ВЕСТНИК ТОМСКОГО ГОСУДАРСТВЕННОГО УНИВЕРСИТЕТА

Том № 271 июнь 2000

ОБЗОРЫ

УДК 519.7

Г.П. Агибалов

О ПРИКЛАДНОЙ ДИСКРЕТНОЙ МАТЕМАТИКЕ В ТГУ (1970–1999 гг.)

Дается краткий обзор результатов научных исследований по прикладной дискретной математике в ТГУ за 1970–1999 гг.

Термин «дискретная математика» начал входить в научный обиход на рубеже 50-х и 60-х гг. XX в. для обозначения системы новых математических дисциплин, таких, как *теория булевых функций, теория конечных автоматов, теория графов, теория кодирования* и др. Иногда в него вкладывают и более широкий смысл, полагая, что если в основе математики лежит понятие множества, то в основе дискретной математики лежит понятие дискретного множества. В этом смысле к дискретной математике относят и теорию чисел, и математическую логику, и всю конечную алгебру, и некоторые другие классические разделы математики. Мы этого делать не будем и под дискретной математикой далее будем подразумевать именно современную дискретную математику. Ее основоположником следует считать, по-видимому, Клода Шеннона – американского математика и инженера, опубликовавшего в 1938 г. первые теоремы о свойствах булевых функций и переключательных схем.

Справедливости ради следует заметить, что тремя годами раньше некоторые схожие результаты получил В.И. Шестаков, доцент физфака МГУ, но смог опубликовать их лишь в 1941 г., т.к. эти результаты обосновывали применимость логики в технике, чего не могло быть по меркам тогдашней отечественной идеологии.

Позднее (1949 г.) К. Шеннон ввел в рассмотрение функцию, получившую в науке его имя, – функцию Шеннона, ставшую на все последующие годы предметом многочисленных исследований (в том числе и наших) в разных областях дискретной математики. В наиболее общем виде она определяется следующим образом. Пусть имеются два множества – A и B и бинарное отношение $\rho\subseteq A\times B$. Пусть также каждый элемент b в B характеризуется положительным числом $l(b)$ – сложностью b. Тогда *функция Шеннона* есть

$$L(A)=\max_{a\in A}\ \min_{(b\in B,\ a\rho b)} l(b);$$

Целью данной публикации является краткий обзор результатов исследований по прикладной дискретной математике в Томском государственном университете за последние 30 лет (1970–1999 гг.). Освещаемые результаты отнесены условно к следующим направлениям.

1. Компьютерная дискретная математика:
1.1 автоматизация синтеза дискретных автоматов;
1.2. технология решения задач дискретной математики.
2. Теория конечных автоматов:
2.1. эксперименты с автоматами;
2.2. декомпозиция автоматов.
3. Дискретные автоматы на полурешетках.
4. Полурешеточная теория интегральных схем.
5. Диагностика дискретных автоматов:
5.1. диагностика автоматных сетей и недетерминированных автоматов;
5.2. диагностика логических схем.
6. Логический синтез.

По этим направлениям издано 8 монографий и 2 сборника статей, защищено 10 кандидатских и 5 докторских диссертаций, опубликовано около 100 статей в центральных и зарубежных журналах и представлено более 100 докладов на международных и отечественных научных конференциях. Часть этих публикаций отражена в прилагаемом списке литературы.

1. Компьютерная дискретная математика

1. Автоматизация синтеза дискретных автоматов

В ТГУ исследования по дискретной математике были начаты в конце 50-х гг. тогдашним аспирантом РФФ Аркадием Дмитриевичем Закревским. Тот факт, что эти исследования зародились на РФФ, а не на ММФ, наложило определенный отпечаток на их характер. Изначально они велись как прикладные, т.е. вызывались не потребностями самой математики, но ее применениями главным образом к синтезу дискретных автоматов (тогда – релейных схем управления). Прикладной характер исследований выразился и в том, что их результатами должны были стать алгоритмы решения задач дискретной математики, аттестованные в эксперименте на вычислительной машине (ЭВМ). Фактически уже тогда речь шла о создании нового направления в математике – компьютерной дискретной математики. А.Д. Закревский заложил первые «кирпичи» в фундамент этой науки. Чтобы правильно понять и оценить действительное значение этого вклада, надо обратить внимание на то, что в дискретной математике мало имеют дело с числами, все больше – с подмножествами множеств нечисловой природы. Это значит, что классические математические средства вычислений, включая базовые – сложение, умножение, дифференцирование и т.п., в компьютерной дискретной математике мало полезны. Здесь нужны другие математические операции, и А.Д. Закревский их создал [1]. Для этого он сначала предложил представлять системы подмножеств конечных множеств при помощи булевых и так называемых троичных матриц, а затем разработал иерархическую систему математических операций над такими матрицами и эффективные алгоритмы их выполнения. Система охватывает широкий спектр операций: от простейших (нахождение минимального столбца и максимальной строки) до предельно сложных (кратчайшее покрытие булевой матрицы или минимальное разбиение множества ее столбцов на совместимые подмножества, например).

Фундаментальное и прикладное значение этой системы состоит в том, что через операции в ней легко выражаются алгоритмы решения многих задач как в самой дискретной математике, так и в ее приложениях, и не только к синтезу дискретных автоматов. К числу таких задач относятся: минимизация и функциональная разделимость булевых функций, минимизация конечных автоматов и кодирование их состояний, логический синтез схем и тестов для них, раскраска графов, градостроительные задачи размещения, трассировки и многие другие. Полезность этой разработки вскоре была доказана на практике, когда на ЛЯПАСе – «русском» языке программирования, разработанном под руководством А.Д. Закревского [2], – был создан ряд систем автоматического синтеза и диагностики дискретных автоматов, основу математического обеспечения в которых составила именно данная система операций (см., например, [3–6]). В 70–80-е гг. эти автоматические системы широко применялись на предприятиях МЭП и МРП.

А.Д. Закревский одним из первых (если не самым первым) в мировой науке предложил и осуществил на практике технологию статистического исследования алгоритмов в эксперименте на ЭВМ, ставшую отличительной особенностью и обязательным элементом деятельности его научной школы, в том числе и в ТГУ в рассматриваемый период. За малым исключением, все публикации в списке литературы, содержащие оригинальные алгоритмы, содержат и результаты такого исследования последних. Примером этого могут служить работы [7,8].

1.2. Технология решения задач дискретной математики

Многие оптимизационные задачи дискретной математики формулируются как следующая задача о кратчайшем допустимом разбиении (ЗКДР): даны конечное множество X и ограничения P на его подмножества; требуется найти разбиение X на подмножества (блоки), удовлетворяющие P (допустимое разбиение), с наименьшим количеством блоков (кратчайшее разбиение). Примеры: минимальная раскраска графа, кратчайшее разбиение системы чисел на подсистемы с ограниченной суммой, кратчайшее разбиение сети на подсети ограниченной сложности или структуры, кратчайшее покрытие булевой матрицы, кратчайшее разбиение системы формул на подсистемы с ограниченными количественными характеристиками, кратчайшее покрытие схем свободными модулями и др.

Конкретные (с конкретными X и P) ЗКДР, как правило, не допускают иных методов решения, кроме переборных. К числу последних относится и *метод сокращенного обхода дерева поиска* [9,10], разработанный нами для решения всевозможных ЗКДР. Вершины и ребра дерева поиска в нем сопоставляются подмножествам в разбиваемом множестве X, причем ребра – допустимым подмножествам, корень дерева – множеству X, его листья – пустому множеству, и разность множеств, соответствующих концам ребра, соответствует ребру. Таким образом, всякий путь от корня дерева к листу сопоставлен допустимому разбиению множества X, а всякий кратчайший такой путь – решению задачи. Метод сокращенного обхода дерева поиска принадлежит к точным методам последовательных приближений и представляет собой общий алгоритм поиска с возвращением и сохранением «лучшего» приближения. Он содержит средства сокращения поиска – алгоритм начального приближения, алгоритм перечисления, операцию сокращения и функцию нижней оценки.

