АКАДЕМИЯ НАУК КИРГИЗСКОЙ ССР
ИНСТИТУТ АВТОМАТИКИ

На правах рукописи

В.М.КОПЫЛЕНКО

РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ ОБОБЩЕННЫХ МЕТОДОВ СИНТЕЗА РЕЛЕЙНЫХ УСТРОЙСТВ С УЧЕТОМ СВОЙСТВ РЕАЛЬНЫХ ЭЛЕМЕНТОВ

(~~Специальность № 253 — "Устройства и приборы автоматики и телемеханики~~)

(Специальность № 198 - Автоматизация производственных процессов)

Автореферат
диссертации на соискание ученой степени
кандидата технических наук

Фрунзе 1969

АКАДЕМИЯ НАУК КИРГИЗСКОЙ ССР

ИНСТИТУТ АВТОМАТИКИ

На правах рукописи

В.И.КОПЫЛЕНКО

РАЗРАБОТКА И ИССЛЕДОВАНИЕ ОБОБЩЕННЫХ МЕТОДОВ СИНТЕЗА РЕЛЕЙНЫХ УСТРОЙСТВ С УЧЕТОМ СВОЙСТВ РЕАЛЬНЫХ ЭЛЕМЕНТОВ

~~(Специальность № 251 – Устройства и приборы~~
~~автоматики и телемеханики)~~

(Специальность № 198 – Автоматизация производственных процессов)

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

Фрунзе 1969

В В Е Д Е Н И Е

Современные задачи синтеза структуры релейных устройств, возникающие в промышленной автоматике и вычислительной технике, отличаются рядом особенностей, среди которых основными являются:

I) большое число входных и внутренних переменных, достигающее в ряде случаев 200-300 и более;

2) значительное усложнение структурных свойств элементов, на которых производится реализация структуры, вплоть до многофункциональных перестраиваемых элементов, характерных для однородных сред;

3) наличие различных ограничений, которые должны учитываться при синтезе: по числу входов и выходов элементов; затуханию; размещению элементов; отсутствию состязаний; числа отказов элементов структуры, при которых устройство должно нормально функционировать и т.п.

Существующие так называемые "классические" методы рассчитаны, в основном, на решение задач синтеза оптимальных структур для 5-6 переменных при решении вручную и 10-12 - при использовании ЦВМ (при этом для построения нормальных форм).

Причиной такой ограниченной мощности решаемых задач для существующих методов является необходимость значительного перебора для отыскания оптимальной реализации логической функции.

Задача синтеза еще более усложняется при реализации структуры на элементах со сложными функциональными свойствами, в особенности на многофункциональных перестраиваемых элементах, при учете различных ограничений, накладываемых реальными свойствами элементов и способами их эксплуатации.

Из изложенного выше следует, что для решения проблемы синтеза структур, непротиворечиво реализующих заданную логическую функцию, и оптимальных, с точки зрения принятых ограничений, необходимо решить следующие задачи:

I. Разработать способ представления логических элементов, который позволяет с помощью единых параметров описывать свойства каждого из них.

Очевидно, что при этом разные элементы будут отличаться количественными значениями принятых параметров.

2. Разработать алгоритм синтеза релейного устройства, который основывается на применении параметров, полученных при решении задачи I.

3. Разработать методы направленного выбора, позволяющие на каждом этапе осуществлять оптимальный выбор для получения простой реализации.

Применение подобных методов существенно сокращает число операций, что позволит увеличить размеры задач, решаемых алгоритмами пункта 2.

В соответствии с изложенным целью настоящей работы явились:

I. Разработка единого подхода к задаче синтеза структур в широком классе элементов ("И", "ИЛИ", "НЕ", "ИЛИ-НЕ", "И-НЕ", мажоритарные, пороговые, нейроны и много-

функциональные).

Этот подход основан на некоторых, введенных в настоящей работе, параметрах, характеризующих обобщенные структурные свойства элементов (характеристический параметр, индекс реализации, индекс вхождения, а для многофункциональных элементов - рабочая и нерабочая характеристические функции).

