

Московский государственный университет
имени М. В. Ломоносова

Факультет вычислительной математики и кибернетики

С. А. Ложкин

ЛЕКЦИИ ПО ОСНОВАМ КИБЕРНЕТИКИ

Учебное пособие по курсам «Основы кибернетики» и
«Структурная реализация дискретных функций»

Москва 2004

УДК 519.17, 519.71

ББК 22.18

Л 30

Ложкин С.А. «Лекции по основам кибернетики» (учебное пособие для студентов) — М.: Издательский отдел ф-та ВМиК МГУ (лицензия ИД N 05899 от 24.09.2001), 2004 г. — 253 с.

Пособие включает в себя основную часть материала из программы обязательного для всех студентов факультета ВМиК МГУ курса «Основы кибернетики». Кроме того, в нем содержится изложение ряда вопросов, входящих в программы курсов «Структурная реализация дискретных функций» и «Математические вопросы синтеза СБИС», которые являются обязательными для студентов специализирующихся по математической кибернетике. В нем предпринята попытка единого систематического изложения основных результатов теории дискретных управляющих систем в рамках общего методологического подхода, предложенного С. В. Яблонским, с использованием научных результатов и методических наработок последних лет в области дискретной математики и математической кибернетики. Первая глава посвящена различным вопросам представления функций алгебры логики с помощью таблиц и дизъюнктивных нормальных форм. Вторая глава содержит описание структуры и функционирования схем из основных классов управляющих систем, а также из некоторых классов, представляющих собой их обобщения или модификации. В третьей главе изучаются эквивалентные преобразования схем на основе тождеств во всех основных классах управляющих систем. В четвертой главе подробно рассматривается задача синтеза управляющих систем.

Рецензенты:

Алексеев В. Б., профессор, д.ф.-м.н.

Гуров С. И., доцент, к.ф.-м.н.

Печатается по решению Редакционно-издательского Совета факультета вычислительной математики и кибернетики МГУ им. М. В. Ломоносова.

ISBN 5-89407-200-X

© Издательский отдел
факультета вычислительной
математики и кибернетики
МГУ им. М. В. Ломоносова, 2004

Оглавление

Предисловие	5
Введение	7
1 Представление функций дизъюнктивными нормальными формами и связанные с ним задачи	10
§1 Основные понятия, относящиеся к множествам, матрицам, функциям, формулам	10
§2 Гиперкуб и его ширина. Функции алгебры логики, дизъюнктивные и конъюнктивные нормальные формы	17
§3 Сокращенная ДНФ и способы ее построения. Некоторые оценки длины сокращенной ДНФ .	26
§4 Тупиковые и минимальные ДНФ. Ядро и ДНФ Квайна. Критерий вхождения импликант в тупиковые ДНФ, его локальность	34
§5 Особенности ДНФ для функций из некоторых классов. Теорема Ю. И. Журавлева о ДНФ сумма минимальных	40
§6 Функция покрытия, таблица Квайна и построение всех тупиковых ДНФ. Алгоритмические трудности минимизации ДНФ	47

§7	Оценки максимальных и типичных значений для некоторых параметров ДНФ	56
§8	Градиентный алгоритм и оценка его длины градиентного покрытия, примеры его применения	65
Литература		69

Предисловие

Курс «Основы кибернетики» (ранее «Элементы кибернетики»), создателем и основным лектором которого был чл.-корр. РАН С. В. Яблонский, читается на факультете ВМиК МГУ с первых лет его существования. В настоящее время он читается в 6–7 семестрах и является обязательным для всех студентов, обучающихся по специальности 01.02 — прикладная математика и информатика. При этом объем и, в некоторой степени, программа курса «Основы кибернетики» варьируются в зависимости от специализации.

Пособие написано на основе лекций по данному курсу, которые автор читает уже более 20 лет (до 1987 г. совместно с С. В. Яблонским). Оно включает в себя базовую часть программы курса «Основы кибернетики», а также содержит изложение ряда дополнительных вопросов, входящих в программы курсов «Структурная реализация дискретных функций» и «Математические вопросы синтеза СБИС», которые являются обязательными для студентов специализирующихся по математической кибернетике. Дополнительным вопросам посвящены ?? и ?? главы ??, ?? главы ??, ?? главы ?? и другие материалы, расположенные либо в конце некоторых параграфов после знака ∇ , либо между знаками ∇ , Δ . Как правило, базовый материал одного параграфа рассматривается на одной лекции. Исключение составляют §1 главы 1 и ?? главы ??, состоящие, в основном, из понятий, определений и фактов общего характера, значительная часть которых была изложена в ряде предшествующих курсов. Материал этих параграфов вводится по мере его востребованности при рассмотрении других вопросов.

В пособии предпринята попытка единого систематического изложения основных результатов теории дискретных управляющих систем в рамках общего методологического подхода, предложенного С.В. Яблонским [27–30], с использованием уже известных методов (см., например, [27–30, 14, 19, 5, 6, 21]), а также научных результатов и методических наработок последних лет в области дискретной математики и математической кибернетики (см., в частности, [12, 13, 1–3, 22]). Это позволило впервые изложить в учебном пособии асимптотически наилучшие методы синтеза формул в произвольном базисе, релейно-контактных схем и двоичных решающих диаграмм (ср. [16, 15, 11]). Библиография, приведенная в пособии, не претендует на систематичность и полноту (более подробную библиографию по различным разделам курса см., например, в [19, 6, 30, 28]).

Автор выражает благодарность сотрудникам кафедры математической кибернетики за полезные обсуждения некоторых вопросов, изложенных в пособии, а студенту А. Д. Поспелову — за кропотливую работу по компьютерному набору и верстке всего текста этого пособия.

*Памяти С. В. Яблонского
посвящается.*

Введение

Теория дискретных управляющих систем представляет собой часть дискретной математики и математической кибернетики. В ней разрабатываются и изучаются дискретные математические модели, описывающие функционирование и структуру сложных систем преобразования информации (интегральных схем, программ и т. п.). В основе этих моделей лежат различные способы задания функционирования управляющих систем с помощью дискретных функций и их структурная реализация в тех или иных классах графов (классах схем). При исследовании управляющих систем ставятся и решаются две основные задачи: задача анализа и задача синтеза.

Задача анализа состоит в нахождении функционирования данной схемы, а задача синтеза — в построении схемы, имеющей (реализующей) заданное функционирование. Каждая из этих задач может рассматриваться либо как индивидуальная задача, и тогда ее решением является конкретное функционирование (схема), либо как массовая задача, и тогда ее решением должен быть алгоритм нахождения функционирования (схемы). Задача синтеза имеет, как правило, множество решений, из которых выбирают решение, оптимальное по какому-либо критерию. Чаще всего в качестве такого критерия выступает сложность схемы, понимаемая как сумма сложностей составляющих ее элементов или задержка схемы, понимаемая как максимальная сумма задержек для последовательно соединенных элементов схемы.

С содержательной точки зрения различные критерии оптимальности отражают различные параметры моделируемых электронных схем или программ. Так, например, сложность может характеризовать стоимость, размеры или потребляемую мощность СБИС, а также время выполнения программы на одном процессоре. При этом задержка схемы характеризует время срабатывания СБИС или время выполнения программы на параллельных процессорах и т. п.

Если задача синтеза решена в одной модели, можно попытаться перенести это решение в другие модели с помощью структурного моделирования. Кроме того, полученное решение можно «улучшить» с помощью эквивалентных преобразований. С другой стороны, если задача синтеза решена для одних функций, можно попытаться «разбить» (декомпозировать) новую функцию на уже рассмотренные и построить из синтезированных для них схем схему для новой функции с помощью операции суперпозиции.

Указанные выше задачи рассматриваются в данном пособии для всех основных классов схем (дизъюнктивные нормальные формы, формулы и схемы из функциональных элементов, контактные схемы), а также для некоторых модификаций этих классов.

Первая глава посвящена различным вопросам представления функций алгебры логики с помощью таблиц и дизъюнктивных нормальных форм (минимизация дизъюнктивных нормальных форм, построение тестов для таблиц и т. п.).

Вторая глава содержит описание структуры и функционирования схем из основных классов управляющих систем, а также из некоторых классов, представляющих собой их обобщения или модификации. В ней устанавливаются верхние оценки числа схем различных типов, рассматриваются особенности применения операции суперпозиции в различных классах схем и некоторые вопросы их структурного моделирования.

В третьей главе изучаются эквивалентные преобразования схем на основе тождеств во всех основных классах управляющих систем. Для каждого из них приводится система «основных» тождеств, доказывается полнота этой системы и изучаются вопросы ее избыточности.

В четвертой главе подробно рассматривается задача синтеза управляющих систем. В ней приводится целый спектр методов синтеза схем (от простейших до асимптотически оптимальных), устанавливаются нижние мощностные оценки функций Шеннона и оценки сложности ряда конкретных функций, доказывается минимальность некоторых схем.

Глава 1

Представление функций дизъюнктивными нормальными формами и связанные с ним задачи

§1 Основные понятия, относящиеся к множествам, матрицам, функциям, формулам

Будем считать известными основные понятия и обозначения из теории множеств, математического анализа, дискретной математики, теории вероятностей (см., например, [24, 25, 27, 4]). В дальнейшем через $\mathbb{N}$ (через $\mathbb{N}_0$) обозначается множество всех натуральных (соответственно целых неотрицательных) чисел. Множество всех целых чисел j , для которых $a \leq j \leq b$, где a, b — целые, называется *отрезком* и обозначается через

$$[a, b] = (a - 1, b] = [a, b + 1) = (a - 1, b + 1).$$

При этом отрезки вида

$$[a_1, a_2), [a_2, a_3), \dots,$$

где $a_1 < a_2 < a_3 < \dots$, называются *последовательными*.

Напомним некоторые определения и обозначения, связанные с декартовыми произведениями множеств. Для множества A и $n \in \mathbb{N}$ положим

$$(A)^n = A^n = \underbrace{A \times A \times \dots \times A}_{n \text{ раз}},$$

— n -я декартова степень A , то есть множество наборов (строк, слов, выборов) длины n с элементами (буквами) из A или, иначе, множество упорядоченных n -ок элементов множества A .

Для множества A и $s, n \in \mathbb{N}$ через $(A)^{s,n} = A^{s,n}$ обозначается множество матриц с s строками, n столбцами и элементами из A . При этом предполагается, что $A^n = A^{1,n}$, и что $A^{s,n}$ — n -я декартова степень множества $A^{s,1}$, элементы которого называются столбцами. Число столбцов (строк) матрицы M называется ее *длиной* (соответственно *высотой*). Для матрицы $M \in A^{s,n}$ и $I' \subseteq [1, s]$, $I'' \subseteq [1, n]$ через $M \langle I', I'' \rangle$ (при $s = 1$ и $I' = \{1\}$ — через $M \langle I'' \rangle$) обозначается ее подматрица, расположенная в строках с номерами из I' и столбцах с номерами из I'' . Набор $\Delta = (\delta_1, \dots, \delta_p)$, состоящий из непустых множеств, будем называть *покрытием* множества $\delta = \delta_1 \cup \dots \cup \delta_p$. При этом множества $\delta_1, \dots, \delta_p$ считаются *компонентами* покрытия Δ , а число p — его *длиной* или *рангом*. Покрытие, состоящее из непересекающихся множеств, называется *разбиением*. Покрытие, в котором ни одна из компонент не содержится в другой компоненте (в объединении остальных компонент), считается *неприводимым* (соответственно *тупиковым*) покрытием.

