводится схема КС4, преобразовывающая Q_1 -разрядные коды $K(Y_n^1)$ в Q -разрядные коды $K(Y_n)$. Метод ориентирован на минимизацию числа ПЗУ в схеме КСЗ и связан с увеличением числа уровней, то есть уменьшает быстродействие. Такая структура названа ТЗП-автоматом.

Избыточное кодирование микрокоманд. В этом случае код микрокоманды представляет собой конкатенацию кодов класса эквивалентности $K(B_i)$ и кода микрокоманды внутри класса $K(Y_i^1)$:

$$K(Y_n) = K(B_i) * K(Y_i^1) \quad (h = \overline{1, T_p}, t = \overline{1, T_m}),$$

где * - знак конкатенации. При этом код $K(Y_n)$ имеет разрядность $Q + Q_2$, где $Q_2 = \max(\text{intlog}_2 |B_1|, \dots, \text{intlog}_2 |B_m|)$. Под классом эквивалентности здесь понимается класс разбиения множества микрокоманд по одинаковому нижнему индексу. Такая структура названа ТЗС-автоматом. Здесь схема КСЗ имеет Q входов, а схема КС2 - $Q + R + Q_2$ входов. В работе предложен метод "расщепления" микрокоманд, позволяющий выполнить условия

$$Q + Q_2 = Q_1.$$

При этом число входов схемы КС2 не увеличивается по сравнению с исходным ТЗ-автоматом. При этом выполнение (7) достигается за счет уменьшения параметра Q_2 , что возможно не во всех случаях. Эти методы ориентированы на минимизацию числа ПЗУ в схеме КСЗ и ПЛМ или ПЛИС в схеме КС2.

Кодирование микрокоманд, минимизирующее число ПЛИС в схеме формирования микроопераций. Основная идея метода - кодирование микрокоманд производится таким образом, чтобы каждой микрооперации y_n соответствовало не более q обобщенных интервалов Q_1 -мерного булева пространства, где q - число термов в макроячейке ПЛИС. Алгоритм кодирования основан на учете отношения совместимости микрокоманд. Микрокоманды Y_i, Y_n являются совместимыми, если в них встречаются одинаковые микрооперации. Граф отношения совместимости взвешивается, вес дуги (y_i, y_n) определяется как $|Y_i \cap Y_n|$.

Разбиение множества микрокоманд производится в соответствии с очередностью кодирования микроопераций. Как показали

исследования, предложенный алгоритм позволяет до 90 % микроопераций реализовать на одной макроячейке ПЛИС каждую.

В работе предложен метод минимизации аппаратурных затрат в схеме КС2, основанный на учете двух факторов:

1. Если из состояния $a_m \in A$ происходит несколько переходов в состояние a_n , то минимизация СВФ(3) возможна за счет экономичного кодирования формируемых на этих переходах микрокоманд, при этом их коды покрываются минимальным числом интервалов Q_i - мерного булева пространства.

2. Если из ряда состояний происходит переход через одну и ту же ператорную вершину, то минимизация СВФ(3) возможна за счет экономичного кодирования этих состояний.

Далее анализируется возможность реализации TZ-автомата на заказных матрицах и сделан вывод, что МРУ-автомат в общем случае требует меньше площади БИС.

В третьей главе рассмотрены методы синтеза логической схемы ZZ-автомата по ГСА, предложены методы оптимизации ZZ-автоматов, основанные на специальном кодировании состояний и микрокоманд.

В ZZ-автомате возможно нарушение корректности функции перехода. Построение корректного ZZ-автомата возможно только при выполнении условия:

$$\delta(a_m, x_j) = a_n \rightarrow \lambda(a_m, x_j) = Y_m, \quad (7)$$

то есть состоянию $a_m \in A$ однозначно соответствует микрокоманда Y_m .

В работе предложена методика синтеза ZZ-автомата по ГСА, позволяющая для всех состояний выполнить (7).

1. Проанализировать подтаблицы π_m исходной ПСТ и если микрокоманда Y_i записана в π_m I_{m_i} раз с различными состояниями перехода, то ей ставится в соответствие I_{m_i} различных микрокоманд, образующих множество B_i .