2. Разработка методов оптимизации, позволяющих учитывать в процессе синтеза, ограничения по числу входов, по затуханию, характеру соединений друг с другом, и, кроме того, устранять состязания в исполнительных цепях, обеспечивать заданную надежность в логическом блоке.

3. Разработка методов направленного выбора оптимальной реализации при решении указанных выше задач.

В этой связи в диссертации определенное внимание уделяется критериям для оценки функционала минимизации.

I. Обзор существующих методов минимизации

По способу синтеза структур на заданном базисе элементов существующие методы можно разделить на три группы:

I. Методы получения дизъюнктивных и конъюнктивных нормальных форм с последующим переходом, с помощью тождественных преобразований, к заданному базису[1)].

2. Методы синтеза структур в заданном базисе, основанные на использовании определенных логических свойств,

---

I) Подробная библиография по всем методам приводится в диссертации.

присущих данному базису.

3. Универсальные методы.

Методы первой группы основываются, как правило, на задании функции таблицей состояний. Это вызвано тем, что таблицу состояний можно представить, при переходе к аналитической форме записи, в виде совершенной дизъюнктивной или конъюнктивной нормальной форм.

Существенным недостатком этих методов является то, что в результате применения их получается тупиковая форма, степень близости которой к абсолютно-минимальной неизвестна. Получение же абсолютно-минимальной формы требует полного перебора. Кроме того, методы ориентированы на синтез структур в нормальной форме для контактных элементов и бесконтактных "И", "ИЛИ", "НЕ", но без учета ограничений по входам.

Независимо от перечисленных недостатков, затрудняющих решение задачи синтеза с помощью методов первой группы, существуют соображения принципиального характера, которые ставят под сомнение возможность получения оптимальной реализации.

I) При структурной реализации полученной нормальной формы на бесконтактных элементах следует учитывать число входов (элементов). Это приводит к построению скобочной формы. Известно, что не всегда преобразование абсолютно-минимальной нормальной формы приводит к абсолютно-минимальной скобочной форме.

2) При учете ограничений (по затуханию, способу включений и т.п.) возникает необходимость введения в структуру усилителей и т.п. Так как элементы, выполняющие в этом случае роль усилителей, являются, как правило, логическими элементами, то использование их в этом качестве при синтезе позволило бы получить более простую структуру.

3) Не известны тождественные преобразования, переводящие абсолютно-минимальные нормальные формы в абсолютно-минимальные формы, реализуемые структурой из мажоритарных, пороговых или им подобных элементов.

Что касается методов, предназначенных для синтеза на определенных элементах (методы второй группы), то их преимущество, по сравнению с первыми, заключается в учете специфических особенностей элементов.

Недостатком же их, как правило, является невозможность решения задачи синтеза при расширении набора элементов, что характерно для практических задач.

Обзор методов I-й и 2-й группы приведен в разд.2 гл.I.

Универсальные методы (методы третьей группы) отличаются от рассмотренных выше методов тем, что позволяют решать задачу синтеза для любого расширенного базиса. Однако, получение оптимальной реализации в них связано с полным или почти полным перебором. Кроме того они не позволяют, за малым исключением, учитывать реальные свойства элементов (число входов, способ включения и т.п.).

Обзор методов третьей группы приведен в разд.3 гл.I.

В разд.4 гл.I приведен обзор работ, посвященных вопросам предварительной оценки сложности реализации логических функций.

Характерной особенностью рассматриваемых работ является то, что они посвящены асимптотическим оценкам и не учитывают особенностей базиса, в котором осуществляется синтез.

2. Метод направленного поиска минимальных реализаций с учетом структурных свойств типовых наборов элементов

Во второй главе рассматриваются основные понятия и определения, введенные автором в соответствии со спецификой рассматриваемых задач. Формулируются основные принципы направленного поиска оптимальной реализации структур и приводится доказательство их непротиворечивости и неизбыточности.

1) Полностью определенная логическая функция f от переменных $x_1, \dots x_n$ задана своими значениями единица и ноль соответственно на наборах $M_1(f)$ и $M_0(f)$. Эти подмножества названы характристическими подмножествами функции f.

2) Неполностью определенная функция F задана своими значениями, соответственно, на наборах M_1 и M_0.