Алгоритм начального приближения – это эвристический алгоритм, позволяющий быстро построить некоторое допустимое, но не обязательно кратчайшее разбиение, принимаемое за начальное. *Алгоритм перечисления* и *операция сокращения* обеспечивают процесс ветвления в каждой вершине дерева поиска. Первый порождает некоторую достаточную совокупность очередных альтернативных элементов искомого решения, а вторая выбрасывает из нее «лишние» элементы. С их помощью для каждой достигаемой вершины дерева поиска порождается некоторая такая часть его ребер, исходящих из этой вершины, в которой есть хотя бы одно ребро, которое принадлежит хотя бы одному кратчайшему пути, проходящему через данную вершину и соединяющему корень с листом дерева. С помощью *функции нижней оценки* производится отсечение каждого такого поддерева дерева поиска, для которого сумма длины пути от корня дерева к корню поддерева и значения функции нижней оценки для длины кратчайшего пути в последнем не меньше длины известного на данный момент наиболее короткого допустимого разбиения.

Эти средства сокращения входят в метод как его параметры. Для решения конкретной ЗКДР надо подобрать их подходящими данной задаче и подставить в формулировку метода. Результатом и будет алгоритм решения этой ЗКДР. Его эффективность определяется сокращающими способностями подобранных параметров, т.е. степенью близости начального разбиения к кратчайшему, степенью точности нижней оценки и степенью ветвления вершин дерева.

Пользуясь данной технологией, нам удалось построить наиболее эффективные (на момент их создания) решающие алгоритмы для многих оптимизационных задач дискретной математики и ее приложений, в том числе для разбиения системы чисел, для раскраски графа, для покрытия схем свободными модулями, для разбиения схем на подсхемы ограниченной сложности, для синтеза схем в различных программируемых базисах – ПМВ, ППЗУ, ПЛМ, ПМЛ, для распределения элементов схем по ячейкам компоновочного пространства и др. Эти результаты отражены в монографии [10], статьях [9, 11–29] и в докладах на конференциях.

2. Теория конечных автоматов

2.1. Эксперименты с автоматами

Конечный автомат определяется пятеркой $S=(X, Q, Y, \psi, \varphi)$, где X, Q, Y – конечные множества, X – *входной алфавит*, Q – *множество состояний*, Y – *выходной алфавит*, ψ, φ – функции, ψ – *функция переходов*, $\psi: X\times Q\to Q$, φ – *функция выходов*, φ: $X\times Q\to Y$. В *частичном* автомате функции ψ и φ определяются на части множества $X\times Q$.

Инициальный автомат определяется как

$$S=(X, Q, Y, \psi, \varphi, q_0),$$

где q_0 – *начальное состояние*, $q_0\in Q$.

Реакция инициального автомата S на входную последовательность $\alpha=x(1)x(2)...x(t)...$ есть выходная последовательность $\beta=y(1)y(2)...y(t)...$, где

$$y(t)=\varphi(x(t), q(t)),$$
$$q(t+1)=\psi(x(t), q(t)), \quad t=1, 2,...q(1)=q_0.$$

В частичном автомате она может быть не определена, и тогда входная последовательность α считается *недопустимой* для S; в противном случае – *допустимой*.

Автономный автомат удовлетворяет условию $|X|=1$. Его реакция – периодическая последовательность. В *комбинационном* автомате $|Q|=1$ и $y(t)=\varphi(x(t))$ для любого t.

Линейный автомат над конечным полем F определяется соотношениями

$$X=F^k,\ Q=F^n,\ Y=F^m,$$
$$\psi(x,q)=A\cdot q+C\cdot x,\ A=(a_{ij})_{n\times n},\ C=(c_{ij})_{n\times k},$$
$$\varphi(x,q)=B\cdot q+Dx,\ B=(b_{ij})_{m\times n},\ D=(d_{ij})_{m\times k},$$

где натуральные числа k, n и m называются *размерностями* соответственно входного символа, состояния и выходного символа автомата.

Нормальная периодическая последовательность (*н.п.п.*) с параметрами $k\geq 2$ и $n\geq 1$ – это периодическая последовательность $\beta=y(1)y(2)...$ с периодом k^n, составленная из чисел множества $\{0, 1,..., k-1\}$, в которой все слова $y(i)y(i+1)...y(i+n-1)$ для $i=1, 2,..., k^n$ различны. Она порождается автономным автоматом с k^n состояниями.

Эксперимент (*простой*) – это любая пара слов (α,β) в некоторых алфавитах. Его *длина* $l(\alpha,\beta)$ – это длина слова α. Эксперимент (α,β) *присущ* инициальному автомату S, если α – входная последовательность для S и β – реакция на нее автомата S.

Автоматы S и S' *различимы* ($S\neq S'$), если существуют эксперименты (α,β) и (α,β'), присущие S и S' соответственно, где $\beta\neq\beta'$. Эксперимент, присущий автомату $S\in K$, *распознает* автомат S в классе K, если он не присущ никакому автомату $S'\in K$ для $S'\neq S$.

Функция Шеннона для длины распознающего эксперимента вводится как

$$L(K)=\max_{S\in K}\ \min_{(\alpha,\beta)\text{ распознает } S} l(\alpha,\beta).$$

Ниже используются следующие обозначения: λ_N – класс всех линейных автономных инициальных автоматов с размерностью состояния $\leq N$; $\lambda_{k,n}$ – класс всех линейных инициальных автоматов с размерностью входного символа – k и состояния – n; $\rho_n(k)$ – класс всех инициальных автономных автоматов, порождающих н.п.п. с параметрами n и k. Известно, что $|\rho_n(k)|=(k!)^m$, где $m=k^{n-1}$.

Теорема [31] (впервые в [32]). $L(\lambda_N)=2N$.

Теорема [33]. $2n \leq L(\lambda_{k,n}) \leq 2n+k(n+1)$.

Теорема [34] (впервые в [35]).

$$L(\rho_n(k))=\begin{cases}2^n-2, \text{если } k=2 \text{ и } n=2, 3, 4,\\ k^n-1 \text{ в остальных случаях.}\end{cases}$$

Алгоритмы построения кратчайшего распознающего эксперимента для автоматов в $\rho_n(k)$ даны в [36,37].

Кратный эксперимент является конечным множеством простых экспериментов. Он *присущ* автомату S, если каждый простой эксперимент в нем присущ S. Его *длина* равна сумме длин простых экспериментов в нем, а *высота* – наибольшей из последних длин. Он *проверяет* автомат S в классе K, если для любого автомата S' в последнем, такого, что $S'\neq S$, в нем есть простой эксперимент с допустимой для S и S' входной последовательностью, присущий S и не присущий S'.

В [38] решена задача синтеза конечного автомата с минимальным числом состояний, которому присущ заданный кратный эксперимент. Этот результат приведен также в [30. С. 35–37]. В [39] через параметры произвольного частичного автомата описан класс всюду определенных автоматов, в котором кратный эксперимент фиксированной высоты проверяет этот автомат. В [40] сформулированы необходимые и достаточные условия, при которых произвольный простой эксперимент проверяет инициальный автомат в классе автоматов с тем же или меньшим числом состояний.

2.2. Декомпозиция автоматов

Автоматы можно соединять в сеть *каскадно*, *параллельно*, *последовательно*, *параллельно-последовательно* и с *обратными связями*.

Поведение (статическое) автомата $S=(X, Q, Y, \psi, \varphi)$ — это множество всех четверок $(b,r\ s\ v)$, где $b\in X$, r, $s\in Q$, $v\in Y$ и $s=\psi(b,r)$, $v=\varphi(b, r)$.

Полугруппа автомата S – это полугруппа преобразований множества Q, порожденная отображениями ψ_x: $Q\to Q$ для всех x в X, где $\psi_x(q)=\psi(x,q)$.

Автомат сети определяется как соответствующая суперпозиция компонент сети. Автоматная сеть называется *декомпозицией* автомата S, если поведение последнего вкладывается в поведение автомата сети. Тип декомпозиции (каскадная, параллельная и т.п.) определяется типом ее сети.