Если A — конечное множество, то его мощность, то есть число элементов, обозначается обычно через $|A|$. Заметим, что при этом

$$|A^n| = |A|^n \text{ и } |A^{s,n}| = |A|^{s \cdot n},$$

где $s, n \in \mathbb{N}$, а если $|A| = a \geq n$, то число выборов (слов) длины n из A , в которых все элементы различны, — так называемых выборов без повторений, — равно

$$a(a-1) \cdots (a-n+1).$$

Каждое слово (набор) $\alpha = \alpha_1 \dots \alpha_n = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ из A^n при всевозможных перестановках букв порождает множество слов, называемое *сочетанием* длины n из A или,

иначе, *неупорядоченной n -кой* из A , и обозначаемое через $\{\alpha_1, \dots, \alpha_n\}$. В частности, сочетание, связанное с (упорядоченной) парой (u, v) , считается неупорядоченной парой $\{u, v\}$, сочетание, связанное с (упорядоченным) разбиением $(\delta_1, \dots, \delta_p)$, — неупорядоченным разбиением $\{\delta_1, \dots, \delta_p\}$, и так далее. Заметим, что сочетание порождается перестановками букв из любого своего слова. При этом сочетание из A без повторений, то есть сочетание, порожденное словом из A^n , все буквы которого различны, с содержательной точки зрения представляет собой «обычное» подмножество, а сочетание с повторениями — «кратное» подмножество множества A , то есть подмножество, в которое его элементы входят с определенной кратностью (в соответствующем числе «экземпляров»).

Число различных сочетаний без повторений длины n из множества A , $|A| = a$, обозначается через $\binom{a}{n}$. Как известно (см., например, [27]),

$$\binom{a}{n} = \frac{a!}{n!(a-n)!} = \frac{a(a-1) \cdots (a-n+1)}{n!}, \quad (1.1)$$

а число сочетаний с (возможными) повторениями длины n из A равно $\binom{a+n-1}{n}$.

Индукцией по n легко показать, что

$$n! > \left(\frac{n}{3}\right)^n, \quad (1.2)$$

а из формулы Стирлинга [25] следует, что¹

$$n! \sim \left(\frac{n}{e}\right)^n \sqrt{2\pi n}. \quad (1.3)$$

¹ Асимптотическое равенство $a(n) \sim b(n)$ означает, что $\lim_{n \rightarrow \infty} \frac{a(n)}{b(n)} = 1$, то есть

$$a(n) = (1 + o(1)) b(n).$$

Из (1.1) и (1.2) вытекает, в частности, неравенство

$$\binom{a}{n} \leq \left(\frac{3a}{n}\right)^n, \quad (1.4)$$

а из (1.1) и (1.3) — асимптотическое равенство¹

$$\binom{n}{\lceil \frac{n}{2} \rceil} \sim \frac{2^{n+1}}{\sqrt{2\pi n}}. \quad (1.5)$$

Напомним теперь некоторые понятия, связанные с функциями и отношениями. Пусть $x = (x_1, \dots, x_n)$, где переменная x_i пробегает значения из множества A и связана с i -й компонентой, $i \in [1, n]$, декартовой степени A^n . Функцию f , определенную на множестве A^n и принимающую значения из множества D (множества A), будем называть n -местной, или, иначе, n -арной функцией из множества A во множество D (соответственно над множеством A) от переменных x и будем представлять ее в виде²

$$f = f(x), \quad f: A^n \longrightarrow D \quad (\text{соответственно } f: A^n \longrightarrow A).$$

При этом в случае $D = B = \{0, 1\}$ функция f считается отношением над множеством A , а запись $f(a)$ ($\overline{f(a)}$), где $a = (a_1, \dots, a_n) \in A^n$, означает, что компоненты набора a находятся (соответственно не находятся) в отношении f , то есть $f(a) = 1$ (соответственно $f(a) = 0$).

Для бинарных отношений, то есть отношений от двух переменных, обычным образом определяются свойства рефлексивности, транзитивности, симметричности и антисимметричности. Отношение, обладающее свойствами рефлексивности, симметричности и транзитивности, будем, как

¹Через $\lceil \alpha \rceil$ ($\lfloor \alpha \rfloor$) обозначается ближайшее к α сверху (соответственно снизу) целое число

²Функцию f от переменных x_1, x_2 будем, как обычно, представлять в виде $(x_1 f x_2)$.

обычно, называть отношением эквивалентности. Напомним, что отношение эквивалентности τ , заданное на множестве A , порождает разбиение этого множества на классы τ -эквивалентности — максимальные по включению подмножества множества A , состоящие из попарно τ -эквивалентных элементов. Примером отношения эквивалентности является отношение *перестановочности* на множестве A^n , в котором слова α' и α'' находятся тогда и только тогда, когда α'' можно получить из α' в результате перестановки букв. Заметим, что классами эквивалентности по этому отношению являются сочетания с повторениями.

Отношение, обладающее свойствами рефлексивности, транзитивности и антисимметричности, будем, как обычно, называть отношением *частичного порядка*. Если τ — отношение частичного порядка на множестве A , то пару (A, τ) будем называть *частично упорядоченным множеством*. В том случае, когда в частично упорядоченном множестве (A, τ) любые два элемента a' и a'' из A сравнимы, то есть либо $a'\tau a''$, либо $a''\tau a'$, пару (A, τ) будем считать *линейно упорядоченным множеством*. Предполагается, что все элементы конечного линейно упорядоченного множества (A, τ) , где $|A| = t$, пронумерованы числами отрезка $[0, t)$ так, что для любых a' и a'' из A номер a' не больше, чем номер a'' тогда и только тогда, когда $a'\tau a''$.

Под дискретной функцией понимают, обычно, отображение одного конечного множества в другое. Так, функция над отрезком $[0, k)$, где $k \geq 2$, называется *функцией k -значной логики* (при $k = 2$ — *алгебры логики*), а множество всех таких функций обозначается через P_k . Дискретные функции, как правило, могут быть описаны таблицами. Так, бинарная функция $f(x_1, x_2)$ из конечного линейно упорядоченного множества $A = \{a_1, \dots, a_m\}$ в конечное множество D может быть задана матрицей M , $M \in D^{m,m}$, где $M \langle i, j \rangle = f(a_i, a_j)$ при всех i, j из отрезка $[1, m]$, и обратно.

Пусть $\mathcal{X} = \{x_1, x_2, \dots, x_n, \dots\}$ — счетный упорядоченный алфавит переменных над множеством A и пусть $\mathcal{P}_A = \mathcal{P}_A(\mathcal{X})$ — множество всех функций над A от переменных из $\mathcal{X}$. Переменная x_i , $i \in [1, n]$, называется *несущественной переменной функции* $f(x_1, \dots, x_n)$ из $\mathcal{P}_A$, если $f(\alpha) = f(\beta)$ для любых отличающихся только по x_i наборов α и β из A^n . В противном случае переменная x_i называется *существенной переменной функции* f . Считается, что функция f существенно (несущественно) зависит от переменной x_i , если x_i — существенная (соответственно несущественная) переменная функции f . Несущественная переменная не влияет на значение функции, поэтому, как обычно, равенство функций будем рассматривать с точностью до добавления или изъятия несущественных переменных. При этом две функции считаются *равными*, если они имеют одни и те же существенные переменные и одинаковым образом отображают декартову степень A , связанную с их существенными переменными, в A . Будем говорить, что f — *существенная функция*, если она существенно зависит от всех своих переменных.

Предполагается, что у нас имеется счетный алфавит функциональных символов (ФС) для обозначения функций из $\mathcal{P}_A$ и что в $\mathcal{P}_A$ выделено «базисное» множество B . Дадим индуктивное определение формулы над B и реализуемой ею функции, которое, в отличие от [27], неявно предполагает наличие в B функции, тождественно равной переменной. Заметим, что с содержательной точки зрения формула представляет собой слово, построенное из ФС «базисных» функций, символов переменных и «разделителей», которое задает последовательность выполнения операций суперпозиции.

Любая переменная x_j из $\mathcal{X}$ считается *формулой глубины 0 над множеством* B , которая реализует функцию x_j . Если $\varphi(x_1, \dots, x_k) \in B$ и для каждого i , $i \in [1, k]$, определена формула $\mathcal{F}_i$ глубины q_i над множеством B , которая реали-

зует функцию f_i из $\mathcal{P}_A$, то запись $\mathcal{F}$ вида

$$\mathcal{F} = \varphi(\mathcal{F}_1, \dots, \mathcal{F}_k) \quad (1.6)$$

является *формулой глубины* $q = \max\{q_1, \dots, q_k\} + 1$ над B , которая реализует функцию f вида $f = \varphi(f_1, \dots, f_k)$. Все записи, полученные в результате указанного индуктивного построения, и только они считаются *формулами над множеством* B . При этом формулы, полученные в процессе индуктивного построения формулы $\mathcal{F}$, называются ее *подформулами*, а те подформулы $\mathcal{F}_1, \dots, \mathcal{F}_k$, из которых на последнем шаге индуктивного построения строится формула $\mathcal{F}$ вида (1.6), считаются ее *главными* подформулами. Под *сложностью* (*рангом*) формулы $\mathcal{F}$ понимается число вхождений в нее ФС (соответственно символов переменных), которое обозначается через $L(\mathcal{F})$ (соответственно $R(\mathcal{F})$).

Формулы $\mathcal{F}'$ и $\mathcal{F}''$, реализующие равные функции f' и f'' , называются *равными* или, иначе, *эквивалентными*. При этом равенство вида $t : \mathcal{F}' = \mathcal{F}''$ считается *тождеством*. Обычным образом вводятся тождества, характеризующие свойства коммутативности, ассоциативности и дистрибутивности бинарных функций из $\mathcal{P}_A$.

Множество всех функций, реализуемых формулами над B , называется *замыканием* множества B . При этом множество B считается *полным*, если его замыкание совпадает с $\mathcal{P}_A$. В дальнейшем любое конечное полное в $\mathcal{P}_A$ базисное множество B будем называть *базисом*. При этом, в отличие от [27], в B могут присутствовать ФАЛ, при удалении которых оставшееся множество продолжает быть полным.

§2 Гиперкуб и функции алгебры логики. Дизъюнктивные нормальные формы и связанные с ними разложения функций

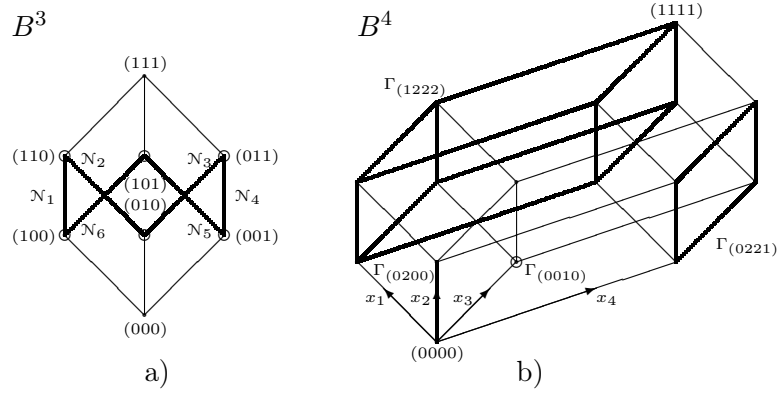
Множество B^n , где $B = \{0, 1\}$ и $n \in \mathbb{N}$, то есть множество наборов длины n из 0 и 1, обычно называют *единичным кубом* или *гиперкубом* размерности n . Отношение перестановочности разбивает куб B^n на классы эквивалентности (сочетания) $B_0^n, B_1^n, \dots, B_n^n$, где B_i^n , $i \in [0, n]$, — так называемый i -й слой куба B^n , то есть множество наборов с i единицами, и, очевидно, $|B_i^n| = \binom{n}{i}$.