3) Функция F непротиворечиво реализуется функцией f, если:

$$M_1 \subseteq M_1(f); \quad M_0 \subseteq M_0(f)$$

Это условие записывается в виде

$$F \stackrel{M_1 M_0}{=\!=\!=} f \qquad (1)$$

4) Логическая функция φ_i, которая реализуется одним элементом из числа заданных, называется элементарной функцией φ_i относительно заданного набора элементов, или просто элементарной функцией.

5) При реализации функции F в виде (I) структура имеет выходной элемент, реализующий элементарную функцию φ_t (или просто элемент φ_t). На входы этого элемента, в общем случае, поданы выходы элементов, реализующих функции $f_1, f_{q(\varphi)}$ ($q(\varphi)$ - число входов φ_t).
Выражение (I) при этом можно записать в виде

$$F \stackrel{M_1 M_0}{=\!=\!=} \varphi_t(f_1, \dots, f_{q(\varphi)}) \qquad (2)$$

6) Рассматриваются элементы φ_t, для которых

$$\varphi_t(f_1, f_2) = \varphi_t(f_2, f_1)$$

7) Число переменных φ_t, принимающих одновременно одинаковые значения и однозначно определяющих значение φ_t, называется характеристическим параметром $\tau(\varphi)$ функции φ_t.

8) Минимальное значение $\tau(\varphi)$, при котором определяется значение φ_t, равное $\eta \in \{1,0\}$, обозначается $[\tau_\varphi]_\eta$ ($[\tau_\varphi]_{\bar\eta}$).

9) Значение $\tau(\varphi)$, равное

$$\min([\tau_\varphi]_\eta, [\tau_\varphi]_{\bar\eta})$$

называется характеристическим числом элемента φ_t и обозначается $[\tau_\varphi]$.

10) Значение η, при котором $[\tau_\varphi]_\eta = [\tau_\varphi]$, называется индексом реализации и обозначается ε.

Наборы функции F, на которых она принимает значения ε и $\bar{\varepsilon} = 1-\varepsilon$, обозначаются, соответственно

$$M_{\varepsilon} \equiv \{\alpha_1, \dots, \alpha_m\}$$

$$M_{\bar{\varepsilon}} \equiv \{\beta_1, \dots, \beta_z\}$$

и называются реализуемым и нереализуемым подмножествами.

II. Значение $[\tau_\varphi]$ входов, при котором однозначно определяется на выходе ε, называется индексом вхождения и обозначается $\gamma (\gamma \in \{1, 0\})$

При этом функция φ_t записывается в виде φ_t^{γ}

Введенными в пунктах 9, 10 и II парамтрами можно охарактеризовать свойства любого логического элемента с симметрическими относительно перестановок входами.

Доказывается теорема:

Теорема I-I

Для функции F справедливо $F \overset{M_1 M_0}{\equiv} \varphi_t^{\gamma}(f_1, \dots, f_{q(\varphi)})$ тогда и только тогда, если: а) для любого $\alpha_i \ (i=\overline{1,m})$ существует значение $\tau(\varphi)$, равное K_ℓ такое, что $\alpha_i \in \bigcap_{j=1}^{K_\ell} M_\gamma(f_{z_j})$ и б) для любого значения $\tau(\varphi)$ (например, P_{S_ρ}) и дл любого $\beta_q \ (q=\overline{1,z})$ выполняется условие $\beta_q \notin \bigcap_{j=1}^{S} M_\gamma(f_{z_j})$ гд $f_{z_j} \in \{f_1, \dots, f_{q(\varphi)}\}$.

Показано, что для любой функции F можно построить такую реализацию (2), что замена любой $f_i \ (i=\overline{1,q(\varphi)})$ (и любой в ней переменной) на константу приведет к противоречивой реализации. Такая реализация названа неизбыточной, а функции $f_i \ (i=1, q(\varphi))$, участвующие в ней, названы обобщенными минимальными членами.

Из f_i можно получить функцию F_i путем удаления

некоторых состояний из $M_1(f_i)$ и $M_0(f_i)$.