Пусть $k>1$, $m>2$. Автомат S *каскадно k-приводим по входам* и *каскадно m-приводим по состояниям*, если существует каскадная декомпозиция этого автомата, в которой каждая компонента имеет $<k$ входных символов и $<m$ состояний соответственно. Аналогично определяются другие типы *приводимости* по входам и состояниям – *параллельная*, *последовательная* и т.п.

Теорема. Пусть $k>2$. Автономный автомат каскадно k-приводим по входам и m-приводим по состояниям, если и только если $m>p$, где p – наибольший простой делитель периода полугруппы автомата.

Теорема. Автономный автомат параллельно k-приводим по входам и m-приводим по состояниям, если и только если $m>\max(r, p^a)$, где r – индекс полугруппы автомата и p^a – наибольший сомножитель в каноническом разложении периода полугруппы автомата на простые множители.

Следствие. Проблемы каскадной и параллельной приводимости по входам и состояниям конечных автономных автоматов алгоритмически разрешимы.

Теорема. Автомат каскадно m-приводим по состояниям, если и только если каждый простой делитель его полугруппы изоморфен группе подстановок степени $<m$.

Теорема. Автомат параллельно m-приводим по состояниям, если и только если его полугруппа делит прямое произведение полугрупп преобразований множества $\{1,..., m-1\}$, взятых в степенях, показатели которых не превосходят их порядков в степени n^n.

Следствие. Проблемы каскадной и параллельной приводимости по состояниям конечных автоматов алгоритмически разрешимы.

Автомат *перестановочный*, если каждый входной символ в нем вызывает перестановку состояний. Его полугруппа является группой.

Теорема. Перестановочный автомат каскадно m-приводим по состояниям, если и только если каждый композиционный фактор его группы изоморфен группе подстановок степени $<m$.

Теорема. Перестановочный автомат с полупростой группой G параллельно m-приводим по состояниям, если и только если в G существуют нормальные делители с единичным пересечением, фактор-группы по которым являются гомоморфными образами групп подстановок степени $<m$.

Автомат *перестановочно-возвратный* (*ПВ-автомат*), если каждый входной символ в нем вызывает перестановку состояний или переход в одно и то же состояние. Всякий автомат допускает каскадную декомпозицию на ПВ-автоматы (H.P. Zeiger, 1965).

Пусть $L(n)$ – функция Шеннона для числа компонент в каскадной декомпозиции автомата с n состояниями на ПВ-автоматы и $L_Z(n)$ – функция Шеннона для числа компонент такой же декомпозиции методом H.P. Zeiger.

Теорема. $L_Z(n)\geq 2^{n-1}-1$ для $n\geq 3$.

Теорема. $L(n)=n-1$.

Результаты по декомпозиции автоматов находятся в книге [49], написанной по материалам статей [41–48].

3. Дискретные автоматы на полурешетках

Дискретная математика изначально служит математическим аппаратом для теории дискретных управляющих систем – дискретных автоматов. Ее функциональные средства являются удобным языком для адекватного описания статического (при фиксированном входном состоянии) поведения дискретного автомата, но, к сожалению, недостаточны для адекватного описания его *динамического* (вызываемого асинхронным изменением компонент входного состояния) *поведения*. Причина этого – в отсутствии в дискретной математике средств для выражения изменения дискретной величины, подобных дифференциалу и производной в непрерывной математике. В этих условиях в теории дискретных динамических систем идут на неестественное усложнение используемых математических моделей как в рамках дискретной математики (допустимые последовательности состояний Р. Миллера и А.Н. Чеботарева, асинхронные процессы В.И. Варшавского, сети Петри, графы логических функций и переходов Э.А. Якубайтиса, дискретные процессы Ю.В. Капитоновой и А.А. Летичевского, булево дифференциальное исчисление Д. Бохмана и X. Постхофа), так и выходя за ее пределы в область непрерывного времени (В.Н. Рогинский, В.И. Левин, З.Л. Рабинович, О.П. Кузнецов, Y.C. Но). Несмотря на обилие попыток создания общих моделей для динамического поведения дискретной системы, ни одна из них не стала столь же общепринятой парадигмой, каковой в свое время стали дифференциальные уравнения для динамических систем с непрерывными переменными.

Нами для теории дискретных автоматов предложен математический аппарат, основой которого служат конечные верхние *полурешетки и полурешеточно упорядоченные алгебры*. В любой такой алгебре, наряду с собственными алгебраическими операциями, задано еще и отношение частичного порядка, сохраняемого этими операциями, вместе с которым множество элементов алгебры является верхней полурешеткой, т.е. частично упорядоченным множеством, где для любой пары элементов существует точная верхняя грань, называемая их суммой. В описании поведения дискретного автомата средствами полурешеточно упорядоченной алгебры отношение порядка интерпретируется как отношение сравнения состояний в нем по степени их неопределенности, обязанной явлению состязаний, которые возникают между компонентами состояния в процессе их асинхронного изменения, а сумма состояний моделирует это изменение как промежуточное (переходное) состояние. Например, асинхронное изменение состояния входов автомата с a на b моделируется в его описании промежуточным состоянием $a+b$. Именно $a+b$ в предложенном аппарате рассматривается как выражение для изменения значения дискретной величины с a на b.

Далее, в дискретных функциональных системах с частично определенными функциями, такими, как частичные конечнозначные функции, частично-рекурсивные функции, частичные конечно-автоматные функции и т.п., неопределенность значения переменной (аргумента, функции) трактуется обычно одним способом – как любое из *всех* возможных определенных значений этой переменной. В приложениях к дискретным автоматам такая трактовка ведет нередко к снижению точности используемых моделей со всеми вытекающими отсюда неприятными последствиями: в синтезе – затрудняются формализация исходных функций и их декомпозиция, в анализе – теряется необходимая информация. Наш аппарат лишен и этого недостатка традиционной дискретной математики, допуская введение в область значений каждой переменной значения разной степени неопределенности, трактуемые как любые из *некоторых* определенных значений и образующие в совокупности верхнюю полурешетку подмножеств определенных значений.

Важнейшими характеристиками любой математической модели являются ее адекватность и степень точности. В случае дискретных моделей первая понимается как безошибочность в том смысле, что результат адекватного моделирования всегда содержит в себе истинное значение моделируемой величины, а вторая – как степень неопределенности этого результата. Формализовать эти понятия традиционными средствами дискретной математики не удается. Аппарат же теории полурешеток позволяет сделать это через определение *адекватной модели* полурешетки как множества из наибольших элементов всех смежных классов последней по некоторой конгруэнции на ней, которая, в свою очередь, представляет собой *степень точности* этой модели. В результате утверждения об адекватности и точности дискретных моделей впервые становятся теоремами.

Рассматривая функции и автоматы как определенные на полурешетках, можно дать (впервые) точное определение их физической реализуемости. Это понятие оказывается равносильным математическому понятию *квазимонотонности*, ибо квазимонотонные функции и автоматы на полурешетках и только они допускают схемную реализацию на современной микроэлектронной базе.

Таким образом, изучая дискретные автоматы на полурешетках, можно определить такие важные атрибуты дискретной управляющей системы, как динамическое поведение, адекватная модель и ее точность и физическая реализуемость, и сделать утверждения о них доказательными. Все традиционные задачи проектирования дискретных автоматов, включая задачи эквивалентных преобразований, минимизации, декомпозиции, кодирования, моделирования, анализа, синтеза и др., удается теперь поставить и решить в новой, более общей постановке, отражающей динамику поведения автомата, его физическую реализуемость и адекватность моделирования с любой наперед заданной точностью.

Результаты этих исследований, фактически открывающие новое научное направление на стыке дискретной математики, математической кибернетики и алгебры, изложены в монографии [52] и частично в ряде предшествующих работ, включая статьи [53–57] и монографию [58]. На их основе построена теория асинхронных интегральных схем логического управления, содержащая полурешеточную модель динамического поведения и методы анализа и синтеза таких схем. В следующем разделе кратко сообщается об этой теории.