На множестве B^n введем отношение лексикографического линейного порядка, которое задается взаимно однозначным отображением (нумерацией) $\nu : B^n \rightarrow [0, 2^n)$ таким, что

$$\nu(\alpha_1, \dots, \alpha_n) = \sum_{i=1}^n \alpha_i 2^{n-i}.$$

Заметим, что двоичная запись числа $\nu(\alpha)$, $\alpha \in B^n$, дополненная слева нулями до набора длины n , совпадает с α . Аналогичным образом вводится лексикографический порядок на множестве $([0, k))^n$ при $k > 2$. Множество наборов, являющееся образом отрезка $[a, b]$, где $[a, b] \subseteq [0, 2^n)$, при отображении ν^{-1} , называется *отрезком куба B^n* .

Для наборов α, β из B^n через $\rho(\alpha, \beta)$ обозначается так называемое расстояние Хэмминга между ними, то есть число тех разрядов, в которых они отличаются друг от друга. При этом наборы, находящиеся на расстоянии n , называются *противоположными*, а наборы, отличающиеся только в одном (i -м) разряде, считаются *соседними* (соответственно *соседними по i -й переменной*). При геометрическом изображении куба B^n на плоскости вершины i -го слоя обычно располагаются на одном и том же горизонтальном уровне над вершинами $(i-1)$ -го слоя, $i = 1, \dots, n$, а соседние вершины

Рис. 2.1: B^3 и B^4 , примеры граней

соединяются отрезками прямых (см. рис. 2.1). Множество наборов куба B^n , находящихся на расстоянии t (не больше, чем t) от набора α , называется *сферой* (соответственно *ша-ром*) *радиуса* t с *центром* α . Заметим, что i -й слой куба B^n является сферой радиуса i с центром в наборе $\tilde{0} = (0, \dots, 0)$ и сферой радиуса $(n - i)$ с центром в наборе $\tilde{1} = (1, \dots, 1)$.

На множестве B^n обычным образом введем отношение частичного порядка $\leq$ такое, что

$$\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) \leq \beta = (\beta_1, \dots, \beta_n)$$

тогда и только тогда, когда $\alpha_i \leq \beta_i$ при всех $i \in [1, n]$. При этом считается, что $\alpha < \beta$, если $\alpha \leq \beta$ и $\alpha \neq \beta$, а наборы α, β из B^n , для которых $\alpha \leq \beta$ или $\beta \leq \alpha$ ($\alpha \not\leq \beta$ и $\beta \not\leq \alpha$), называются *сравнимыми* (соответственно *несравнимыми*).

Для набора $\gamma = (\gamma_1, \dots, \gamma_n)$ длины n над множеством $[0, 2]$ через Γ_γ обозначим множество всех тех наборов $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ куба B^n , для которых $\alpha_i = \gamma_i$ при всех $i \in [1, n]$ таких, что $\gamma_i \neq 2$. Множество Γ_γ называется *гранью* куба B^n , число $(n - r)$, равное числу "2" в наборе γ ,

x_1	0	$\bar{x}_1$	x_1	1
0	0	1	0	1
1	0	0	1	1

а)

x_1	x_2	$\&$	$\vee$	$\oplus$	$\sim$	$\rightarrow$	$ $	$\downarrow$
0	0	0	0	0	1	1	1	1
0	1	0	1	1	0	1	1	0
1	0	0	1	1	0	0	1	0
1	1	1	1	0	1	1	0	0

б)

$\tilde{\alpha}_f$	название функции f
(00)	— "0" (константа нуль)
(11)	— "1" (константа единица)
(01)	— тождественная функция
(10)	— отрицание
(0001)	— конъюнкция (умножение)
(0111)	— дизъюнкция
(0110)	— сумма по модулю 2
(1001)	— эквивалентность
(1101)	— импликация
(1110)	— штрих Шеффера
(1000)	— стрелка Пирса

в)

Рис. 2.2: $P_2(1)$ и «основные» ФАЛ из $P_2(2)$

считается *размерностью* этой грани, а число r — ее *рангом*. Заметим, что указанная грань Γ_γ представляет собой подкуб размерности $(n - r)$ куба B^n и состоит из 2^{n-r} наборов, отличающихся друг от друга только в тех разрядах, в которых расположены символы "2" набора γ . В частности, грань размерности 0 представляет собой вершину куба, грань размерности 1 — его ребро, грань размерности 2 — квадрат, и так далее. Так, на рис. 2.1 в кубе B^3 выделены ребра $\mathcal{N}_1, \dots, \mathcal{N}_6$, а в кубе B^4 выделены грани $\Gamma_{(0010)}$, $\Gamma_{(0200)}$, $\Gamma_{(0221)}$ и $\Gamma_{(1222)}$ размерностей 0, 1, 2 и 3 соответственно. Легко видеть, что грань Γ_γ ранга $(n - r)$ в кубе B^n , где $\gamma = (\alpha, 2, \dots, 2)$ и $\alpha \in B^{n-r}$, соответствует отрезку куба длины 2^r , а множество всех граней указанного вида образует разбиение B^n на последовательные отрезки.

Будем, как обычно, предполагать, что у нас имеется счетный упорядоченный алфавит булевых переменных (БП) $\mathcal{X} = \{x_1, x_2, \dots, x_n, \dots\}$, и будем рассматривать функции алгебры логики (ФАЛ), или, иначе, булевы функции от переменных из $\mathcal{X}$, а множество всех таких функций будем обозначать через $P_2(\mathcal{X})$, или P_2 . Будем предполагать также, что каждый рассматриваемый n -мерный куб имеет вид $B^n = B^n(X)$, где множество переменных $X = \{x_{j_1}, \dots, x_{j_n}\} \subset \mathcal{X}$ и $j_1 < \dots < j_n$, причем переменная x_{j_i} для всех $i \in [1, n]$ связана с i -м разрядом куба $B^n(X)$. Множество всех функций алгебры логики $f(x_{j_1}, \dots, x_{j_n})$, отображающих куб $B^n(X)$ в B , будем обозначать через $P_2(X)$, а его m -ю декартову степень, то есть множество систем вида $F = (f_1, \dots, f_m)$, состоящих из m таких функций, — через $P_2^m(X)$. Как правило, мы будем выделять из $\mathcal{X}$ множество БП $X(n) = \{x_1, \dots, x_n\}$, где $n \in \mathbb{N}$, будем сопоставлять ему набор БП $x(n) = (x_1, \dots, x_n)$ и будем рассматривать множество ФАЛ $P_2(n) = P_2(X(n))$, а также его степени $P_2^m(n) = P_2^m(X(n))$.

Для задания ФАЛ f из $P_2(n)$ можно использовать ее таблицу значений, то есть матрицу M из множества $B^{2^n, n+1}$,

i -я строка, $i \in [1, 2^n]$, которой имеет вид

$$M \langle i, [1, n+1] \rangle = (\alpha, f(\alpha)),$$

где $\nu(\alpha) = i - 1$. При этом столбец $M \langle [1, 2^n], n+1 \rangle$, однозначно задающий ФАЛ f , считается ее столбцом значений и обычно записывается в виде транспонированной строки, обозначаемой через $\tilde{\alpha}_f$. Отсюда следует, в частности, что $|P_2(n)| = 2^{2^n}$. На рис. 2.2а (2.2б) приведены таблицы всех (соответственно «основных») ФАЛ от БП x_1 (соответственно x_1, x_2), а на рис. 2.2с перечислены столбцы значений $\tilde{\alpha}_f$ и названия для всех указанных ФАЛ. Столбец значений ФАЛ f из $P_2(n)$ при любом $k \in [1, n)$ можно записать в виде прямоугольной таблицы (матрицы) длины 2^k и высоты 2^{n-k} , i -я строка которой, $i \in [1, 2^{n-k}]$, имеет вид

$$\tilde{\alpha}_f \left\langle \left((i-1)2^k, i2^k \right] \right\rangle.$$

Кроме того, ФАЛ f однозначно определяется своим *характеристическим множеством*, которое состоит из всех наборов $\alpha \in B^n$ таких, что $f(\alpha) = 1$, и обозначается через N_f , а также его дополнением $\bar{N}_f = N_{\bar{f}} = B^n \setminus N_f$. Заметим, что ФАЛ f является характеристической функцией множества N_f .

На рис. 2.3а показана таблица значений ФАЛ трех переменных $H(x_1, x_2, x_3)$, которая называется функцией *голосования*, на рис. 2.3б приведены прямоугольные таблицы ее значений, а на рис. 2.3с выписаны наборы множеств N_H и $\bar{N}_H$.

Нетрудно убедиться в том, что бинарные операции $\&$, $\vee$, $\oplus$ удовлетворяют обычным «алгебраическим» тождествам ассоциативности и коммутативности, а операция $\&$, кроме того, — тождествам дистрибутивности относительно $\vee$ и $\oplus$,

x_1	x_2	x_3	H
0	0	0	0
0	0	1	0
0	1	0	0
0	1	1	1
1	0	0	0
1	0	1	1
1	1	0	1
1	1	1	1

а)

		x_3				x_3	
x_1	x_2	$\begin{array}{c} \diagdown \\ 0 \quad 1 \end{array}$		x_1	x_2	$\begin{array}{c} \diagdown \\ 0 \quad 1 \end{array}$	
		0	1			0	1
0	0	0	0	0	0	0	0
0	1	0	1	0	1	0	1
1	1	1	1	1	1	1	1

б)

$$N_H = \{(011), (101), (110), (111)\}$$

$$\bar{N}_H = \{(000), (001), (010), (100)\}$$

в)

Рис. 2.3: функция голосования

с помощью которых можно раскрывать скобки¹. Заметим, также, что имеют место следующие тождества приведения подобных

$$x \cdot 0 = x \cdot \bar{x} = x \oplus x = 0, \quad x \vee 1 = x \vee \bar{x} = x \oplus \bar{x} = 1, \quad (2.1)$$

$$x \cdot x = x \vee x = x \vee 0 = x \oplus 0 = x \cdot 1 = x, \quad (2.2)$$

$$x_1 \vee x_1 x_2 = x_1, \quad (2.3)$$

последнее из которых называется «тождеством поглощения».

Рассмотрим некоторые формулы «алгебраического» типа над множеством

$$B_0 = \{x_1 \cdot x_2, x_1 \vee x_2, \bar{x}_1\}.$$

Функции x_i и $\bar{x}_i$ будем называть *буквами* БП x_i и, как обычно, будем считать, что $x_i^0 = \bar{x}_i$, $x_i^1 = x_i$. Конъюнкция (дизъюнкция) r , $1 \leq r \leq n$, букв различных БП из множества $X(n)$ называется *элементарной конъюнкцией* (соответственно *элементарной дизъюнкцией*) *ранга r от булевых переменных $X(n)$* . Из (2.1), (2.2) следует, что элементарная конъюнкция (ЭК) $K = x_{i_1}^{\alpha_1} \cdots x_{i_r}^{\alpha_r}$ и элементарная дизъюнкция (ЭД) $J = x_{i_1}^{\bar{\alpha}_1} \vee \cdots \vee x_{i_r}^{\bar{\alpha}_r}$, где $1 \leq i_1 < \cdots < i_r \leq n$, являются характеристическими ФАЛ грани $N_K = \Gamma_\beta$ и ее дополнения $N_J = B^n \setminus \Gamma_\beta$, где набор β из $([0, 2])^n$ обладает тем свойством, что $\beta \langle i_p \rangle = \alpha_p$ при всех $p \in [1, r]$ и $\beta \langle i \rangle = 2$ в остальных случаях. Так, элементарные конъюнкции $\bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 \bar{x}_4$, $\bar{x}_1 \bar{x}_3 \bar{x}_4$, $\bar{x}_1 x_4$ и x_1 ранга 4, 3, 2 и 1 соответственно от БП x_1, x_2, x_3, x_4 являются характеристическими

¹При записи формул над $P_2(2)$ будем применять обычные соглашения о «силе» операций, в соответствии с которыми ФАЛ $\neg$ сильнее ФАЛ $\&$, а ФАЛ $\&$ сильнее всех остальных ФАЛ от двух БП. Кроме того, внешние скобки и скобки, задающие порядок многократного выполнения одной и той же бинарной ассоциативной операции $\&$, $\vee$, $\sim$, $\oplus$, будем, как правило, опускать.