2. Построить ПСТ TZ-автомата, используя элементы множества B_i так, чтобы выполнялось (7). Если МК Y_t встречается при переходе в I_t разных состояний, то она "расщепляется" на I_t МК. Перенумеровать все МК и построить уточненную ПСТ TZ-автомата.

3. Сформировать по уточненной ПСТ множество A пар вида (a_n, Y_i) , где $a_n = \delta(a_m, x_j)$, $Y_i = \lambda(a_m, x_j)$ и выделить множества $A_m \subseteq A$ пар, в которых первой компонентой является a_m .

4. Построить таблицу кодирующих переменных ZZ-автомата, используя разработанную для TZ-автомата методику. При этом в столбце Y_n будут находиться T_z микрокоманд

$$T_z = T_m + \sum_{i=1}^{T_m} (|B_i| - 1) + \sum_{i=1}^{T_p} (I_i - 1),$$

а в столбце $K(Y_n)$ будут находиться коды разрядности $Q_3 = \lceil \log_2 T_z \rceil$. Сформировать по ТКП СВФ (6).

5. Построить таблицу функций возбуждения ZZ-автомата, при этом подтаблица π_m исходной ПСТ дублируется $I_m = |\Delta_m|$ раз. Заменить в подтаблице π_m^i состояние a_m микрокомандой Y_m^i ($i = 1, \dots, I_m$) и сформировать СВФ (4).

6. Построить ТМО ZZ-автомата и сформировать СВФ (5).

7. Построить схему ZZ-автомата, используя для КС1 СВФ (6), для КС2 - СВФ (4), для КС3 - СВФ (4).

ZZ-автомат имеет два недостатка:

1. Число микрокоманд $T_z > T_p > T_m$ и, следовательно, $Q_3 \gg Q_1 \gg Q$.

2. Число строк ТФВ N_o больше числа ПСТ n на параметр

$$\Delta n = \sum_{m=1}^M N_m (|\Delta_m| - 1),$$

где N_m - число строк в подтаблице π_m .

Это приводит к увеличению аппаратных затрат в схеме ZZ-автомата, для уменьшения которых в работе предложен ряд методов.

Специальное кодирование микрокоманд. На множестве МК $E = \{Y_1, \dots, Y_{T_z}\}$ задается отношение эквивалентности β такое, что $Y_i \beta Y_j$, если и только если первые проекции пар Δ_i и Δ_j , содержащих Y_i и Y_j , совпадают. Отношение β определяет разбиение $\pi_\beta = \{E_1, \dots, E_m\}$ на множестве E , число классов которого совпадает с числом состояний исходного автомата Мили.

Микрокоманды $Y_i \in E_m$ кодируются так, чтобы их коды входили в один интервал Q_3 -мерного булева пространства. Затем строится преобразованная ТФВ ZZ-автомата путем замены столбца Y_i столбцом E_m , где $Y_i \in E_m$, и столбца $K(Y_i)$ столбцом $K(E_m)$. В качестве кода $K(E_m)$ используется обобщенный интервал. По преобразованной ТФВ формируется СВФ

$$\Phi_r = \bigvee_{h=1}^n C_{rh} \cdot F_m \cdot Z_a \quad (r = 1, \dots, R), \quad (8)$$

где F_m^h - конъюнкция переменных из множества σ , соответствующая

шая коду $K(E_m)$ класса $E_m \in \pi_\beta$, записанного в n -й строке ТФВ. По СБФ (8) строится схема КС2, число строк в которой

$$\sum_{m=1}^M |E_m| N_m \geq N.$$

При этом кодирование, позволяющее уменьшить число строк до N , возможно не всегда. В работе предлагается алгоритм кодирования МК, позволяющий максимальным образом сократить параметр ΔN .

Введение преобразователя кодов МК. Этот метод связан с преобразованием кодов МК в коды классов разбиения π_β и позволяет:

- достичь максимального сокращения числа строк ТФВ ($\Delta N = 0$);
- уменьшить требования по числу входов ПЛУ схемы КС2 при выполнении условия $Q_4 = \text{int} \log_2 M < Q_3 = \text{int} \log_2 T_z$;
- применить специальные методы кодирования микрокоманд, оптимизирующие число ПЛМ или ПЛИС в схеме КС3.