В [60] показана возможность моделирования параллельных вычислений на конечной верхней полурешетке конечным автоматом на полурешетках и приведены результаты из [52], относящиеся к синтезу, минимизации и декомпозиции таких автоматов. В [62] указаны канонические формы и построены примеры полных систем элементарных функций для представления и реализации формулами произвольных квазимонотонных функций на полурешетке подмножеств конечного множества. В [63] сформулированы основные свойства и методы построения с заданной точностью адекватных моделей для полурешеток, функций и конечных автоматов на полурешетках, собранные из разных глав книги [52].

4. Полурешеточная теория интегральных схем

Каждая компонента интегральной схемы (диод, транзистор, логический вентиль, триггер, ключ, базовая ячейка и т.п.) представляется как переключательный элемент – многополюсник, в котором проводимости между полюсами являются функциями от состояний полюсов, а интегральная схема – как совокупность соединенных должным образом переключательных элементов. Проводимости цепей и состояния узлов в схеме принимают значения в *полурешетках проводимостей и состояний* соответственно. Первая представляет собой полурешетку подмножеств множества из трех элементов, обозначающих проводимости разомкнутой, замкнутой и резистивной электрических цепей, а вторая – полурешетку подмножеств декартовой степени первой, где показатель степени совпадает с числом различных полюсов питания схемы. Элементом полурешетки (проводимостей или состояний), являющимся одноэлементным подмножеством, моделируется статическое значение (соответственно проводимости цепи или состояния узла), а элементом, являющимся подмножеством большей мощности, – динамическое значение соответствующей величины. Проводимости в наборе, представляющем состояние некоторого узла, – это проводимости схемы от полюсов ее питания до данного узла. Так представляются, в частности, такие статические состояния узлов, как высокий импеданс, комплементарные, низко-, средне- и высокоимпедансные логические нуль и единица и их любые динамические сочетания (всего для схемы с двумя полюсами питания – 511 значений).

Подчеркнем, что, в отличие от общепринятых подходов к моделированию интегральных схем на транзисторном уровне абстракции (Дж.М. Хейес, R.E. Bryant, F.J. Ramming и др.), в нашей модели статические состояния узла схемы не постулируются изначально как нечто данное извне и моделирующее значение и силу сигнала в узле, но представляются тем, чем последние в сущности и определяются, – наборами проводимостей схемы от полюсов источника питания до этого узла, а любая компонента схемы (диод, транзистор, резистор, логический вентиль и т.п.) представляется изначально не как элемент для преобразования сигналов – функциональный элемент, но в соответствии с ее физической природой как элемент с управляемыми проводимостями – *переключательный элемент*, вследствие чего моделирование схемы сводится к вычислению не значения и силы сигнала в ее узле, но именно проводимостей схемы до узла от полюсов источника питания, в том числе через входы схемы. Этим достигается одновременно и однородность модели, обеспечивающая единообразие в моделировании схем из разнородных компонент – транзисторов, резисторов, ключей, вентилей и др., и ее адекватность схемам, выполненным по самым разным технологиям, чего не скажешь про другие модели. Вычисление проводимостей и состояний в модели осуществляется средствами полурешеточно упорядоченных алгебр проводимостей и состояний.

Определяется понятие *динамического поведения интегральной схемы* как совокупность *динамических переходов* в ней, где каждый такой переход указывает границы, в которых находятся выходное и внутреннее состояния схемы во время и по завершению переходного процесса, вызванного асинхронным изменением входного состояния с одного на другое при заданном начальном внутреннем состоянии. В этом определении существенную роль играет операция сложения в полурешетке состояний, моделирующая асинхронное изменение состояния как промежуточное (переходное) состояние.

Вводятся элементарные операции над проводимостями и состояниями. Первые моделируют последовательное, параллельное и мостиковое соединения электрических цепей, а вторые – узловое соединение цепей и передачу состояния по цепи с заданной проводимостью. Вместе со сложением в полурешетке состояний этих операций достаточно, чтобы адекватно моделировать структуру и динамическое поведение любой интегральной схемы независимо от ее элементной базы и технологии производства. Более того, задаваясь той или иной конгруэнцией на полурешетке состояний, можно моделировать схему адекватно с любой наперед заданной точностью.

В рамках данной модели поставлены и решены основные задачи проектирования асинхронных интегральных схем, не доступные в рамках других теорий: *задача анализа* – узнать динамическое поведение заданной схемы с заданной точностью; *задача синтеза* – построить схему, обладающую заданным динамическим поведением. Последнее задается системой команд, где каждая команда в отличие от динамического перехода в схеме не ограничивает внутреннего состояния во время переходного процесса и задана на полурешетках, не обязанных быть полурешеткой состояний. Задача синтеза заключается в построении такой схемы, что каждая заданная команда вкладывается в подходящий динамический переход в схеме.

В отличие от задач синтеза статических, или синхронных, схем (с поведением в статике, т.е. при фиксированных входных состояниях) задача синтеза схем с заданным динамическим поведением может не иметь решения, так как не любая система команд допускает реализацию интегральной схемой без синхронизации каналов передачи информации в ней. Сформулированы необходимые и достаточные условия, при которых такая реализация возможна. Они сводятся к проверке по установленным конструктивным тестам условий квазимонотонности индуцируемых заданной системой команд бинарных отношений и возможности 3-значного кодирования полурешеток, на которых заданы команды системы. При выполнении этих условий возможно построение требуемой схемы на любой элементной базе – из транзисторов, логических вентилей, базовых ячеек и др.

Следует заметить, что первое печатное изложение полурешеточной модели интегральных схем появилось в 1982 г. в статье автора и его коллег [59]. Годом позже вышла монография тех же авторов [58], где, кроме этой самой модели, изложены и методы анализа и синтеза схем, описываемых ею. В монографии [52] эти результаты повторены, но в более строгом изложении, использующем алгебраический аппарат теории полурешеток и полурешеточно упорядоченных алгебр. В ней наряду с необходимым математическим обоснованием изложены методы анализа динамического поведения произвольных схем из переключательных элементов, абстрактного и структурного синтеза таких схем с заданным динамическим поведением и их адекватного моделирования с наперед заданной точностью. Статья [61] является извлечением из [52] описания модели. В [64] сообщается о компьютерной программе, реализующей данную модель.

5. Диагностика дискретных автоматов

5.1. Диагностика автоматных сетей и недетерминированных автоматов

Под *неисправностью* в автоматной сети (а.с.) понимается замещение некоторой одной компоненты сети любым автоматом из некоторого заданного класса автоматов с теми же входным и выходным алфавитами, что и у замещаемой компоненты. *Проверяющий тест для а.с.* – это такой эксперимент с ее автоматом, который распознает этот автомат в классе автоматов всех сетей, получающихся из данной всевозможными неисправностями в ней. Установлено, что кратчайший проверяющий тест для автоматной сети нельзя построить, как это пытаются делать другие авторы, как проверяющий тест для ее автомата или как тест, который для каждого перехода в компоненте контролирует один из содержащих его переходов в сети.

Недетерминированный (нд-) автомат отличается от (детерминированного, или д-) автомата тем, что в нем вместо функций переходов и выходов задается одна функция, которая каждой паре (входной символ, состояние) ставит в соответствие подмножество из декартова произведения выходного алфавита и множества состояний. Если в каждом значении функции нд-автомата оставить по одной паре (выходной символ, состояние), то получится д-автомат, который называется *редукцией* данного нд-автомата. *Проверяющий тест для нд-автомата A* относительно д-автомата B определяется как эксперимент для B, распознающий B в классе всех редукций автомата A. Показано, что для любой компоненты B автоматной сети N существует такой нд-автомат A, называемый сетевым эквивалентом B в N, что множество всех проверяющих тестов для N с неисправностями в

B совпадает с множеством всех проверяющих тестов для *A* относительно *B*. Тем самым синтез тестов для автоматных сетей сводится к синтезу тестов для недетерминированных автоматов, открывая новое направление для фундаментальных исследований [65–83].