ФАЛ граней куба B^4 , показанных на рис. 2.1b. Будем считать, что константа 1 (константа 0) является элементарной конъюнкцией (соответственно элементарной дизъюнкцией) ранга 0. Заметим, что любая отличная от $x_1 \oplus x_2$ и $x_1 \sim x_2$ существенная ФАЛ от БП x_1, x_2 является либо ЭК, либо ЭД ранга 2.

Дизъюнкция различных элементарных конъюнкций называется *дизъюнктивной нормальной формой* (ДНФ), а конъюнкция различных элементарных дизъюнкций — *конъюнктивной нормальной формой* (КНФ). При этом ДНФ (КНФ) считается *совершенной*, если все ее ЭК (соответственно ЭД) существенно зависят от одних и тех же БП, а их ранг равен числу этих БП. Число ЭК (ЭД) в ДНФ (соответственно КНФ) $\mathfrak{A}$ называется ее *длиной* и обозначается через $\lambda(\mathfrak{A})$. Любую ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$, отличную от константы, можно представить в виде ее совершенных ДНФ и КНФ следующим образом:

$$\begin{aligned} f(x_1, \dots, x_n) &= \bigvee_{(\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in N_f} x_1^{\alpha_1} \dots x_n^{\alpha_n} = \\ &= \bigwedge_{(\beta_1, \dots, \beta_n) \in \bar{N}_f} \left(x_1^{\bar{\beta}_1} \vee \dots \vee x_n^{\bar{\beta}_n} \right). \end{aligned} \quad (2.4)$$

Так, совершенная ДНФ ФАЛ $g(x_1, x_2, x_3)$, для которой $\bar{N}_g = \{(000), (111)\}$, (см. рис. 2.1a) имеет вид

$$\begin{aligned} g(x_1, x_2, x_3) &= \\ &= x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee x_1 x_2 \bar{x}_3 \vee \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 \vee \bar{x}_1 x_2 x_3 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 \vee x_1 \bar{x}_2 x_3. \end{aligned}$$

Заметим, что любую ФАЛ f из $P_2(n)$, отличную от константы 0, можно представить ее совершенной ДНФ вида (2.4), а ФАЛ $f \equiv 0$ — формулой $x_1 \cdot \bar{x}_1$. Следовательно, любая ФАЛ из P_2 может быть реализована формулой над B_0 , и поэтому множество B_0 является базисом P_2 .

Номер $\nu(\alpha)$ набора $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$ из B^n считается номером ЭК (ЭД) ранга n от БП $X(n)$ вида $x_1^{\alpha_1} \dots x_n^{\alpha_n}$ (соответственно $\bar{x}_1^{\bar{\alpha}_1} \vee \dots \vee \bar{x}_n^{\bar{\alpha}_n}$), а система из всех таких ФАЛ, упорядоченных по их номерам, называется *конъюнктивным* (соответственно *дизъюнктивным*) *дешифратором порядка n* от БП $x_1, \dots, x_n$ и обозначается через Q_n (соответственно J_n). Функция вида

$$\mu_n(x_1, \dots, x_n, y_0, \dots, y_{2^n-1}) = \bigvee_{\alpha=(\alpha_1, \dots, \alpha_n)} x_1^{\alpha_1} \dots x_n^{\alpha_n} y_{\nu(\alpha)}$$

называется *мультиплексорной функцией*, или, иначе, *мультиплексором порядка n* , а переменные $x = (x_1, \dots, x_n)$ ($y = (y_0, \dots, y_{2^n-1})$) считаются *адресными* (соответственно *информационными*) БП мультиплексора μ_n .

Мультиплексорную ФАЛ порядка $(n - q)$, $0 \leq q < n$, от адресных БП $x'' = (x_{q+1}, \dots, x_n)$ и информационных БП $y = (y_0, \dots, y_{2^{n-q}-1})$ часто используют для разложения произвольной ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ по БП x'' , которое обобщает совершенную ДНФ (2.4) следующим образом:

$$\begin{aligned} f(x', x'') &= \bigvee_{\sigma''=(\sigma_{q+1}, \dots, \sigma_n)} x_{q+1}^{\sigma_{q+1}} \dots x_n^{\sigma_n} f_{\sigma''}(x') = \\ &= \mu_{n-q}(x'', f_{\bar{0}}(x'), \dots, f_{\bar{1}}(x')), \end{aligned} \quad (2.5)$$

где $x' = (x_1, \dots, x_q)$ и $f_{\sigma''}(x') = f(x', \sigma'')$. Заметим, что при $q = 0$ все «остаточные» ФАЛ $f_{\sigma''}(x')$ являются константами.

Представление (2.5), в свою очередь, можно обобщить следующим образом. Пусть $\Delta = (\delta_1, \dots, \delta_p)$ — разбиение куба B^n , а χ_i , $i \in [1, p]$, — характеристическая ФАЛ компоненты δ_i и пусть

$$\mu_{\Delta}(x, y_1, \dots, y_p) = \bigvee_{i=1}^p \chi_i(x) y_i = \bigwedge_{i=1}^p (\bar{\chi}_i(x) \vee y_i), \quad (2.6)$$

где $x = (x_1, \dots, x_n)$, — так называемая *мультиплексорная функция разбиения* Δ . Тогда любую ФАЛ f из $P_2(n)$ можно представить в виде

$$f(x) = \bigvee_{i=1}^p g_i(x) \chi_i(x) = \mu_{\Delta}(x, g_1(x), \dots, g_p(x)), \quad (2.7)$$

где g_i , $i \in [1, p]$, — произвольная ФАЛ из $P_2(n)$, совпадающая с f на δ_i . Заметим, что для разложения ФАЛ можно использовать как дизъюнктивные варианты представлений (2.5), (2.7), так и конъюнктивные варианты этих представлений, связанные с конъюнктивным разложением (2.6).

§3 Геометрическая интерпретация ДНФ. Сокращенная ДНФ и способы ее построения

Представление ФАЛ в виде ДНФ или КНФ имеет простую геометрическую интерпретацию. Пусть

$$f(x_1, \dots, x_n) = K_1 \vee \dots \vee K_s = \mathfrak{A}, \quad (3.1)$$

$$f(x_1, \dots, x_n) = J_1 \cdots J_t = \mathfrak{B}, \quad (3.2)$$

где $K_1, \dots, K_s$ ($J_1, \dots, J_t$) — различные ЭК (соответственно ЭД) от БП $x_1, \dots, x_n$. Из (2.1), (2.2) следует, что представления (3.1) и (3.2) эквивалентны следующим покрытиям множеств N_f и $\overline{N}_f$ гранями куба B^n

$$N_f = N_{K_1} \cup \dots \cup N_{K_s}; \quad (3.3)$$

$$\overline{N}_f = \overline{N}_{J_1} \cup \dots \cup \overline{N}_{J_t}. \quad (3.4)$$

Так, представление

$$g(x_1, x_2, x_3) = K_1 \vee \dots \vee K_6, \quad (3.5)$$

где $\overline{N}_g = \{(000), (111)\}$ и

$$\begin{aligned} K_1 &= x_1\overline{x}_3, & K_2 &= x_2\overline{x}_3, & K_3 &= \overline{x}_1x_2, \\ K_4 &= \overline{x}_1x_3, & K_5 &= \overline{x}_2x_3, & K_6 &= x_1\overline{x}_2, \end{aligned}$$

соответствует покрытию $N_g = \mathcal{N}_1 \cup \dots \cup \mathcal{N}_6$, где $\mathcal{N}_i = N_{K_i}$ при всех $i = 1, \dots, 6$ (см. рис. 2.1a). Заметим, что совершенные ДНФ и КНФ ФАЛ f из (2.4) задают покрытие множеств N_f и $\overline{N}_f$ соответственно гранями размерности 0. Принимая во внимание указанную выше геометрическую интерпретацию, мы не будем в дальнейшем делать существенных различий между ЭК K_i и соответствующей ей гранью N_{K_i} , а также между ДНФ вида (3.1) и соответствующим ей покрытием (3.3).

Рассмотрим теперь некоторые специальные виды ДНФ, их «геометрическую» интерпретацию и способы построения. Будем говорить, что ФАЛ f' *имплицирует* ФАЛ f'' , или, иначе, ФАЛ f'' *поглощает* ФАЛ f' , если $N_{f'} \subseteq N_{f''}$, то есть импликация $(f' \rightarrow f'')$ тождественно равна 1. Элементарная конъюнкция, которая имплицирует ФАЛ f , называется *импликантой* этой ФАЛ. Заметим, что отношение имплицируемости является отношением частичного порядка и что f' имплицирует f'' тогда и только тогда, когда $f'' = f' \vee f''$ или $f' = f' \cdot f''$. Отсюда следует, в частности, что ЭК K' имплицирует ЭК K'' тогда и только тогда, когда множество букв K'' содержится во множестве букв K' , то есть $K' = K'' \cdot K$ для некоторой ЭК K , не имеющей общих букв с ЭК K'' . Это означает, что в данном случае ЭК K' может быть «устранена» из ДНФ $K'' \vee K'$ с помощью тождества поглощения (2.3) (см. §2).

Дизъюнктивную нормальную форму $\mathfrak{A}$ вида (3.1) будем называть *неприводимой*, если соответствующее ей покрытие является неприводимым (см. §1), то есть ни одна из граней $N_{K_1}, \dots, N_{K_s}$ не содержится ни в одной из других граней

покрытия (3.3). На «языке имплицируемости» это означает, что ни одна из ЭК K_i , $i \in [1, s]$, не является импликантой ЭК K_j , где $j \in [1, s]$ и $i \neq j$. Заметим, что с помощью тождества поглощения (2.3) (см. §2) из любой ДНФ $\mathfrak{A}$ можно получить неприводимую ДНФ $\hat{\mathfrak{A}}$.

Импликанта K ФАЛ f называется *простой импликантой* этой ФАЛ, если она не поглощается никакой другой отличной от нее импликантой ФАЛ f . Из определений и отмеченных выше фактов следует, что в простую импликанту ФАЛ f не входят буквы несущественных БП этой ФАЛ и что из любой импликанты ФАЛ f можно получить ее простую импликанту удалением некоторых букв. Последнее означает, что любая импликанта ФАЛ f имплицирует некоторую простую импликанту f .