Если образовать такую F_i, что: а) самая простая ее реализация есть функция f_i (см. (I)); б) удаление любого состояния F_i, на котором она определена, упрощает реализацию F_i по сравнению с п."а"; - то $M_1(F_i)$ и $M_0(F_i)$ называются порождающими подмножествами функции f_i и обозначаются $\hat{M}_1(f_i)$ и $\hat{M}_0(f_i)$ соответственно.

Доказывается следующая теорема:

Теорема I-2.

Функция F непротиворечиво и неизбыточно реализована тогда и только тогда, если $F \overset{M_1 M_0}{\equiv} \varphi_t^{\gamma}(f_1, \dots, f_{q(\varphi)})$ и существуют такие обобщенные минимальные члены f_i и f_k, что: а) для каждого $\alpha_i \in \hat{M}_\gamma(f_i)$ существует не больше $[\tau_\varphi]$ обобщенных минимальных членов, принимающих в α_i значение γ; б) для каждого $\beta_q \in \hat{M}_{\bar{\gamma}}(f_k)$ существует не менее $[\tau_\varphi]-1$ обобщенных минимальных членов, принимающих в β_q значение γ.

Полученные результаты распространяются на такие элементы с несимметричным относительно перестановок входами, как элементы с запретом, пороговые и элементы типа нейрона.

Показано, что класс неизбыточных реализаций полностью совпадает с классом минимальных (тупиковых) форм.

Теоремы I-1 и I-2 позволяют свести задачу получения непротиворечивой и неизбыточной реализации к задаче построения обобщенных минимальных членов, в совокупности удовлетворяющих условиям этих теорем.

В разделе 2 гл.II приводится форма разложения (7) исходной функции при реализации ее структурой с выходным элементом φ_i^{γ} и обосновывается способ построения обобщенных минимальных членов из обязательных букв.

При этом отмечаются важные для элементов с $[\tau_\varphi]=1$ следствия:

а) если $\alpha_j \in \hat{M}_i$ содержит обязательные буквы, то существует хотя бы один обобщенный минимальный член, существенно зависящий от каждой их них;

б) если в наборе имеется элемент φ_i с $[\tau_\varphi]=1, \gamma_i, \varepsilon_i$, то для функциональной полноты этого набора необходимо, чтобы существовал элемент φ_i такой, что $\gamma_j=\bar{\varepsilon}_i$ и $[\tau_\varphi]=q(\varphi_i)$.

В разделе 3 гл.П приводится алгоритм синтеза структур на элементах с $[\tau_\varphi]=1$. Излагается способ построения обобщенных минимальных членов из обязательных букв и построения их неизбыточного подмножества с помощью таблицы реализации. Для предложенного алгоритма приводится доказательство его сходимости при конечном числе переменных функции F, а также непротиворечивости и неизбыточности получаемых в результате синтеза структур.

В разделе 4 гл.П приводится метод синтеза из элементов с $[\tau_\varphi]>1$ при $[\tau_\varphi]=const$. При этом задача синтеза на мажоритарных элементах рассматривается как частный случай синтеза структур на пороговых элементах.

Построение обобщенных минимальных членов здесь производится с помощью таблицы пороговых значений (ТПЗ), для которой определяются заполняющие ее независимые переменные. Из ТПЗ определяются узловые таблицы состояний функций, до-

определяющих обобщенные недостаточные члены.

Доказывается сходимость алгоритма, непротиворечивость и неизбыточность получаемых с его помощью структур.

В разделе 5 гл.П приводится алгоритм синтеза структур на элементах типа нейрона. Он является развитием приведенного в разделе 4 алгоритма.

Алгоритм разд.5 отличается тем, что здесь строятся функции запрета, позволяющие доопределять обобщенные недостаточные члены.

В разделах 2-5 гл.П показаны точки приложения критериев направленного выбора на различных этапах синтеза. В разделе 6 гл.П приводится метод направленного поиска оптимальных реализаций.

Для выбора выходного элемента предлагается разработанный Л.Шеломовым критерий

$$J=N\log_2 N-n_1\log_2 n_1-n_0\log_2 n_0$$

где N, n_1 и n_0 - соответственно, общее число, число рабочих и нерабочих состояний реализуемой функции.