5.2. Диагностика логических схем

Логическая схема – это частный случай автоматной сети. В ней в качестве компонент используются логические элементы, представляющие собой комбинационные автоматы, и элементы памяти – автоматы с двумя состояниями. При наличии последних или обратных связей схема называется *последовательностной*, а в их отсутствие – *комбинационной*.

Для контроля логических схем с двухзначными сигналами предложены эффективные процедуры синтеза проверяющих тестов [84, 85, 87], использующие описание комбинационной части схемы в виде системы дизъюнктивных нормальных форм (днф). Развит также *вероятностный метод тестирования* таких схем [88, 89, 96, 97]. Его идея следующая: распределения вероятности выходных сигналов у исправной схемы и у схемы с неисправностью разные и по факту этого различия можно судить о наличии неисправности в схеме. Требуемое для этого распределение вероятности выходных сигналов строится по известному распределению вероятности входных сигналов и системе ортогональных днф (ОДНФ) булевых функций, извлекаемых из структуры схемы. Предложены методы построения ОДНФ для частичных функций и их минимизации [128].

Разработан алгебраический аппарат для вычисления проверяемых неисправностей и проверяющих тестов для схем с многозначными сигналами [86, 95], в том числе из полурешеток проводимостей или состояний [58].

6. Логический синтез

Безусловно выдающимся достижением в логическом синтезе дискретных автоматов является *декомпозиционный метод синтеза комбинационных схем*, принадлежащий В.Л. Павлову и изложенный им первоначально в [98] для схем из логических элементов ИЛИ-НЕ. В его основе лежит известная операция декомпозиции (разложения) заданной частичной функции на менее определенные компоненты по функции применяемого элемента. Принципиальная особенность, сделавшая метод В.Л. Павлова наиболее эффективным среди всех существовавших в последние 30 лет декомпозиционных методов синтеза, заключается в том, что каждая компонента разложения в нем определяется не явно, но с точностью до областей ее возможных значений и границ для количества последних в них. Фактически это означает, что результатом декомпозиции одной функции по другой является не один какой-то вариант, а множество всех возможных наборов компонент разложения. Все такие варианты, возникшие на некотором шаге процесса синтеза, сохраняются на всех последующих шагах и используются для получения более простой схемы. Отсечение лишних вариантов происходит лишь в самый последний момент, когда некоторая из компонент на каком-либо шаге синтеза доопределяется до одной из функций, реализуемых построенной частью схемы, или становится всюду определенной по причине полной определенности всех компонент ее собственного разложения. В этом случае другие компоненты несколько уточняются путем сужения их областей возможных значений и границ для числа последних. В последующих исследованиях этот метод был развит для синтеза схем в произвольном базисе, в том числе *свободных от состязаний* [99, 104, 105], *устойчивых к неисправностям* [101] и на полурешетке подмножеств 3-элементного множества [58, 106]. Теорема декомпозиции, выясняющая условия сходимости декомпозиционного метода синтеза комбинационных схем, установлена в [100] (см. также [30, С. 180–184]).

В [102] показана возможность реализации любой системы булевых функций каскадным соединением *однотипных настраиваемых элементов*, осуществляющих отображение, сопоставленное некоторым образом нормальной периодической последовательности $\rho_n(2)$, или некоторое транспозиционное отображение. В обоих случаях даны оценки сверху для числа каскадов.

Среди других результатов в области логического синтеза следует отметить методы синтеза комбинационных и последовательностных схем со свойствами *контролепригодности* [103, 108, 110, 111, 115] и *самопрверяемости* [113, 114, 116–118]. Первое свойство гарантирует возможность эффективного построения проверяющего теста, а второе – возможность контроля правильности выходных сигналов схемы.

Разработан метод обеспечения *отказоустойчивости* процессорной матрицы (ПМ) СБИС, создающий возможность для применения в производстве «прорывной» неразрезной технологии [119–124]. Отказоустойчивость ПМ обеспечивается путем программного назначения резервных строк и столбцов по всей площади матрицы без применения, в отличие от других методов, абсолютно надежных средств коммуникации. Требуемый уровень отказоустойчивости достигается отображением логической структуры устройства в исправную часть физического пространства ПМ. Даны оценки эффективности некоторых алгоритмов отображения и их схемная реализация.

ЛИТЕРАТУРА

АВТОМАТИЗАЦИЯ СИНТЕЗА ДИСКРЕТНЫХ АВТОМАТОВ

1. *Закревский А.Д.* Алгоритмы синтеза дискретных автоматов. М.: Наука, 1971. 512 с. 2. Логический язык для представления алгоритмов синтеза релейных устройств / Под ред. М.А. Гаврилова. М.: Наука, 1966. 342 с. 3. Синтез асинхронных автоматов на ЭВМ / Под общ. ред. А.Д. Закревского. Минск: Наука и техника, 1975. 184 с. 4. Автоматизированное проектирование цифровых устройств / Под ред. С.С. Бадулина. М.: Радио и связь, 1981. 240 с. 5. *Панкратова И.А., Быкова С.В., Николаева Л.А., Оранов А.М.* Система автоматического синтеза комбинационных схем СИНТЕЗ-Ф // Управляющие системы и машины. 1991. № 1. С. 3–9. 6. *Агибалов Г.П., Иволга В.П., Комаров Ю.М., Кутугина Е.С.* Система логического моделирования схем во времени // Обмен опытом в радиопромышленности. 1983. Вып. 4. С. 13–16. 7. *Быкова С.В.* Система алгоритмов кратчайшего покрытия // Труды Сибирского физ.-техн. ин-та. Проблемы кибер-

нетики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1973. Вып. 64. С. 3–11. **8.** *Быкова С.В., Иволга В.П.* Оценка эффективности некоторых алгоритмов минимального разбиения // Вычислительная техника в машиностроении. Минск: ИТК АН БССР, июнь 1974. С. 79–86.

ТЕХНОЛОГИЯ РЕШЕНИЯ ЗАДАЧ ДИСКРЕТНОЙ МАТЕМАТИКИ

9. *Агибалов Г.П., Беляев В.А.* Метод сокращенного обхода дерева поиска и его применение в синтезе интегральных схем // Управляющие системы и машины. 1977. № 6. С. 99–103. **10.** *Агибалов Г.П., Беляев В.А.* Технология решения комбинаторно-логических задач методом сокращенного обхода дерева поиска. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1981. 125 с. **11.** *Агибалов Г.П.* Об одном подходе к размещению аппаратуры // Автоматика и вычислительная техника, 1971. № 1. С. 56–61. **12.** *Беляев В.А., Томашев В.Ф.* Об одной комбинаторно-логической задаче, связанной с оптимальным размещением аппаратуры по линейно-упорядоченным отсекам // Труды Сибирского физ.-тех. ин-та. Проблемы кибернетики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1971. Вып. 62. С.49–57. **13.** *Агибалов Г.П., Беляев В.А., Оранов А.М.* Некоторые алгоритмы разбиения, покрытия и размещения логических схем // Управляющие системы и машины. 1974. № 5. С. 86–92. **14.** *Агибалов Г.П., Беляев В.А., Янковская А.Е.* Алгоритм компоновки схем в модули ограниченной вместимости // Управляющие системы и машины. 1976. № 1. С. 84–89. **15.** *Беляев В.А.* Усовершенствованный алгоритм минимального разбиения системы чисел // Прикладная математика и кибернетика. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1976. Вып. 1. С. 17–22. **16.** *Агибалов Г.П., Оранов А.М.* Алгоритмы покрытия схем свободными модулями // Автоматика и вычислительная техника. 1977. № 4. С.15–16. **17.** *Агибалов Г.П., Оранов А.М.* О покрытии схем модулями // Вопросы автоматизации проектирования интегральных схем. Киев: ИК АН УССР, 1978. С. 46–57. **18.** *Агибалов Г.П.* Задача выбора и декомпозиция схем с размещением и трассировкой в компоновочном пространстве // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 134–153. **19.** *Беляев В.А.* Алгоритм раскраски графа методом сокращенного обхода дерева поиска // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 165–172. **20.** *Агибалов Г.П., Оранов А.М.* Покрытие логических схем модулями некоторых серийных систем // Кибернетика. 1986. № 2. С. 34–38, 43. **21.** *Оранов А.М., Андреева Л.Н.* Алгоритм минимального разбиения системы множеств // Автоматика и вычислительная техника. 1992. № 2. С. 37–44. **22.** *Оранов А.М., Андреева Л.Н.* Алгоритм синтеза и компоновки одноярусных схем в некоторых базисах // Автоматика и вычислительная техника. 1992. № 5. С. 57–63. **23.** *Оранов А.М., Андреева Л.Н.* Алгоритм минимального разбиения некоторого набора объектов // Автоматика и вычислительная техника. 1993. № 2. С. 27–35. **24.** *Оранов А.М.* К синтезу комбинационных схем в базисе ПЛИС // Автоматика и вычислительная техника. 1996. № 1. С. 27–35. **25.** *Андреева Л.Н., Оранов А.М.* О сложности некоторых задач разбиения //Известия РАН. Теория и системы управления. 1997. № 2. С. 114–116. **26.** *Оранов А.М.* Алгоритм построения кратчайших монотонно-допустимых разбиений конечных множеств // Автоматизация проектирования дискретных систем. Материалы 2-й Международной конференции. Т. 3. Минск: ИТК АН Беларуси, 1997. С. 221–227. **27.** *Андреева Л.Н., Оранов А.М.* Оценки погрешности двух приближенных алгоритмов разбиения // Автоматизация проектирования дискретных систем. Материалы 2-й Международной конференции. Т. 3. Минск: ИТК АН Беларуси, 1997. С. 228–231. **28.** *Андреева Л.Н., Оранов А.М.* Оценки погрешности двух приближенных алгоритмов разбиения // Известия РАН. Теория и системы управления. 1999. № 1. С. 89–93. **29.** *Оранов А.М.* Кратчайшие допустимые разбиения в синтезе и компоновке схем на современной элементной базе // The third international symposium «Application of the conversion research results for international cooperation» (Sibconvers'99). Proceedings. Tomsk: Tomsk state university of control systems and radioelectronics. 1999. С. 192–194.