Дизъюнкция всех простых импликант ФАЛ f называется ее *сокращенной ДНФ*. Заметим, что сокращенная ДНФ ФАЛ f является неприводимой ДНФ и что ей соответствует покрытие множества N_f всеми максимальными по включению гранями множества N_f этой ФАЛ, которые мы будем называть просто *максимальными гранями* ФАЛ f . Указанное соответствие позволяет строить сокращенную ДНФ на основе «геометрических» соображений. Так, в соответствии с рис. 2.1 правая часть (3.5) является сокращенной ДНФ ФАЛ g , а из рис. 3.2а вытекает, что сокращенная ДНФ ФАЛ $g'(x_1, x_2, x_3, x_4)$, для которой $\tilde{\alpha}_{g'} = (1111\ 1011\ 1101\ 1010)$, имеет вид

$$g' = K'_1 \vee \dots \vee K'_7, \quad (3.6)$$

где $K'_1 = \bar{x}_3\bar{x}_4$, $K'_2 = \bar{x}_2\bar{x}_3$, $K'_3 = \bar{x}_2x_4$, $K'_4 = \bar{x}_1x_3$, $K'_5 = x_2\bar{x}_4$, $K'_6 = \bar{x}_1\bar{x}_4$, $K'_7 = \bar{x}_1\bar{x}_2$, причем ЭК K'_i , $i = 1, \dots, 7$, соответствует грани $N'_i = N_{K'_i}$ на рис. 3.2а. На рис. 3.2b приведена для наглядности «развертка» множества $N_{g'}$ и составляющих его максимальных граней указанной ФАЛ g' . Легко видеть, что сокращенная ДНФ ЭК или ЭД совпадает

с ней самой.

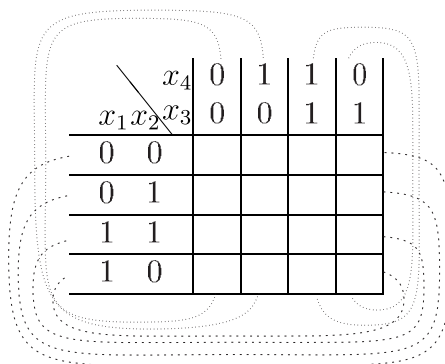
Чтобы сделать построение сокращенной ДНФ для ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, более наглядным, часто используют ее представление в виде *карты Карно*, то есть в виде таблицы $\Pi_{2,2}(f)$, в которой наборы (10) и (11) переставлены, а противоположные стороны отождествлены по типу «тора». Заметим, что любое ребро куба B^4 соответствует двум соседним клеткам указанной таблицы, а любой квадрат в B^4 — либо квадрату, составленному из четырех соседних клеток таблицы, либо ее строке или столбцу. На рис. 3.1 приведена карта Карно ФАЛ $g'(x_1, x_2, x_3, x_4)$ и указаны все максимальные грани этой ФАЛ.

Теорема 3.1. Пусть $\mathfrak{A}'$ и $\mathfrak{A}''$ — сокращенные ДНФ ФАЛ f' и f'' соответственно, а неприводимая ДНФ $\mathfrak{A}$ получается из формулы $\mathfrak{A}' \cdot \mathfrak{A}''$ в результате раскрытия скобок и приведения подобных. Тогда $\mathfrak{A}$ — сокращенная ДНФ ФАЛ $f = f' \cdot f''$.

Доказательство. Достаточно доказать, что в $\mathfrak{A}$ входит любая простая импликанта ФАЛ f . Пусть ЭК K является простой импликантой ФАЛ f и, следовательно, является импликантой как ФАЛ f' , так и ФАЛ f'' . Из свойств сокращенных ДНФ вытекает, что в $\mathfrak{A}'$ и $\mathfrak{A}''$ найдутся ЭК K' и K'' соответственно, которые имплицируются ЭК K . Таким образом, в ДНФ $\mathfrak{A}$ войдет имплицируемая ФАЛ $K' \cdot K''$ ЭК $\tilde{K}$, которая получится в результате раскрытия скобок и приведения подобных в формуле $\mathfrak{A}' \cdot \mathfrak{A}''$. Заметим, что при этом ЭК K имплицирует ФАЛ $K' \cdot K''$ и, следовательно, имплицирует ЭК $\tilde{K}$. Поскольку ЭК $\tilde{K}$ является импликантой ФАЛ f и, одновременно, имплицируется ЭК K , то $\tilde{K} = K$, так как K — простая импликанта ФАЛ f .

Теорема доказана. $\square$

Следствие. Если неприводимая ДНФ $\mathfrak{A}$ получается из



a)

		x_4	0	1	1	0
$x_1 x_2 \backslash x_3$	0	0	0	0	1	1
0	0					
0	1					
1	1					
1	0					

b)

		x_4	0	1	1	0
$x_1 x_2 \backslash x_3$	0	0	0	0	1	1
0	0	<u>1</u>	<u>1</u>	<u>1</u>	<u>1</u>	
0	1	<u>1</u>	0	1	<u>1</u>	
1	1	<u>1</u>	0	0	<u>1</u>	
1	0	<u>1</u>	<u>1</u>	1	0	

Рис. 3.1: карта Карно ФАЛ g'

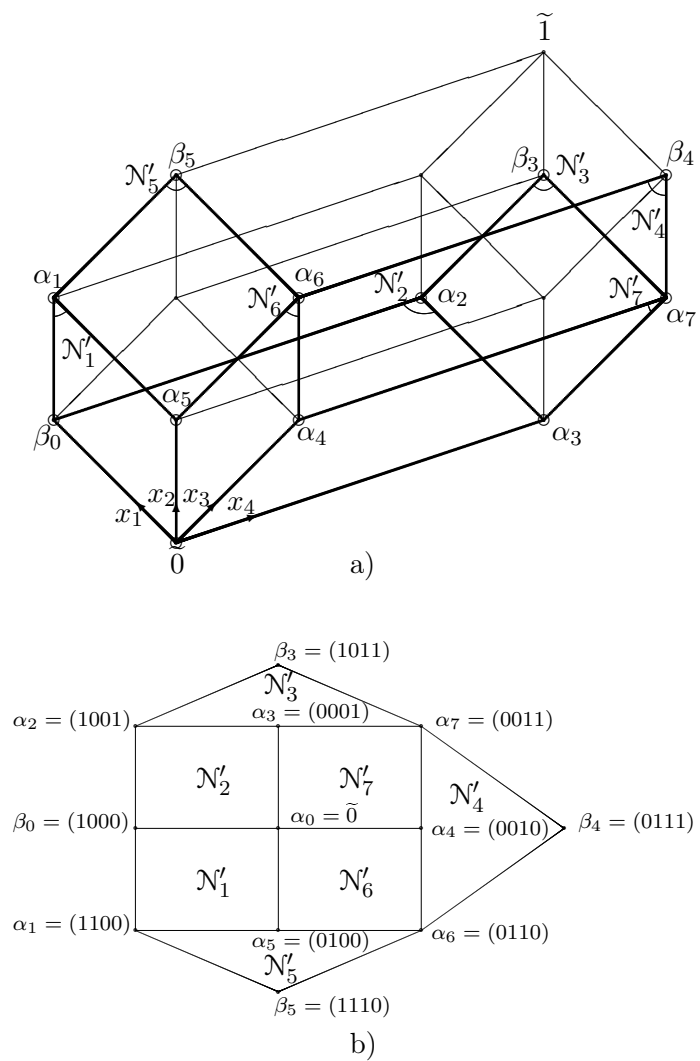


Рис. 3.2: «геометрия» сокращенной ДНФ ФАЛ g'

КНФ $\mathfrak{B}$ ФАЛ f в результате раскрытия скобок и приведения подобных, то $\mathfrak{A}$ — сокращенная ДНФ ФАЛ f .

Применяя следствие из теоремы 3.1 к ФАЛ g' , показанной на рис. 3.2, получим (сравните с (3.6))

$$\begin{aligned}\mathfrak{D} &= (\bar{x}_1 \vee \bar{x}_2 \vee \bar{x}_4) \cdot (x_1 \vee \bar{x}_2 \vee x_3 \vee \bar{x}_4) \cdot (\bar{x}_1 \vee x_2 \vee \bar{x}_3 \vee x_4) = \\ &= (\bar{x}_2 \vee \bar{x}_4 \vee \bar{x}_1 x_3) \cdot (\bar{x}_1 \vee x_2 \vee \bar{x}_3 \vee x_4) = \\ &= \bar{x}_3 \bar{x}_4 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_4 \vee \bar{x}_1 \bar{x}_2 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_3 \vee x_2 \bar{x}_4 \vee \bar{x}_1 x_3 \vee \bar{x}_2 x_4.\end{aligned}$$

Следующий метод (метод Блейка [6]) позволяет получать сокращенную ДНФ ФАЛ f из произвольной ДНФ этой ФАЛ с помощью эквивалентных преобразований на основе тождества обобщенного склеивания:

$$x_1 x_2 \vee \bar{x}_1 x_3 = x_1 x_2 \vee \bar{x}_1 x_3 \vee x_2 x_3.$$

Любая ДНФ $\mathfrak{A}'$, которую можно получить из ДНФ $\mathfrak{A}$ путем формирования в ней с помощью тождеств ассоциативности и коммутативности подформул вида $x_i K' \vee \bar{x}_i K''$, применения к этим подформулам тождества обобщенного склеивания

$$x_i K' \vee \bar{x}_i K'' = x_i K' \vee \bar{x}_i K'' \vee K' K'' \quad (3.7)$$

и последующего приведения подобных, называется *расширением* ДНФ $\mathfrak{A}$. Расширение $\mathfrak{A}'$ ДНФ $\mathfrak{A}$ считается *строгим*, если $\mathfrak{A}'$ содержит ЭК, не являющуюся импликантой ни одной ЭК из $\mathfrak{A}$. Заметим, что сокращенная ДНФ не имеет строгих расширений и что в результате построения последовательных строгих расширений и приведения подобных из любой ДНФ можно получить неприводимую ДНФ, которая не имеет строгих расширений.

Теорема 3.2. *Неприводимая ДНФ является сокращенной ДНФ тогда и только тогда, когда она не имеет строгих расширений.*

Доказательство. Достаточно убедиться в том, что неприводимая ДНФ $\mathfrak{A}$, не имеющая строгих расширений, содержит все простые импликанты реализуемой ею ФАЛ f . Пусть $X(n) = \{x_1, \dots, x_n\}$ — множество БП ДНФ $\mathfrak{A}$, а K — простая импликанта f , которая не входит в $\mathfrak{A}$. Рассмотрим множество $\mathcal{K}$, состоящее из всех тех элементарных конъюнкций от БП $X(n)$, которые являются импликантами f , но не являются импликантами ни одной ЭК из $\mathfrak{A}$. Заметим, что множество $\mathcal{K}$ не пусто, так как содержит ЭК K в силу ее свойств, и что $\mathcal{K}$ не может содержать ЭК ранга n , поскольку любая ЭК вида $x_1^{\alpha_1} \cdots x_n^{\alpha_n}$, где $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) \in N_f$, является импликантой той ЭК из $\mathfrak{A}$, которая обращается в 1 на наборе α .

Пусть, далее, k — ЭК максимального ранга в $\mathcal{K}$, причем, как было отмечено, $R(k) < n$, и пусть буквы некоторой БП x_i , $1 \leq i \leq n$, не входят в k . Тогда, в силу выбора ЭК k и свойств ДНФ $\mathfrak{A}$, ЭК вида $x_i \cdot k$ (вида $\bar{x}_i \cdot k$) должна быть импликантой некоторой ЭК вида $x_i \cdot K'$ (соответственно $\bar{x}_i \cdot K''$) из $\mathfrak{A}$, где ЭК K' и K'' состоят из букв ЭК k . Следовательно, ЭК k является импликантой ЭК $\tilde{K}$ равной $K' \cdot K''$, а ЭК $\tilde{K}$, в свою очередь, является импликантой некоторой ЭК из $\mathfrak{A}$. Действительно, ДНФ $\mathfrak{A}$ не имеет строгих расширений и поэтому содержит ЭК, которая имплицируется ЭК $\tilde{K}$, получающейся из подформулы $x_i K' \vee \bar{x}_i K''$ в результате эквивалентного преобразования (3.7). Таким образом, ЭК k является импликантой некоторой ЭК из $\mathfrak{A}$ и не может входить в $\mathcal{K}$. Полученное противоречие доказывает, что ЭК K входит в $\mathfrak{A}$.