Зададим соответствие ϵ между кодами $K(Y_i)$ и $K(E_m)$, при этом пара $\langle K(Y_i), K(E_m) \rangle$ принадлежит графику соответствия ϵ , если и только если $Y_i \in E_m$. Для реализации соответствия ϵ в схему ZZ- автомата вводится схема КС4- преобразователь кодов микрокоманд (ПКМ). Схема КС4 вводится между РМК и схемой КС2, выполняя отображение $G \rightarrow B$, где $B = (b_1, \dots, b_{Q_4})$ - множество переменных, кодирующих классы $E_m \in \pi_\beta$.

В работе предлагается методика синтеза ZZ- автомата с ПКМ, при этом схема КС4 строится по СБФ

$$b_q = \bigvee_{i=1}^{T_z} C_{iq} Z_i \quad (q=1, \dots, Q_4),$$

которая формируется по специальной таблице соответствия ϵ , имеющей T_z строк. Схема КС4 может быть реализована на ПЛМ, ПЛИС или ИЭУ. В работе рассмотрена возможность оптимизации ПКМ в любом из этих базисов.

В работе анализируется возможность реализации ZZ- автомата на заказных матрицах. Оценка сложности реализации показывает, что схемы МГУ- и ТЗ- автоматов имеют меньшую площадь, чем схема ZZ- автомата. Таким образом, в общем случае если критерием эффективности автомата является минимум площади заказной БИС, то необходимо использовать МГУ- автомат. Если критерием эффективности является максимум бистродейст-

вия, то необходимо использовать аналог одноуровневой схемы автомата Мили. Если необходимо получить схему с промежуточными характеристиками по площади кристалла и быстродействию, то наиболее эффективна модель TZ- автомата. Применения ZZ- автомата в заказных схемах нецелесообразно.

В четвертой главе приводятся результаты экспериментальных исследований TZ- и ZZ- автоматов, разрабатывается алгоритм априорного выбора структуры автомата с минимальными аппаратными затратами.

Исследования проводились на совокупности ГСА с помощью программного комплекса СИ-90 и по формулам, позволяющим оценить сравнительные характеристики различных структур по параметрам элементного базиса и интерпретируемой ГСА. На основании результатов исследований разработан алгоритм выбора оптимальной структуры схемы автомата.

Основным критерием выбора является возможность реализации схемы КС2 в заданном базисе БИС, имеющих S входов:

1. Если критерием эффективности является быстродействие, то выбор производится между TZ- и ZZ- автоматами.

2. Если критерием эффективности является минимум аппаратных затрат, то выбор производится между МРУ-, TZ- и ZZ- автоматами.

3. Если $G+R \leq S$, то при $Q_1+R \leq S$ выбор производится между TZ- и МРУ- автоматами, а при $Q_1+R > S$ синтезируется МРУ- автомат, так как в TZ-автомате требуется расширение БИС по входам, что резко увеличивает аппаратные затраты.

4. Если $G+R > S$, то производится выбор между TZ- и ZZ- автоматами, что отражено в пп.5-7.

5. Если $Q_1+R \leq S$ и $Q_2+R \leq S$, то наиболее эффективен TZ- автомат с избыточным кодированием микрокоманд (TZC- автомат), так как в нем сложность схемы КС3 такая же, как и в МРУ- автомате.

6. Если $Q_1+R \leq S$ и $Q_2+R > S$, то наиболее эффективен TZK-автомат с экономичным кодированием микрокоманд (TZK- автомат)

7. Если $Q_1+R > S$ и $2Q_2 \leq S$, то наиболее эффективен ZZK-автомат со специальным кодированием микрокоманд (ZZK- автомат), так как во всех остальных моделях аппаратные затраты возрастают из-за необходимости расширения БИС схемы КС2 по

входам.