ЭКСПЕРИМЕНТЫ С АВТОМАТАМИ

30. *Агибалов Г.П., Оранов А.М.* Лекции по теории конечных автоматов. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1984. 185 с. **31.** *Агибалов Г.П.* Распознавание операторов, реализуемых в линейных автономных автоматах // Известия АН СССР. Техническая кибернетика. 1970. № 3. С. 99–108. **32.** *Агибалов Г.П.* Распознавание операторов, реализуемых в автономных автоматах // Конференция по теории автоматов и искусственному интеллекту: Аннотации докладов и программа. М.: ВЦ АН СССР, 1968. **33.** *Агибалов Г.П., Юфит Я.Г.* О простых экспериментах для линейных инициальных автоматов // Автоматика и вычислительная техника. 1972. № 2. С. 17–19. **34.** *Агибалов Г.П., Ванина Н.В.* Точная верхняя оценка степени различимости произвольной нормальной периодической последовательности // Известия АН СССР. Техническая кибернетика. 1973. № 1. С.131–136. **35.** *Агибалов Г.П., Ванина Н.В.* О кодовых свойствах нормальных периодических последовательностей // V конференция по теории кодирования и передачи информации. II Теория кодирования. Москва-Горький, 1972. С. 5–6. **36.** *Агибалов Г.П.* Отождествление нормальных периодических последовательностей начальными отрезками // Труды Сибирского физ.-тех. ин-та. Проблемы кибернетики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1970. Вып. 49. С. 20–37. **37.** *Агибалов Г.П.* Распознавание операторов, вычисляющих нормальные периодические последовательности // Известия АН СССР. Техническая кибернетика. 1971. № 6. С. 165–173. **38.** *Агибалов Г.П.* Синтез автоматов по конечно-определенным словарным функциям // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1979. С. 160–164. **39.** *Евтушенко Н.В., Петренко А.Ф.* О проверяющих возможностях кратных экспериментов // Автоматика и вычислительная техника. 1989. № 3. С. 9–14. **40.** *Евтушенко Н.В.* О принадлежности последовательности множеству контрольных последовательностей автомата // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 130–133.

ДЕКОМПОЗИЦИЯ АВТОМАТОВ

41. *Агибалов Г.П., Ванина Н.В.* О сложности декомпозиции автоматов методом Зейгера // Автоматика и вычислительная техника. 1974. № 5. С. 6–11. **42.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* К декомпозиции конечных автоматов // Автоматика и вычислительная техника.1976. № 5. С.15–21. **43.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* Характеризация, приводимость и другие задачи каскадной декомпозиции конечных автоматов // MTA SZTAKI Tanulmanyok. Budapest: Magyar Tudomanyos akademia, 99/1979. P. 181–197. **44.** *Евтушенко Н.В.* К декомпозиции конечных автоматов в каскадное соединение стандартных компонент // Автоматика и вычислительная техника. 1979. № 2. С. 50–54. **45.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* Каскадные сети автоматов и их характеризация в терминах кодирований и покрытий // VIII Всесоюзная конференция по теории кодирования и передачи информации. Ч.II. Москва-Куйбышев, 1981. С. 11–17. **46.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* Характеризация каскадных декомпозиций и приводимость конечных автоматов // Автоматика и вычислительная техника. 1982. № 1. С. 57. **47.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* Описание сетей конечных автоматов в терминах кодирований и покрытий // Проблемы передачи информации. 1982. Т. 18. Вып. 3. С. 74–84. **48.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* Алгебраическая характеризация перестановочных автоматов, разложимых в каскадное соединение меньших компонент // Кибернетика. 1984. № 1. С. 9–15. **49.** *Агибалов Г.П., Евтушенко Н.В.* Декомпозиция конечных автоматов. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1985. 127 с. **50.** *Evtushenko N.V.* Conditions for existence of nontrivial parallel decompositions of sequential machines // Lecture notes in computer science. springer-verlag, 1987. № 278. P. 123–126. **51.** *Дрягин Ю.С.* Некоторые условия существования декомпозиции автомата // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 40–52.

ДИСКРЕТНЫЕ АВТОМАТЫ НА ПОЛУРЕШЕТКАХ И ПОЛУРЕШЕТОЧНАЯ ТЕОРИЯ ИНТЕГРАЛЬНЫХ СХЕМ

52. *Агибалов Г.П.* Дискретные автоматы на полурешетках. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1993. 227 с. **53.** *Агибалов Г.П.* Функциональные системы на полурешетках // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Вып.2. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. С. 3–39. **54.** *Agibalov G.P.* Functional systems on semilattices // Lecture Notes in Computer Science. Springer-Verlag, 1987. 278. P. 5–9. **55.** *Агибалов Г.П.* Квазимонотонные функции и их минимизация // Кибернетика. 1989. № 2. С. 111–113. **56.** *Агибалов Г.П.* К кодированию полурешеток и автоматов на полурешетках // Дискретная математика. 1991. Т. 3. Вып.2. С. 74–87. **57.** *Agibalov G.P.* Finite automata on partially ordered sets // V. Utkin, U. Jaaksoo (Eds.). 11[th] IFAC world congress preprints. Tallinn, 1990. Vol. 6. P. 264–266 (V. Utkin, U. Jaaksoo (Eds.). Automatic control. 11[th] IFAC world congress proceedings. Pergamon press, 1991. Vol. 3). 58. *Агибалов Г.П., Бузанов В.А., Липский В.Б., Румянцев Б.Ф.* Логическое проектирование переключательных автоматов. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1983. 154 с. 59. *Агибалов Г.П., Бузанов В.А., Липский В.Б., Румянцев Б.Ф.* Математическая модель схем из элементов с управляемой проводимостью // Автоматика и телемеханика. 1982. № 9. С. 89–98. 60. *Agibalov G.P.* Parallel computations and finite automata on semilattices // Lecture notes in computer science. springer-verlag, 1995. 964. P. 7–15. 61. *Агибалов Г.П.* Полурешеточная модель динамического поведения интегральных схем // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1996. С. 96–101. 62. *Агибалов Г.П.* О полных системах операций и синтезе схем для квазимонотонных функций на конечных полурешетках // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С.149–152. 63. *Агибалов Г.П.* Адекватные модели полурешеток, функций и автоматов на полурешетках // Вестник Томского государственного университета. 2000. № 271. С. 118–121. 64. *Панкратова И.А.* О системе программ для имитационного моделирования и анализа динамического поведения переключательных схем с задаваемой точностью // The third international symposium «Application of the conversion research results for international cooperation» (Sibconvers'99). Proceedings. Tomsk: Tomsk state university of control systems and radioelectronics. 1999. C. 227–229.