Теорема доказана. $\square$

Следствие. Из любой ДНФ $\mathfrak{A}$ ФАЛ f можно получить сокращенную ДНФ этой ФАЛ в результате построения последовательных строгих расширений и приведения подобных до получения неприводимой ДНФ, не имеющей строгих расширений.

Возьмем для примера в качестве ДНФ $\mathfrak{A}$ совершенную ДНФ ФАЛ голосования $H(x_1, x_2, x_3)$, которая имеет вид

$$\mathfrak{A}(x_1, x_2, x_3) = x_1x_2x_3 \vee \bar{x}_1x_2x_3 \vee x_1\bar{x}_2x_3 \vee x_1x_2\bar{x}_3.$$

Применяя к $\mathfrak{A}$ метод Блейка, получим:

$$\begin{aligned} \mathfrak{A} &= (x_1x_2x_3 \vee \bar{x}_1x_2x_3) \vee x_1\bar{x}_2x_3 \vee x_1x_2\bar{x}_3 = \\ &= x_2x_3 \vee x_1\bar{x}_2x_3 \vee x_1x_2\bar{x}_3 = (x_2x_3 \vee \bar{x}_2x_1x_3) \vee x_1x_2\bar{x}_3 = \\ &= x_2x_3 \vee x_1x_3 \vee x_1x_2\bar{x}_3 = x_2x_3 \vee (x_3x_1 \vee \bar{x}_3x_1x_2) = \\ &= x_2x_3 \vee x_1x_3 \vee x_1x_2. \end{aligned} \quad (3.8)$$

§4 Тупиковые и минимальные ДНФ. Ядро и ДНФ Квайна. Критерий вхождения импликант в тупиковые ДНФ, его локальность

Рассмотрим вопрос о построении тех ДНФ, в которых нет ничего «лишнего». Будем говорить, что ДНФ $\mathfrak{A}$, реализующая ФАЛ f , является *тупиковой* ДНФ, если $f \neq \mathfrak{A}'$ для любой ДНФ $\mathfrak{A}'$, полученной из $\mathfrak{A}$ в результате удаления некоторых букв или целых ЭК. Из определения вытекает, что в тупиковую ДНФ $\mathfrak{A}$ ФАЛ f могут входить только простые импликанты этой ФАЛ, то есть $\mathfrak{A}$ получается из сокращенной ДНФ ФАЛ f путем удаления некоторых ЭК, и что $\mathfrak{A}$ является неприводимой ДНФ (см. §3). С «геометрической» точки зрения тупиковая ДНФ $\mathfrak{A}$ ФАЛ f задает тупиковое (см. §1) покрытие множества N_f максимальными гранями ФАЛ f и обратно. Исходя из этих «геометрических» соображений можно находить все или некоторые тупиковые ДНФ для ФАЛ от небольшого числа БП. Так, например, сокращенная ДНФ (3.8) для ФАЛ «голосования» $H(x_1, x_2, x_3)$ является единственной тупиковой ДНФ этой ФАЛ, ФАЛ

$g(x_1, x_2, x_3) = \mathfrak{s}_3^{\{1,2\}}$ (см. рис. 2.1а и (3.5)) имеет пять тупиковых ДНФ —

$$\mathfrak{A}_1 = K_1 \vee K_3 \vee K_5, \quad \mathfrak{A}_2 = K_2 \vee K_4 \vee K_6, \quad (4.1)$$

$$\begin{aligned} \mathfrak{A}_3 = K_1 \vee K_2 \vee K_4 \vee K_5, \quad \mathfrak{A}_4 = K_2 \vee K_3 \vee K_5 \vee K_6, \\ \mathfrak{A}_5 = K_3 \vee K_4 \vee K_6 \vee K_1, \end{aligned} \quad (4.2)$$

а у ФАЛ $g'(x_1, x_2, x_3, x_4)$ (см. рис. 3.2 и (3.6)) имеются две тупиковые ДНФ —

$$\mathfrak{A}'_1 = K'_1 \vee K'_3 \vee K'_4 \vee K'_5, \quad \mathfrak{A}'_2 = K'_2 \vee K'_3 \vee K'_4 \vee K'_5. \quad (4.3)$$

Построение всех или некоторых тупиковых ДНФ для заданной ФАЛ f является, обычно, промежуточным этапом при построении *минимальной (кратчайшей)* ДНФ ФАЛ f , то есть ДНФ, которая имеет минимальный ранг (соответственно длину) среди всех ДНФ, реализующих f . Это связано с тем, что минимальная ДНФ обязательно является тупиковой, а среди кратчайших ДНФ всегда есть тупиковая. Так ДНФ $\mathfrak{A}_1$ и $\mathfrak{A}_2$ в (4.1) являются минимальными и, одновременно, кратчайшими ДНФ ФАЛ $g = \mathfrak{s}_3^{\{1,2\}}$, а для ФАЛ g' , показанной на рис. 3.2, обе ее тупиковые ДНФ $\mathfrak{A}'_1$ и $\mathfrak{A}'_2$ в (4.3) являются минимальными и, одновременно, кратчайшими.

При построении тупиковых ДНФ ФАЛ f бывает полезно знать ДНФ *пересечение тупиковых (сумма тупиковых)* ФАЛ f , то есть дизъюнкцию всех тех различных простых импликант этой ФАЛ, которые входят в любую (соответственно хотя бы в одну) тупиковую ДНФ ФАЛ f . Заметим, что ДНФ пересечение тупиковых (ДНФ $\cap T$) ФАЛ f в общем случае не реализует саму ФАЛ f , а в некоторых случаях и, в частности, в случае $g = \mathfrak{s}_3^{\{1,2\}}$ (см. выше), может быть пустой. В то же время ДНФ сумма тупиковых (ДНФ ΣT) ФАЛ f всегда реализует эту ФАЛ, содержится в ее сокращенной и может с ней совпадать, как это имеет место

в случае $\mathbf{s}_3^{\{1,2\}}$ или в случае ФАЛ «голосования». Аналогичным образом определяется ДНФ сумма минимальных (ДНФ ΣM) ФАЛ f и т. п. Очевидно, что ДНФ ΣM ФАЛ f реализует эту ФАЛ и содержится в ее ДНФ ΣT , а для всех приведенных выше ФАЛ ДНФ ΣM совпадает с ДНФ ΣT .

Набор α , $\alpha \in B^n$, называется *ядровой точкой* ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$, если $\alpha \in N_f$ и α входит только в одну максимальную грань ФАЛ f . При этом грань N_K , являющаяся максимальной гранью ФАЛ f и содержащая точку α , считается *ядровой гранью* ФАЛ f , а совокупность всех различных ядровых граней ФАЛ f называется *ядром* ФАЛ f . Так, ядром ФАЛ g' , показанной на рис. 3.2, являются грани N'_3 , N'_4 и N'_5 , которые содержат ядровые точки β_3 , β_4 и β_5 соответственно.

Лемма 4.1. *Дизъюнктивная нормальная форма $\cap T$ ФАЛ f состоит из тех простых импликант ФАЛ f , которые соответствуют ядровым граням этой ФАЛ.*

Доказательство. Пусть тупиковая ДНФ $\mathfrak{A}$ ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ не включает в себя простую импликанту K , которая соответствует ядровой грани N_K ФАЛ f , содержащей ядровую точку α этой ФАЛ. Поскольку все отличные от K простые импликанты ФАЛ f обращаются в 0 на наборе α , то ДНФ $\mathfrak{A}$ также будет равна 0 на этом наборе и, следовательно, $f(\alpha) = 0$. Полученное противоречие с тем, что $\alpha \in N_f$, доказывает необходимость включения ЭК K в любую тупиковую ДНФ ФАЛ f .

Пусть теперь простая импликанта K ФАЛ f соответствует грани N_K , которая не входит в ядро ФАЛ f . При этом каждая точка грани N_K покрывается хотя бы одной отличной от N_K максимальной гранью ФАЛ f . Следовательно, все отличные от N_K максимальные грани ФАЛ f образуют покрытие множества N_f , из которого можно выделить

тупиковое подпокрытие, соответствующее тупиковой ДНФ ФАЛ f , не содержащей ЭК K .

Лемма доказана. $\square$

Будем называть ФАЛ *ядровой*, если все ее максимальные грани являются ядовыми. Из леммы 4.1 следует, что сокращенная ДНФ ядровой ФАЛ является ее единственной тупиковой ДНФ. Примером ядровой ФАЛ является ФАЛ голосования (3.8) (см. также §5).

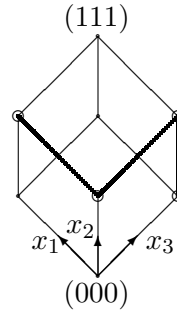


Рис. 4.1: «геометрия» сокращенной ДНФ ФАЛ g''

Дизъюнктивная нормальная форма, получающаяся из сокращенной ДНФ ФАЛ f удалением тех ЭК K , для которых грань N_K покрывается ядром ФАЛ f , но не входит в него, называется *ДНФ Квайна* этой ФАЛ. Из определений следует, что ДНФ Квайна ФАЛ f включает в себя ДНФ ΣT этой ФАЛ и содержится в ее сокращенной ДНФ. Заметим, что для ФАЛ $g''(x_1, x_2, x_3)$, показанной на рис. 4.1, ее сокращенная ДНФ имеет вид $g'' = x_2\bar{x}_3 \vee \bar{x}_1x_2 \vee \bar{x}_1x_3$, то есть отличается от ДНФ Квайна, которая является единственной тупиковой ДНФ этой ФАЛ и имеет вид $g'' = x_2\bar{x}_3 \vee \bar{x}_1x_3$. В то же время для ФАЛ g' , показанной на рис. 3.2, ДНФ Квайна совпадает с сокращенной ДНФ этой ФАЛ и отличается

от ее ДНФ ΣT , которая (см. выше) равна

$$K'_1 \vee K'_2 \vee K'_3 \vee K'_4 \vee K'_5.$$

Для ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ и набора α , $\alpha \in N_f$, обозначим через $\Pi_\alpha(f)$ множество всех проходящих через α максимальных граней ФАЛ f , которое мы будем называть *пучком ФАЛ f через точку α* . Точку α , $\alpha \in N_f$, будем называть *регулярной точкой ФАЛ f* , если найдется точка β , $\beta \in N_f$, для которой имеет место строгое включение $\Pi_\beta(f) \subset \Pi_\alpha(f)$. Указанное включение означает, что любая максимальная грань ФАЛ f , проходящая через точку β , проходит и через точку α , причем есть такая максимальная грань ФАЛ f , которая проходит через точку α , но не проходит через точку β . Легко видеть, что для любой регулярной точки α ФАЛ f всегда найдется такая нерегулярная точка β , $\beta \in N_f$, для которой $\Pi_\beta(f) \subset \Pi_\alpha(f)$.

Из определений следует, что любая неядровая точка ядровой грани регулярна, и поэтому точки α_i , $i \in [1, 7]$, ФАЛ g' , показанной на рис. 3.2, являются ее регулярными точками. Кроме того, в силу включения $\Pi_{\beta_0}(g') \subset \Pi_{\alpha_0}(g')$, точка α_0 тоже является регулярной точкой этой ФАЛ.

Грань N_K ФАЛ f называется *регулярной гранью* этой ФАЛ, если все точки N_K регулярны. Заметим, что грань, которая не входит в ядро, но покрывается им, является регулярной. Заметим также, что для ФАЛ g' , показанной на рис. 3.2, грани N'_6 и N'_7 , которые не входят в ДНФ ΣT , являются регулярными, так как состоят из регулярных точек.