Для выбора переменных при построении ТПЗ предлагается разработанный с участием автора критерий

$$S_{x_i}=S_{x_i}^{c}+S_{x_i}^{н}$$

где $S_{x_i}^{c}=n_1^1 n_0^0$, $S_{x_i}^{н}=n_0^1 n_1^0$

n_1^1 - число рабочих состояний, в которых x_i принимает значение I;

n_1^0 - число рабочих состояний, в которых x_i принимает значение 0;

n_0^0 - число нерабочих состояний, в которых x_i принимает значение 0;

n_0^1 - число нерабочих состояний, в которых x_i принимает значение I.

Приводятся алгоритмы синтеза для элементов с $[\tau_\varphi]=1$ $[\tau_\varphi]>1$ и $[\tau_\varphi]=var$ с учетом направленного выбора.

3. Синтез структур релейных устройств с учетом свойств реальных элементов

Во второй главе диссертации, как и в подавляющем числе работ по минимизации, были рассмотрены алгоритмы синтеза на "идеальных" элементах, для которых:

I. Изменение значения переменной с единицы на ноль происходит игновенно.

2. Элементы не обладают задержкой.

3. Вероятность отказов элементов структуры равна нулю.

Это приводит к тому, что получаемые структуры практически могут неправильно функционировать при отказах элементов структуры и неодинаковости их временных параметров.

Для увеличения надежности, в этом случае, вводят избыточные элементы, что может свести к нулю результаты оптимизации.

В главе третьей рассмотрены некоторые дополнительные приемы, с помощью которых, при необходимости, можно устранить указанные выше недостатки. Это достигается с помощью введения необходимой избыточности в процессе построения

структуры на тех этапах, на которых это необходимо, что, в отличие от существующих методов, позволяет использовать функциональную избыточность устройства.

В этом случае неизбыточная структура определяется как структура, у которой замена какого-либо входа элемента приводит либо к противоречивой реализации, либо к наличию состязаний.

В разделе I гл.Ш рассматривается задача синтеза устройств, свободных от состязаний в исполнительных цепях.

Вводятся следующие определения:

I. Состязания, при которых значение выхода релейного устройства изменяется с ε на $\bar{\varepsilon}$, называются с о с т я з а н и я м и в ε, а состязания, при которых значение выхода изменяется с $\bar{\varepsilon}$ на ε - с о с т я з а н и я м и в $\bar{\varepsilon}$.

2. Подмножество состояний, на которых значение функции одинаково и которые отличаются от состояния α_i при ε, (от β_j при $\bar{\varepsilon}$), обозначается $M(\alpha_i)_p (M(\beta_j)_p)$ и называется p-соседством α_i (β_j).

3. Переход из α_i к α_ℓ (из β_j к β_m), или наоборот, называется p-переходом при $\alpha_\ell \in M(\alpha_i)_p$ $(\beta_m \in M(\beta_j)_p)$

4. Реализация функции F, свободная от состязаний в $\tilde{\varepsilon}$ (в ε или $\bar{\varepsilon}$) обозначается

$$F \underset{=}{\overset{M, M_0}{=}} \varphi_t^{\delta}(f_1, \ldots, f_{2(\varphi)})$$

Доказываются следующие теоремы:

<u>Теорема I.</u> Структура свободна от состязаний в ε тогда и только тогда, если она непротиворечиво реализована

и для любого рабочего состояния из $k \geq [\tau_\varphi]$ обобщенных минимальных членов, принимающих значение γ в нем, существует не менее $[\tau_\varphi]$ для каждого состояния его ρ-соседства, в котором они принимают значение γ.

Теорема 2. Структура свободна от состязаний в $\bar{\mathcal{E}}$ при переходе из β_i в β_j, если выполняется условие:

$$(P_{\beta_i})_j + K_j \leq [\tau_\varphi] - 1$$

где $(P_{\beta_i})_j$ – число обобщенных минимальных членов, которые в β_i принимают значение γ, а в β_j – $\bar{\gamma}$

K_j – число минимальных членов, которые в β_j принимают значение γ.

Из теоремы 2 вытекает важное следствие для непротиворечивой и неизбыточной реализации на элементах с $[\tau_\varphi] = 1$

Так как при этом всегда $(P_{\beta_i})_j = 0$ и $K_j = 0$, то условие теоремы 2 для них всегда выполняется, т.е. эти структуры всегда свободны от состязаний в $\bar{\mathcal{E}}$.