ДИАГНОСТИКА АВТОМАТНЫХ СЕТЕЙ И НЕДЕТЕРМИНИРОВАННЫХ АВТОМАТОВ

65. *Евтушенко Н.В., Матросова А.Ю.* Об одном подходе к синтезу проверяющих последовательностей для автоматных сетей // Автоматика и вычислительная техника. 1991. № 2. С. 3–7. 66. *Petrenko A., Yevtushenko N.* Test suite generation for FSM with a given type of implementation errors // Protocol specification, testing and verification, X11. North Holland: Elsivier science publishers, 1992. 67. *Petrenko A., Yevtushenko N., Lebedev A., Das A.* Nondeterministic state machines in protocol conformance testing // Proc. intern. workshop on protocol test systems. France, Pau, 1993. 68. *Евтушенко Н.В., Лебедев А.В., Петренко А.Ф.* Построение проверяющего множества для компоненты последовательной автоматной сети // Автоматика и телемеханика. 1994. № 8. С.145–153. 69. *Petrenko A., Yevtushenko N., Dssouli R.* Testing strategies for communicating FSMs // IFIP Proc. 7[th] intern. workshop on protocol test systems. Japan, 1994. P.181–198. 70. *Petrenko A., Yevtushenko N., Bochmann G.V.* Testing deterministic implementations from their nondeterministic specifications // IFIP proc. 9[th] intern. workshop on testing of communicating systems. 1996. 71. *Petrenko A., Yevtushenko N., Bochmann G.V.* Fault models for testing in context // Proc. intern. conf. FORTE-96. Germany, 1996. 72. *Yevtushenko N., Petrenko A., Trennkaev V.* A testing strategy for communicating finite state machines // Proc. Baltic electronic conf. BEC96. Tallinn, 1996. 73. *Евтушенко Н.В., Петренко А.Ф., Тренькаев В.Н.* Метод тестирования автоматных сетей, основанный на тестируемом поведении компоненты // Автоматика и вычислительная техника. 1996. № 2. С.48–58. 74. *Куфарева И.Б., Евтушенко Н.В.* Синтез проверяющих тестов для недетерминированных автоматов относительно редукции в классе автоматов с неисправной функцией выходов // Автоматизация проектирования дискретных систем. Материалы 2-й международной конференции. Т. 3. Минск: ИТК АН Беларуси, 1997. С. 51–58. 75. *Petrenko A., Yevtushenko N.* Fault detection in embedded component // X workshop on testing of communicating systems. Korea: Chapman & Hall, 1997. P. 272–288. 76. *Евтушенко Н.В., Лебедев А.В.* О контрольном эксперименте с детерминированной реализацией при недетерминированном эталоне // Кибернетика. 1998. № 3. 77. *Куфарева И.Б., Евтушенко Н.В., Петренко А.Ф.* Синтез проверяющих тестов для недетерминированного автомата относительно редукции // Автоматика и вычислительная техника. 1998. № 3. 78. *Yevtushenko N., Cavalli A.R., Lima L.* Test suite minimization for testing in context // Testing of communicating systems. Boston, Dordrecht, London: Kluwer Academic Publishers, 1998. P. 127–145. 79. *Petrenko A., Yevtushenko N.* Solving asynchronous equations // Proceedings of 3rd joint conference FORTE/PSTV. 1998. P. 231–248. 80. *Евтушенко Н.В., Прокопенко С.А.* Построение проверяющих тестов для входо-выходных полуавтоматов // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 216–218. 81. *Евтушенко Н.В., Тренькаев В.Н.* Методы синтеза тестов для компоненты автоматной сети // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 219–223. 82. *Kufareva I., Petrenko A., Yevtushenko N.* Test generation driven by user-defined fault models // Proceedings of 12[th] IEEE international workshop on testing of communicating systems. Budapest, 1999. 83. *Прокопенко С.А., Евтушенко Н.В.* Минимизация проверяющих тестов для сложных многокомпонентных устройств // Автоматизация проектирования дискретных систем (Computer-aided design of discrete devices CAD DD'99): Материалы третьей международной конференции (10–12 ноября 1999 г., Минск. Т. 3) Минск: Ин-т Техн. киб. НАН Беларуси, 1999. С. 14–20.

ДИАГНОСТИКА ЛОГИЧЕСКИХ СХЕМ

84. *Матросова А.Ю.* Метод обнаружения неисправности в дискретном устройстве // Автоматика и телемеханика. 1977. № 12. С. 128–137. 85. *Матросова А.Ю.* Построение полного теста для схем, синтезированных факторизационным методом // Автоматика и вычислительная техника. 1978. № 5. С. 42–46. 86. *Бузанов В.А.* О вычислении неисправностей в структурном автомате // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Вып. 2. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. С. 127–129. 87. *Матросова А.Ю.* Алгоритмические методы синтеза тестов дискретных устройств. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1990. 108 с. 88. *Евтушенко Н.В., Матросова А.Ю.* Вероятностные оценки управляемости элементов логической сети // Автоматика и телемеханика. 1993. № 11. 89. *Евтушенко Н.В., Матросова А.Ю., Янковская А.Е., Цуриков С.* Логический подход к вычислению вероятностных оценок принятия решений в системах искусственного интеллекта // Известия РАН. Техническая кибернетика. 1994. № 2. 90. *Matrosova A., Yevtushenko N., Strizhov M., Yankovskaya A.* Output data compression for of-line testing // Procedings of the second international conference on computer aided design of discrete devices (CAD DD'97). Vol. 1. Minsk, 1997. P. 118–123. 91. *Астафьев М.В., Матросова А.Ю.* Минимизация BDD-графов // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 198–203. 92. *Голубева О.И.* Коррекция результатов троичного моделирования на последовательностях произвольной длины // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 62–68. 93. *Матросова А.Ю., Голубева О.И.* О коррекции результатов одного шага троичного моделирования // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 112–116. 94. *Голубева О.И.* Троичное моделирование синхронных последовательностных схем // Математическое моделирование. Кибернетика. Информатика. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1999. С. 53–59. 95. *Бузанов В.А.* Интервальные операции для задач тестовой диагностики // Математическое моделирование. Кибернетика. Информатика. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1999. С. 7–17. 96. *Голубева О.И.* Метод вычисления вероятности обнаружения неисправности, основанный на BDD представлении // The third international symposium «Application of the conversion research results for international cooperation» (Sibconvers'99). Proceedings. Tomsk: Tomsk state university of control systems and radioelectronics. 1999. С. 195–197. 97. *Голубева О.И., Матросова А.Ю.* Точный метод вычисления вероятности обнаружения неисправности, основанный на ОДНФ-представлении функции // Автоматизация проектирования дискретных систем (Computer-aided design of discrete devices CAD DD'99): Материалы третьей международной конференции (10–12 ноября 1999 г., Минск. Т. 3). Минск: Ин-т Техн. киб. НАН Беларуси, 1999. С. 64–71.