Теорема 4.1 (ср. [27, 6, 22, 10]). *Простая импликанта K ФАЛ f входит в ДНФ ΣT тогда и только тогда, когда грань N_K не является регулярной гранью этой ФАЛ.*

Доказательство. Пусть $\alpha_1, \dots, \alpha_s$ — все регулярные точки ФАЛ f . Тогда для каждого j , $j = 1, \dots, s$, в силу регулярности точки α_j , найдется нерегулярная точка β_j ФАЛ f ,

обладающая тем свойством, что любая максимальная грань ФАЛ f , проходящая через точку β_j , проходит и через точку α_j . Следовательно, любая система максимальных граней ФАЛ f , покрывающая точки $\beta_1, \dots, \beta_s$, «автоматически» покроеет все точки $\alpha_1, \dots, \alpha_s$. Таким образом, грань N_K , состоящая из регулярных точек, не может входить в тупиковое покрытие множества N_f максимальными гранями, и поэтому ЭК K не может входить в ДНФ ΣT ФАЛ f .

Пусть теперь N_K — нерегулярная грань ФАЛ f , которая содержит нерегулярную точку α , и пусть $N_f \setminus N_K = \{\beta_1, \dots, \beta_q\}$. Из нерегулярности точки α следует, что для любого j , $j = 1, \dots, q$, пучок $\Pi_{\beta_j}(f)$ не может быть строго вложен в пучок $\Pi_\alpha(f)$. Кроме того, равенство $\Pi_{\beta_j}(f) = \Pi_\alpha(f)$ тоже невозможно, так как $N_K \in \Pi_\alpha(f) \setminus \Pi_{\beta_j}(f)$, и поэтому в $\Pi_{\beta_j}(f)$ найдется грань N_{K_j} , которая проходит через точку β_j , но не проходит через точку α . Следовательно, из покрытия множества N_f максимальными гранями $N_K, N_{K_1}, \dots, N_{K_q}$ нельзя удалить грань N_K , так как только она покрывает в нем точку α . Таким образом, любое тупиковое покрытие множества N_f , являющееся подпокрытием указанного покрытия, будет соответствовать тупиковой ДНФ, содержащей ЭК K .

Теорема доказана. $\square$

Коснемся, в заключение, вопроса о локальном характере рассмотренных выше критериев вхождения простых импликант ФАЛ f в ее ДНФ $\cap T$ и ДНФ ΣT (см. [27, 6, 22, 9]). Для каждой максимальной грани N ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ положим $S_0(N, f) = \{N\}$, а затем индукцией по r , $r = 1, 2, \dots$, определим множество $S_r(N, f)$ как множество всех тех максимальных граней ФАЛ f , которые имеют непустое пересечение хотя бы с одной гранью из $S_{r-1}(N, f)$. При этом множество $S_r(N, f)$ будем называть *окрестностью порядка r грани N функции f* .

Докажем, что вопрос о вхождении простой импликанты K ФАЛ f в ДНФ $\cap T$ (ДНФ ΣT) этой ФАЛ можно решить, рассматривая окрестность $S_1(N_K, f)$ (соответственно $S_2(N_K, f)$). Действительно, грань N_K является ядровой гранью ФАЛ f тогда и только тогда, когда она не покрывается всеми остальными максимальными гранями этой ФАЛ. Поскольку грани, не входящие в $S_1(N_K, f)$, не имеют общих точек с N_K , грань N_K является ядровой тогда и только тогда, когда она не покрывается всеми остальными гранями из $S_1(N_K, f)$. Из теоремы 4.1 следует, что ЭК K не входит в ДНФ ΣT ФАЛ f тогда и только тогда, когда для любой точки α из N_K найдется точка β , $\beta \in N_f$, для которой $\Pi_\beta(f) \subset \Pi_\alpha(f)$. Заметим, что все грани пучка $\Pi_\alpha(f)$ входят в $S_1(N_K, f)$, а все грани пучка $\Pi_\beta(f)$, если $\Pi_\alpha(f) \cap \Pi_\beta(f) \neq \emptyset$, — в $S_2(N_K, f)$. Следовательно, проверку грани N_K на регулярность можно осуществить на основе анализа ее окрестности порядка 2. Легко показать, что рассмотрение окрестности порядка 2 достаточно для проверки грани N_K на ее вхождение в ДНФ Квайна ФАЛ f . Если же все ядровые грани ФАЛ f выделены и «помечены» (для этого, как уже говорилось, достаточно рассмотреть их окрестности порядка 1), то невхождение ЭК K в ДНФ Квайна ФАЛ f равносильно покрытию грани N_K отличными от нее «помеченными» гранями из окрестности $S_1(N_K, f)$.

§5 Особенности ДНФ для функций из некоторых классов. Теорема Ю. И. Журавлева о ДНФ сумма минимальных

Рассмотрим особенности «поведения» и связанные с ними особенности ДНФ для функций из некоторых классов. Напомним, что ФАЛ вида

$$f(x_1, \dots, x_n) = \alpha_1 x_1 \oplus \dots \oplus \alpha_n x_n \oplus \alpha_0$$

из $P_2(n)$, где $\alpha_0, \dots, \alpha_n$ — булевы константы, называется *линейной* ФАЛ и заметим, что существенными БП этой ФАЛ являются те и только те БП x_i из множества $X(n)$, для которых «коэффициент» α_i равен 1. Заметим также, что ФАЛ ℓ_n и $\bar{\ell}_n$ (см. §3) являются единственными существенными линейными ФАЛ в $P_2(n)$. Будем говорить, что ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ *линейно зависит от БП x_i* , или, иначе, что БП x_i является *линейной БП* ФАЛ f , если $f(\alpha) \neq f(\beta)$ для любых соседних по БП x_i наборов α и β куба B^n . При этом разложение ФАЛ f по БП x_i (см. (2.5)) переходит в равенство

$$f(x_1, \dots, x_n) = x_i \oplus f(x_1, \dots, x_{i-1}, 0, x_{i+1}, \dots, x_n), \quad (5.1)$$

которое равносильно линейности БП x_i ФАЛ f , а значит ФАЛ является линейной тогда и только тогда, когда она линейно зависит от всех своих существенных БП. На самом деле для линейности ФАЛ f достаточно, чтобы она линейно зависела от всех своих существенных БП, кроме одной. Это легко доказать индукцией по числу существенных БП ФАЛ f , используя тот факт, что все ФАЛ из $P_2(1)$ являются линейными, в качестве базиса индукции и применяя равенство (5.1) для обоснования индуктивного перехода.

Заметим, что если во множестве N_f ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ нет соседних по некоторой БП x_i наборов, то в каждую импликанту K ФАЛ f обязательно входит одна из букв БП x_i . Действительно, если K не содержит букв БП x_i , то для любого набора α из N_K и соседнего с ним по БП x_i набора β будут выполняться равенства $K(\alpha) = K(\beta) = 1$. Следовательно, $f(\alpha) = f(\beta) = 1$, так как K — импликанта f , а это противоречит свойствам множества N_f . Указанное свойство выполняется, в частности, если ФАЛ f линейно зависит от БП x_i , так как при этом $f(\alpha) \neq f(\beta)$ для любых соседних по БП x_i наборов α и β .

Заметим, далее, что если во множестве N_f ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ вообще нет соседних наборов, то она имеет единственную ДНФ от БП $X(n)$ — свою совершенную ДНФ. Действительно, ранг любой импликанты K ФАЛ f в этом случае равен n , а соответствующая ей грань N_K состоит из одного набора куба B^n . Следовательно, любая ДНФ $\mathfrak{A}$ ФАЛ f включает в себя $|N_f|$ ЭК ранга n , то есть является ее совершенной ДНФ. Очевидно, что если во множестве N_f есть соседние наборы, то совершенная ДНФ ФАЛ f уже не будет единственной ДНФ этой ФАЛ. Таким образом, доказано следующее утверждение.

Лемма 5.1. *Совершенная ДНФ ФАЛ f из $P_2(n)$ является ее единственной ДНФ от БП $X(n)$ тогда и только тогда, когда во множестве N_f нет соседних наборов.*

Следствие. *Совершенная ДНФ линейной существенной ФАЛ является единственной ДНФ этой ФАЛ от ее существенных БП.*

Рассмотрим теперь класс монотонных ФАЛ и некоторые связанные с ним другие классы функций. Напомним, что ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ называется *монотонной*, если $f(\alpha) \leq f(\beta)$ для любых наборов α и β куба B^n таких, что $\alpha \leq \beta$. Будем говорить, что ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ *монотонно зависит от БП x_i* , или, иначе, БП x_i является *монотонной* БП ФАЛ f , если неравенство $f(\alpha) \leq f(\beta)$ выполняется для любых соседних по БП x_i наборов α и β куба B^n таких, что $\alpha \leq \beta$. Легко видеть, что монотонная ФАЛ монотонно зависит от всех своих БП и обратно.

Докажем, что если ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ монотонно зависит от БП x_i , то ни одна из ее простых импликант не может содержать букву $\bar{x}_i$. Действительно, пусть импликанта K' ФАЛ f содержит букву $\bar{x}_i$ и, следовательно, для грани $N_{K'} = \Gamma_{\gamma'}$, где $\gamma' \in ([0, 2])^n$ и $\gamma' \langle i \rangle = 0$, имеет место включение $N_{K'} \subseteq N_f$. Тогда, в силу монотонной зависимости ФАЛ

f от БП x_i , имеют место включения

$$N_{K''} = \Gamma_{\gamma''} \subseteq N_f \quad \text{и} \quad N_K = \Gamma_{\gamma} = N_{K'} \cup N_{K''} \subseteq N_f,$$

где набор γ'' (набор γ) получается из набора γ' заменой 0 в i -ом разряде на 1 (соответственно 2). Последнее из этих включений означает, что ЭК не является простой импликантой ФАЛ f , то есть простая импликанта монотонной по БП x_i ФАЛ не может содержать буквы $\bar{x}_i$. Отсюда следует, что любая простая импликанта отличной от 0 монотонной ФАЛ является монотонной ЭК, то есть не содержит отрицаний БП.

Частным случаем монотонной зависимости ФАЛ f от БП x_i является *конъюнктивная* (*дизъюнктивная*) зависимость f от x_i , когда $f = x_i \cdot g$ (соответственно $f = x_i \vee g$), где ФАЛ g получается из f подстановкой константы 1 (соответственно 0) вместо БП x_i . При этом в случае конъюнктивной зависимости буква x_i входит в любую импликанту ФАЛ f , а в случае дизъюнктивной зависимости буква x_i не входит ни в одну простую импликанту ФАЛ f отличную от x_i . Будем говорить, что ФАЛ $f(x_1, \dots, x_n)$ *инмонотонно* (*инконъюнктивно*, *индизъюнктивно*) зависит от БП x_i , если ФАЛ $f(x_1, \dots, x_{i-1}, \bar{x}_i, x_{i+1}, \dots, x_n)$ зависит от x_i монотонно (соответственно конъюнктивно, дизъюнктивно). Очевидно, что все особенности ДНФ, характерные для ФАЛ с той или иной монотонной зависимостью от БП распространяются на ФАЛ с аналогичной инмонотонной зависимостью после инвертирования соответствующих БП.

Сопоставим каждому набору β из B^n , монотонную ЭК K_{β}^+ от БП $X(n)$, состоящую из тех и только тех букв x_j , $j \in [1, n]$, для которых $\beta(j) = 1$, и заметим, что каждая монотонная ЭК от БП $X(n)$ может быть представлена в указанном виде. Легко видеть также, что грань, соответствующая ЭК K_{β}^+ , где $\beta = (\beta_1, \dots, \beta_n) \in B^n$, имеет вид Γ_{γ} , где $\gamma = (2 - \beta_1, \dots, 2 - \beta_n)$. Набор α , $\alpha \in B^n$, называется *нижней единицей* монотонной ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, если $\alpha \in N_f$

и $f(\beta) = 0$ для любого отличного от α набора β такого, что $\beta \leq \alpha$. Множество всех нижних единиц монотонной ФАЛ f будем обозначать через N_f^+ .