8. Если ни одно из условий не выполняется, то синтез автоматов типа МРУ- ($G+R > S$), TZ ($Q+R > S$) и ZZ ($2Q > S$) приводит к росту аппаратных затрат и увеличению числа ярусов в схеме КС2, то есть применение этих моделей неэффективно.

Экспериментальные исследования подтвердили корректность разработанного алгоритма априорного выбора оптимальной структуры автомата.

ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В диссертационной работе дано решение актуальной научной задачи, важной для промышленности средств цифровой автоматизации и вычислительной техники, заключающейся в разработке новых структур логических схем микропрограммных автоматов и методов их синтеза в базисе ПЛМ, ПЛИС и ПЗУ. В процессе исследований решены следующие задачи:

1. Выполнен анализ методов оптимизации числа программируемых логических устройств в схемах микропрограммных автоматов.

2. Разработаны методы синтеза и оптимизации аппаратных затрат в схемах TZ-автоматов, функции возбуждения памяти которых определены на множестве пар <"исходное состояние", "микрокоманда, формируемая при переходе в состояние перехода">.

3. Разработаны методы синтеза и оптимизации аппаратных затрат в схемах ZZ-автоматов, функции возбуждения памяти которых определены на множестве пар <"микрокоманда, формируемая при переходе в исходное состояние", "микрокоманда, формируемая при переходе в состояние перехода">.

4. Выполнены экспериментальные исследования предложенных методов синтеза и определена область эффективного применения TZ- и ZZ-автоматов по отношению к МРУ-автомат. В результате исследований разработан алгоритм априорного выбора структуры логической схемы автомата, оптимальной по быстродействию или аппаратным затратам.

Основные положения и результаты работы содержатся в следующих публикациях:

1. Баркалов А.А., Павлыш В.Н., Аль-Халаса Н.А. Оптимизация многоуровневой схемы автомата Мили на программируемых логи-

ческих устройствах / ДонГТУ.-Донецк,1995.-11с.-Библиогр.: с. 11 - Деп. в Гос. Науч-техн. библ. Украины Группа деп. 13.04.1995, № 862.

2.Баркалов А.А., Павлыш В.Н., Аль-Халаса Н.А. Синтез автомата Мили с дублированием кодов микрокоманд / ДонГТУ. - Донецк,1995.-9 с.-Библиогр.: с. 9 - Деп. в Гос. Науч-техн. библ. Украины Группа деп. 13.04.1995; № 861;

3.Баркалов А.А., Павлыш В.Н., Аль-Халаса Н.А. Синтез микропрограммного автомата Мили с кодированием строк подтаблиц переходов / ДонГТУ.-Донецк,1995.-10с.-Библиогр.: с.10- Деп. в Гос. Науч-техн. библ. Украины Группа деп. 13.04.1995, № 863.

ЛНБ ім. В. Стефаника
АН України

А Н О Т А Ц І Я

Аль-Халаса Нассер А.М.

Разробка та дослідження методів синтезу мікропрограмних автоматів на програмуємих логічних пристроях.

Роботом є рукопис на здобуття вченого ступеня кандидата технічних наук за фахом 05.13.08 -Обчислювальні машини, системою та мережі, елементи та пристрої обчислювальної техніки та систем керування.

У дисертації розроблені методи реалізації логічної схеми автомата Мілі, які дозволяють замінити трьохрівневи схеми двоохрівневими. Методи засновані на ідентифікації строк прямої структурної таблиці кодами станів та мікрокоманд. Визначені галузі ефективного застосування розроблених методів.

A N N O T A T I O N

Al- Halasa Nasser

The Development and research of synthesis methods of micro-program automata on programmable logic devices

This scientific work is a manuscript to submit candidates scientific degree in technical sciencefic specialization 05.13.08 - Computers, systems and networks, elements and units of computer technique and control systems.

The methods of logical circuit of Mealy automaton's realization was developed, wich can replace the threelevel circuits on twolevel circuits. The methods of synthesis based on the identification of the direct structural table's rows by the codes of states and microinstructions are proposed. The areas of efficient application of this methods were determined.

КЛЮЧОВІ СЛОВА:

автомат, "жорстка" логіка, логічна схема, синтез, велика інтегральна схема.

446114

AB 33.284