Рассматриваются изменения алгоритма, которые следует внести для того, чтобы синтезируемая структура была свободна от состязаний. При этом для элементов с $[\tau_\varphi] > 1$ вводятся преобразования над независимыми переменными таким образом, чтобы структра, построенная на преобразованных переменных, была свободна от состязаний.

В разделе 2 гл.Ш рассматриваются вопросы связанные с синтезом надежных структур при ненадежных входах и элементах памяти для случая, когда задано число отказов d_1 из единицы в 0 и d_0 – из нуля в единицу.

Известно, что в таблице состояний функции F, которую необходимо реализовать d_1, d_0-безотказной структурой, наименьшее расстояние (по Хэммингу) между двумя одноименными состояниями равно $D = d_1 + d_0 + 1$.

Подмножество реализуемых и нереализуемых состояний при этом будем обозначать, соответственно $M_{\mathcal{E}}^{d}$ и $M_{\bar{\mathcal{E}}}^{d}$

Вводятся определения:

I. Переменная $\tilde{x}_m$, входящая в f, называется квазинесущественной в α_j, если:

а) f_i принимает значение γ в α_j;

б) изменение значения $\tilde{x}_m$ в α_j не изменяет значения f_i.

2. Рангом подмножества обобщенных минимальных членов в α_j называется число, которое получается следующим образом:

а) для α_j образуется подмножество квази-несущественных переменных по всем обобщенным минимальным членам, в которых они имеются;

б) из полученного множества переменных образуются всевозможные сочетания по ρ переменным;

в) для каждого сочетания переменных определяется число обобщенных минимальных членов, для которых они несущественны;

г) выбирается сочетание с наименьшим числом, которое и принимается за ранг подмножества минимальных членов в α_j и обозначается через $\tau(P)_{\alpha_j}^{\gamma}$. (Аналогично определяется ранг подмножества минимальных членов, принимающих значение $\bar{\gamma}$ в β_i, который обозначается $\tau(P)_{\beta_i}^{\bar{\gamma}}$).

Доказывается теорема:

<u>Теорема I.</u> Для того, чтобы структура была $d_\delta, d_{\bar\delta}$ - безотказна, необходимо и достаточно, чтобы:

1. Для любого $d_i \in M_\varepsilon^d$ $\tau(d_\delta)_{d_i}^\gamma \geq [\tau_\varphi]$

2. Для любого $\beta_m \in M_{\bar\varepsilon}^d$ выполнялось условие:

$$q(\varphi) - \tau(d_{\bar\delta})_{\beta_m}^{\bar\gamma} \leq [\tau_\varphi] - 1$$

где δ - значение, которое должно быть на входе элемента, реализующего минимальный член, чтобы на выходе его устанавливалось значение γ ;

$q(\varphi), [\tau_\varphi]$ - параметры элемента φ_t^γ.

Доказывается важное для двухярусных схем условие:

<u>Лемма 5.</u> Любая нормальная форма надежной булевой функции содержит для каждого $d_j \in M_\varepsilon^d$ не менее $C_D^{d_\delta}$ минимальных членов, принимающих в d_j значение γ.

Это условие может служить нижней границей числа входов выходного элемента двухярусной $d_\delta, d_{\bar\delta}$ -безотказной структуры, реализующей функцию F .

В качестве примера применения полученных результатов приводится алгоритм синтеза d_1, d_0 -безотказных двухярусных схем.

4. Единый подход к синтезу структур на элементах с $[\tau_\varphi] \geq 1$

Приведенные в гл.П алгоритмы основаны на едином способе описания свойств элементов, но строятся по-разному, в зависимости от значения $[\tau_\varphi]$ ($[\tau_\varphi] = 1$ или $[\tau_\varphi] > 1$) . Это затрудняет синтез структур из набора элементов, среди

которых есть элементы с $[\tau_\varphi] = 1$ и с $[\tau_\varphi] > 1$.

В гл.IУ приведен алгоритм, который основан на таком же способе описания элементов и позволяет синтезировать структуры из элементов с $[\tau_\varphi] \geq 1$.