ЛОГИЧЕСКИЙ СИНТЕЗ

98. *Павлов В.Л.* О синтезе логических схем из элементов ИЛИ-НЕ с ограниченным числом входов // Вычислительная техника. Т. 2. Каунас: Каунасский политехн. ин-т, 1971. С. 219–223. 99. *Агибалов Г.П., Комаров Ю.М., Липский В.Б.* Синтез комбинационных схем, свободных от статических состязаний // Автоматика и вычислительная техника. 1979. № 3. С. 1–6. 100. *Агибалов Г.П., Дрягин Ю.С.* К синтезу схем из функциональных элементов декомпозиционным методом // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1979. С. 112–123. 101. *Агибалов Г.П., Комаров Ю.М.* Метод синтеза функционально-устойчивых комбинационных схем // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1979. С. 124–131. 102. *Агибалов Г.П., Евтушен-*

ко Н.В. К реализации систем булевых функций каскадным соединением однотипных настраиваемых элементов // Кибернетика. 1980. № 1. С. 71–74. **103.** *Матросова А.Ю., Байда В.Д., Сафронов В.В.* Синтез легкодиагностируемых автоматов // Методы и системы технической диагностики. Вып. 1. Саратов: Изд-во Сарат. ун-та, 1980. С. 17–26. **104.** *Agibalov G.P., Lipskij V.B.* Analyse und synthese stabilier binarer automaten mit hilfe logisher gleichungen // Boolische gleichungen. Berlin: VEB Verlag Technik, 1984. Z. 175–183. **105.** *Павлов В.Л.* Синтез комбинационных схем в произвольном базисе // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 53–59. **106.** *Панкратова И.А.* Синтез комбинационных функциональных схем в многозначной логике // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 59–64. **107.** *Липский В.Б.* Система логического синтеза интервальных автоматов – СИНТА // Алгоритмы решения задач дискретной математики. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1987. Вып. 2. С. 65–72. **108.** Matrosova *A., Yevtushenko N.* On testable FSM network design // Proc. Intern. Conf. EUROCHIP. Grenoble, 1992. **109.** *Евтушенко Н.В., Янковская А.Е.* О дифференциальном проектировании устройств логического управления // Известия РАН. Теория и системы управления. 995. № 3. **110.** *Yevtushenko N., Petrenko A., Dssouli R., Karoni K., Prokopenko S.* On the design for testability of communication protocols // IFIP Proc. 8[th] intern. workshop on protocol test systems. 1995. **111.** *Прокопенко С.А., Евтушенко Н.В.* К построению легко тестируемых автоматов // Автоматизация проектирования дискретных систем. Материалы 2-й международной конференции. Т. 3. Минск: ИТК АН Беларуси, 1997. С. 66–73. **112.** *Липский В.Б.* Логическая модель интегральных схем // Автоматизация проектирования дискретных систем: Материалы 2-й международной конференции. Т. 2. Минск: ИТК АН Беларуси, 1997. С. 46–50. **113.** *Оранов А.М.* О комбинаторном сходстве задач синтеза и компоновки схем // Автоматизация проектирования дискретных систем. Материалы 2-й международной конференции. Т. 2. Минск: ИТК АН Беларуси, 1997. С. 113–118. **114.** *Матросова А.Ю., Останин С.А.* Синтез самопроверяемых синхронных устройств и сетей из них // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 173–179. **115.** *Матросова А.Ю., Останин С.А., Паршина Н.А.* К синтезу контролепригодных комбинационных устройств //Автоматика и телемеханика. 1999. № 2. С. 129–137. **116.** *Levin I., Matrosova A., Sinelnikov V., Ostanin S.* Totally selfchecking FPGA-based FSM // Fifth IEEE international on-line testing workshop. Rhodes, 1999. **117.** *Останин С.А.* Синтез самопроверяемых асинхронных автоматов с нормальными функциями переходов/выходов // Математическое моделирование. Кибернетика. Информатика. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1999. С.120–126. **118.** *Останин С.А.* Синтез самопроверяемых асинхронных последовательностных схем с нормальными функциями переходов/выходов // The third international symposium «Application of the conversion research results for international cooperation» (Sibconvers'99). Proceedings. Tomsk: Tomsk state university of control systems and radioelectronics. 1999. P. 222–224. **119.** *Воробьев В.А., Лаходынова Н.В.* Процессорная матрица с перестраиваемой структурой и перестраиваемым резервом // Автометрия. 1994. № 1. С. 90–98. **120.** *Воробьев В.А., Еремина Н.Л., Лаходынова Н.В.* Алгоритмы адресации отказоустойчивой процессорной матрицы на СБИС // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1996. С. 109–111. **121.** *Воробьев В.А., Еремина Н.Л., Лаходынова Н.В.* Анализ алгоритмов перестройки структуры процессорной матрицы // Автометрия. 1996. № 3. С. 69–77. **122.** *Воробьев В.А., Еремина Н.Л.* Программная реализация реконфигурации отказоустойчивой процессорной матрицы // Автометрия. 1996. № 2. С. 111–121. **123.** *Воробьев В.А., Лаходынова Н.В.* Реконфигурация отказоустойчивой процессорной матрицы на основе сигналов согласия // Автометрия. 1997. № 6. С. 108–113. **124.** *Воробьев В.А., Лаходынова Н.В.* Вложение решеток в процессорную матрицу с отказами на основе сигналов согласия // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1996. С. 153–156.

РАЗНОЕ

125. *Паршина Н.А.* Задача о выполнимости: некоторые полиномиальные классы КНФ // Кибернетика и системный анализ. 1992. № 1. С. 156–160. **126.** *Yevtushenko N., Yankovskaya A.* FSM-based knowledge representation in tutorial intelligent systems // Proc. intern. conf. «Computers and education». Singapore, 1995. **127.** *Agibalov G.P.* Parallel computations on finite partially ordered sets // Lecture notes in computer science. Springer-Verlag, 1997. 1227. P. 7–12. **128.** *Паршина Н.А.* Минимизация частичных булевых функций в классе ортогональных днф // Новые информационные технологии в исследовании дискретных структур. Екатеринбург: УрО РАН, 1998. С. 181–184. **129.** *Быкова С.В., Никитин К.В.* Фрактальное сжатие изображений // Математическое моделирование. Кибернетика. Информатика. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1999. С. 27–33. **130.** *Евтушенко Н.В., Паршина Н.А., Янковская А.Е.* Автоматная модель контроля знаний в интеллектуальных обучающих системах // Математическое моделирование. Кибернетика. Информатика. Томск: Изд-во Том. ун-та, 1999. С. 60–66. **131.** *Быкова С.В., Никитин К.В.* О фрактальном подходе к сжатию изображений // The third international symposium «Application of the conversion research results for international cooperation» (Sibconvers'99). Proceedings. Tomsk: Tomsk state university of control systems and radioelectronics. 1999. С. 307–309.

Статья поступила в научную редакцию 21 марта 2000 г.

УДК 007

Ю.И. Параев

РАБОТЫ В ТОМСКОМ ГОСУДАРСТВЕННОМ УНИВЕРСИТЕТЕ ПО ТЕОРИИ УПРАВЛЕНИЯ

Дается обзор основных результатов научных исследований в области теории управления на кафедре прикладной математики ФПМК Томского государственного университета за 1960–2000 гг.

Основное научное направление кафедры прикладной математики – теория управления динамическими объектами, включая теорию автоматического управления, статистическую динамику, теорию оптимального управления, оптимальную фильтрацию, структурную оптимизацию многосвязных систем управления. Эти работы начались в ТГУ в 1960-х гг.

В качестве математической модели исследований используется метод пространства состояний, когда управляемый процесс характеризуется вектором фазовых координат, а его изменение описывается системой дифференциальных (или разностных) уравнений, в правые части которых кроме фазовых координат могут входить управляющие и случайные воздействия. Кроме того, имеется наблюдаемый или измеряемый процесс, который как-то связан с управляемым процессом и несет информацию о его текущем состоянии. Наблюдения или измерения могут сопровождаться случайными ошибками или помехами в измерительном канале.

Общая задача управления состоит в выборе такого закона управления, при котором достигается определенное качество функционирования всей системы. При этом предполагается, что для вычисления управления в текущий момент времени могут использоваться результаты измерений наблюдаемого процесса в предыдущие моменты времени.

В зависимости от вида правых частей указанных выше уравнений можно выделить типы систем управления: детерминированные или стохастические (для первых в правых частях уравнений отсутствуют случайные возмущения); с параметрической неопределенностью или без (входят или нет в правые части уравнений неизвестные параметры); линейные или нелинейные; стационарные или