В основу этого алгоритма положена идея о том, что каждой непротиворечивой реализации функции F структурой с выходным элементом φ_t^γ можно поставить в соответствие таблицу состояний. Эта таблица содержит $q(\varphi_t)$ переменных, подаваемых на входы элемента φ_t^γ , и каждому рабочему и нерабочему состоянию ее соответствуют рабочие и нерабочие состояния функции F (разд.I теорема I).

Такая таблица названа приведенной таблицей.

В разд.I гл.IУ формулируются условия непротиворечивой и неизбыточной реализации. Показано, что задачу синтеза структуры на каждом этапе можно свести к задаче построения приведенной таблицы выходного для данного узла элемента.

Вводится понятие ранга состояния приведенной таблицы, который равен числу переменных, принимающих значение γ в этом состоянии. Показано, что ранг состояний $M_\varepsilon(\varphi_t)$ не меньше $[\tau_\varphi]$, а ранг состояний $M_{\bar\varepsilon}(\varphi_t)$ не больше $[\tau_\varphi] - 1$ Обосновываются условия неизбыточной реализации (теорема 2).

В разделе 2 гл.IУ приведен алгоритм синтеза, а также доказывается его сходимость, непротиворечивость и неизбыточность полученных с его помощью реализаций.

В разд.3 гл.IУ излагается направленный выбор неизбыточной реализации.

Обосновывается функционал для оценки переходной таблицы, который равен числу противоречивых состояний в ней.

Для получения переходной таблицы с минимальным значением функционала предложена операция, названная, по аналогии с методами математического программирования, улучшением плана. Предложен критерий для выбора направления максимального улучшения плана. Показано, что задача улучшения плана является многоэкстремальной и поэтому принятый критерий улучшения приводит к локальному экстремуму функционала. Поэтому качество полученного решения зависит от исходного плана.

Для построения исходного плана использована модификация рассмотренного в гл.П критерия выбора переменных. Доказана сходимость операции улучшения плана.

В разд.4 гл.IУ приведен алгоритм с использованием критериев, введенных в разд.3.

5. Синтез структур из многофункциональных элементов

В 5-й главе рассматривается алгоритм направленного поиска оптимальной реализации для структур на многофункциональных элементах, для которых понятия $[\tau_\varphi]$, ε, γ неприменимы.

Развитие средств микроэлектроники дает возможность получать элементы, реализующие достаточно сложные логические функции, в том числе и такие, к которым не применимы ранее введенные понятия. Приводится алгоритм синтеза релейных устройств из элементов с произвольно сложными функциональными свойствами. Такие элементы названы многофункциональными.

В работе принято, что элемент задается своей таблицей истинности. Рабочим состояниям таблицы ставится в соответствие совокупность реализующих их простых импликантов, которые образуют рабочую характеристическую функцию (РХФ). Аналогично нерабочим состояниям ставится в соответствие нерабочая характеристическая функция (НХФ).

Доказана следующая теорема:

Теорема I. Функция F непротиворечиво реализуется структурой с выходным элементом φ_t, если и только если каждому рабочему состоянию на входе структуры соответствует состояние на входе элемента, реализуемое РХФ φ_t. Аналогично для нерабочих состояний функции.

В теореме 2 формулируются условия неизбыточной реализации.

На основании теорем I и 2 строится алгоритм синтеза структур из многофункциональных элементов с направленным выбором реализаций, близких к оптимальным.

В Приложении приводятся примеры реализации с помощью приведенных в работе алгоритмов.

З А К Л Ю Ч Е Н И Е

Логические свойства элементов с симметрическими относительно перестановок входами типа "ИЛИ", "И", "ИЛИ-НЕ", "И-НЕ" и мажоритарные, могут быть описаны с помощью параметров:

I) характеристическое число $[\tau_\varphi]$,

2) индекс реализации ε,

3) индекс вхождения γ.

Это позволяет сформулировать единые условия непротиворечивой и неизбыточной реализации логических функций структурами в базисе, содержащем такие элементы.

Возможность определения числа состояний в узловых таблицах функций $f_i\,(i=\overline{1,q(k)})$ на промежуточных этапах позволяет проводить предварительную оценку сложности реализации с помощью критериев, учитывающих число состояний, т.е. к направленному выбору оптимальной реализации.

При необходимости построения структур, устойчивых к отказам элементов и (или) свободных от состязаний в исполнительных цепях, условия непротиворечивой и неизбыточной реализации формулируются с учетом параметров $[\tau_ч], \gamma, \varepsilon$, что позволяет при направленном выборе получать оптимальные реализации с учетом свойств существующих элементов.

Приведенные алгоритмы можно распространить на элементы, у которых таблица истинности, после инвертирования некоторых входных переменных, имеет в реализуемой части ранг $[\tau_ч]$ и больше, а в нереализуемой части – ранг $[\tau_ч]-1$ или меньше (пороговые элементы, элементы типа "нейрона" и им подобные).

Если записать свойства таблицы истинности элемента через рабочую (h) и нерабочую (q) характеристические функции, то становится возможным сформулировать алгоритм синтеза структур из элементов с произвольными логическими свойствами. Это расширяет возможность предлагаемого алгоритма при синтезе структур из элементов, реализующих достаточно сложные логические функции.

Основные результаты диссертации докладывались на Всесоюзных школах-семинарах в 1965 г. (г.Рига), в 1967 г. (г. Севастополь), в 1968 г. (г.г.Тбилиси, Фрунзе), в 1969 г. (г.Свердловск). В 1965 г. на симпозиуме по методам минимизации релейных устройств (г.Рига), в 1968 г. на Международном симпозиуме по "Разновременности и отсутствию непрерывности в действии реле и релейных устройств" (г.Бухарест), в 1968г. на Всесоюзной конференции по теории автоматов и искусственному мышлению (г.Ташкент), на семинарах в Институте автоматики и телемеханики (ТК) АН СССР и на семинарах Института автоматики АН Киргизской ССР.

Основные результаты работы изложены в статьях:

1. Копыленко В.М. Синтез однотактных логических устройств. Типовые узлы на полупроводниковых логических и функциональных элементах серии ЭТ (библиотека по автоматике), вып.212, изд."Энергия", М.-Л., 1966.
2. Гаврилов М.А., Копыленко В.М. Синтез структур бесконтактных релейных устройств, Bull. Math. de la Soc. Sci. Math. de la R.S.R, Tome 10(58), nr. 3, 1966
3. Гаврилов М.А., Копыленко В.М. Метод минимизации структур бесконтактных релейных устройств на функционально-полных наборах элементов. Теория дискретных автоматов, изд. "ЗИНАТНЕ", Рига, 1967.
4. Копыленко В.М. Синтез структур, свободных от состязаний в логической части релейного устройства, сб. "Принципы построения и методы синтеза функциональных узлов телемеханических систем", изд.

"ИЛИМ", Фрунзе, в печати.
5. Копыленко В.М. Синтез надежных структур при ненадежных входах и элементах памяти релейного устройства, там же.
6. Копыленко В.М. Синтез надежных структур из ненадежных элементов логического блока, там же.
7. Копыленко В.М. Алгоритмы синтеза структур релейного устройства в некоторых функционально-полных наборах элементов, там же.
8. Копыленко В.М. Алгоритмы синтеза релейных устройств на многофункциональных элементах, сб."Элементы и методы синтеза дискретных информационно-логических систем". Изд."ИЛИМ", Фрунзе, в печати.
9. Вострова З.И., Копыленко В.М. Условия непротиворечивой и неизбыточной реализации синтеза релейных устройств на типовых наборах бесконтактных элементов, там же.
10. Вострова З.И., Копыленко В.М. Алгоритм синтеза релейных устройств на типовых наборах бесконтактных элементов, там же.
11. Вострова З.И., Копыленко В.М. Критерий направленного поиска структур, приближающихся к монотонным, с минимальным числом инверторов на входах, там же.
12. Куротченко В.И., Копыленко В.М. Условия существования ряда субблоков, реализующих заданное релейное устройство, сб. "Методы построения информаци-

онно-логических устройств. Изд. "ИЛИМ", Фрунзе, в печати.
13. Копыленко В.М., Вострова З.И. Алгоритм синтеза релейных устройств на типовых наборах элементов, там же.