В силу введенных определений, $K_\beta^+(\alpha) = 1$ тогда и только тогда, когда $\alpha \geq \beta$, откуда следует, что набор β является единственной нижней единицей ЭК K_β^+ и что ЭК $K_{\beta'}^+$ имплицирует ЭК $K_{\beta''}^+$ тогда и только тогда, когда $\beta' \geq \beta''$. Отсюда вытекает также, что ЭК K_β^+ является простой импликантой монотонной ФАЛ f тогда и только тогда, когда $\beta \in N_f^+$, и что набор β является при этом ядровой точкой ФАЛ f . Таким образом, доказано следующее утверждение.

Лемма 5.2. *Сокращенная ДНФ $\mathfrak{A}$ монотонной ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, является единственной тупиковой ДНФ этой ФАЛ и имеет вид:*

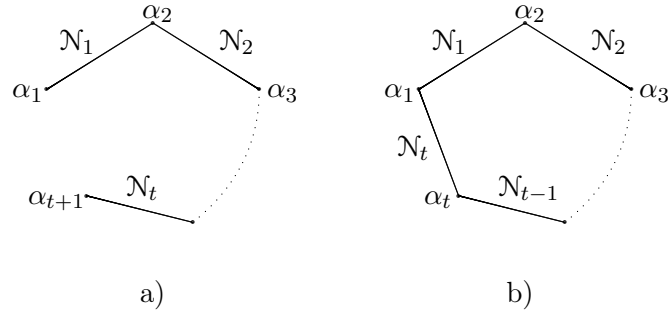
$$\mathfrak{A}(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{\beta \in N_f^+} K_\beta^+(x_1, \dots, x_n).$$

При этом все наборы из N_f^+ являются ядровыми точками ФАЛ f .

Следствие. *Монотонная ФАЛ является ядровой ФАЛ.*

Функция $f(x_1, \dots, x_n)$ называется *цепной* (циклической) *функцией длины t* , если ее сокращенная ДНФ с «геометрической» точки зрения представляет собой цепь (соответственно цикл) из t последовательно соединенных ребер $N_1, N_2, \dots, N_t$ куба B^n (см. рис. 5.1а и 5.1б). Заметим, что циклическая ФАЛ длины t существует тогда и только тогда, когда $t \geq 6$ — четное число, а цепная ФАЛ длины t — при любом $t \geq 1$. Пример цепной ФАЛ длины 3 дает ФАЛ g'' , показанная на рис. 4.1, а ФАЛ $g = s_3^{\{1,2\}}$ (см. рис. 2.1а) является циклической ФАЛ длины 6.

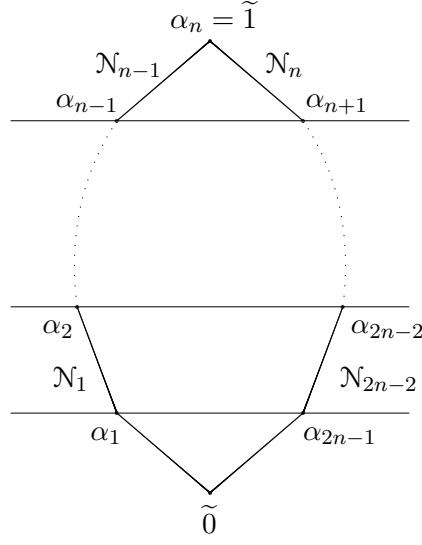
Из теоремы 4.1 следует, в частности, что для любой цепной ФАЛ длины не меньше 4 и любой циклической ФАЛ

Рис. 5.1: множество N_f для цепной и циклической ФАЛ f

ДНФ ΣT совпадает с сокращенной ДНФ. При этом цепная ФАЛ f нечетной длины $t = 2k - 1 \geq 3$ имеет единственную минимальную ДНФ, которая совпадает с ее ДНФ ΣM и соответствует покрытию (см. рис. 5.1a) $N_1 \cup N_3 \cup \dots \cup N_t$ длины k . Действительно, множество N_f в данном случае состоит из $2k$ наборов и не может быть покрыто $(k - 1)$ ребром. Кроме того, покрытие множества N_f , состоящее из k ребер, не может включать в себя ребра с общими вершинами и должно содержать ядровые ребра N_1 и N_t ФАЛ f . Легко видеть, что только покрытие $N_1 \cup N_3 \cup \dots \cup N_t$ обладает всеми этими свойствами. Таким образом, для цепной ФАЛ нечетной длины t , $t \geq 5$, ДНФ ΣT не совпадает с ДНФ ΣM .

Теорема 5.1 (ср. [6, 22, 10]). При любом $n \in \mathbb{N}$, $n \geq 3$, в $P_2(n)$ существуют ФАЛ f' и f'' , имеющие общую простую импликанту K , которая входит в ДНФ ΣM одной, но не входит в ДНФ ΣM другой из этих ФАЛ и для которой $S_{n-3}(N_K, f') = S_{n-3}(N_K, f'')$.

Доказательство. Достаточно построить в $P_2(n)$ цепную функцию f четной длины $t = 2k \geq 2n - 2 \geq 4$. Действительно, если указанная ФАЛ f найдена, а ее множество N_f

Рис. 5.2: цепная ФАЛ длины $(2n - 2)$ в кубе B^n

соответствует рис. 5.1a, то, полагая

$$N_{f'} = N_f \setminus \{\alpha_1\} \quad \text{и} \quad N_{f''} = N_f \setminus \{\alpha_{t+1}\},$$

получим цепные ФАЛ f' и f'' нечетной длины $2k - 1$ такие, что каждое ребро N_i , где $i = 2, \dots, t-1$, входит в ДНФ ΣM одной из них, но не входит в ДНФ ΣM другой. При этом, очевидно, $S_{k-2}(N_k, f') = S_{k-2}(N_k, f'')$ и, следовательно, искомая ЭК K соответствует ребру N_k .

Для завершения доказательства возьмем в качестве f цепную ФАЛ длины $2n - 2$, у которой множество N_f состоит из всех наборов $\alpha_i = (\underbrace{1, \dots, 1}_i, \underbrace{0, \dots, 0}_{n-i})$, где $i \in [1, n]$, и набо-

ров $\alpha_{n+i} = \bar{\alpha}_i$, $i \in [1, n]$, а ребро с номером j , $j \in [1, 2n - 2]$, имеет вид $N_j = \{\alpha_j, \alpha_{j+1}\}$ (см. рис. 5.2) и применим к ней описанные выше построения.

Теорема доказана. $\square$

Замечание 1. Из теоремы следует, что критерий вхождения ЭК в ДНФ ΣM не имеет такого локального характера, как критерий вхождения ЭК в ДНФ ΣT (сравните с теоремой 4.1).

Замечание 2. Известно [7], что при $n \geq 14$ в $P_2(n)$ имеется цепная ФАЛ четной длины t , $t \geq 2^{n-11} - 4$, на основе которой справедливость теоремы можно установить для окрестности порядка $(\frac{t}{2} - 2)$ (см. доказательство).

§6 Функция покрытия, таблица Квайна и построение всех тупиковых ДНФ. Алгоритмические трудности минимизации ДНФ

Напомним, что с «геометрической» точки зрения сокращенная ДНФ ФАЛ f из $P_2(n)$ представляет собой покрытие множества N_f всеми максимальными гранями, а тупиковая ДНФ соответствует тупиковому подпокрытию, выделяемому из этого покрытия. Рассмотрим сначала метод выделения из заданного покрытия конечного множества всех его тупиковых подпокрытий, основанный на построении сокращенной ДНФ для специальной монотонной ФАЛ, связанной с исходным покрытием.

Пусть $\mathcal{N} = \{\alpha_1, \dots, \alpha_s\}$ — конечное множество, а $\mathfrak{N} = (\mathcal{N}_1, \dots, \mathcal{N}_p)$ — система его подмножеств, образующих покрытие множества $\mathcal{N}$. Сопоставим паре $(\mathcal{N}, \mathfrak{N})$ матрицу M , $M \in B^{p,s}$, для которой $M \langle i, j \rangle = 1$ тогда и только тогда, когда $\mathcal{N}_i \ni \alpha_j$. Заметим, что матрица M не имеет нулевых столбцов, так как система $\mathfrak{N}$ образует покрытие множества $\mathcal{N}$. Будем считать, что i -я строка (j -й столбец) матрицы M соответствует подмножеству $\mathcal{N}_i$ системы $\mathfrak{N}$ (элементу α_j множества $\mathcal{N}$) и не будем делать между ними существенных различий. Так, будем говорить, что i -я строка матрицы M

покрывает ее j -й столбец, если $M \langle i, j \rangle = 1$, то есть $\mathcal{N}_i \ni \alpha_j$, и что система строк с номерами из I , $I \subseteq [1, p]$, образует покрытие матрицы M , если каждый ее столбец покрывается хотя бы одной строкой с номером из I , то есть система подмножеств $\{\mathcal{N}_i\}_{i \in I}$ задает покрытие множества $\mathcal{N}$. Аналогичным образом понимается покрытие одного множества строк матрицы M другим множеством ее строк и т. п.

Покрытие матрицы M , в котором ни одна строка не покрывается другой строкой, считается *неприводимым*, а покрытие, не имеющее собственных подпокрытий, называется *тупиковым* и т. п. Заметим, что задача выделения всех тупиковых подпокрытий из покрытия $\mathfrak{N}$ множества $\mathcal{N}$ эквивалентна задаче построения всех тупиковых покрытий матрицы M , соответствующей паре $(\mathcal{N}, \mathfrak{N})$. Для решения этой задачи по аналогии с ДНФ можно ввести понятие ядрового и регулярного столбцов, а также ядровой и регулярной строки, для которых будут справедливы утверждения, аналогичные лемме 4.1 и теореме 4.1.

Пусть M , $M \in B^{p,s}$ — матрица без нулевых столбцов. Сопоставим i -й строке, $i \in [1, p]$, матрицы M БП y_i , а каждому набору β , $\beta \in B^p$, значений этих переменных $y = (y_1, \dots, y_p)$, — множество строк матрицы M с номерами из множества $I = I(\beta) \subseteq [1, p]$, где $i \in I(\beta)$ тогда и только тогда, когда $\beta \langle i \rangle = 1$. Рассмотрим ФАЛ $F(y)$, для которой $F(\beta) = 1$ тогда и только тогда, когда система строк матрицы M с номерами из $I(\beta)$ образует ее покрытие, и будем называть эту ФАЛ *функцией покрытия* матрицы M . Заметим, что ФАЛ покрытия $F(y)$ является монотонной ФАЛ, а ее «нижние единицы» соответствуют тупиковым покрытиям матрицы M . Действительно, из неравенства $\beta' \leq \beta''$ вытекает, что $I(\beta') \subseteq I(\beta'')$ и потому $F(\beta') \leq F(\beta'')$, то есть ФАЛ F является монотонной. Из определений следует также, что набор β , $\beta \in B^p$, являющийся «нижней единицей» ФАЛ F , соответствует множеству $I(\beta)$, которое задает тупиковое по-

крытие матрицы M , и обратно. Таким образом, в силу леммы 5.2, каждая простая импликанта вида $K = y_{i_1}y_{i_2} \cdots y_{i_r}$, где $1 \leq i_1 < \cdots < i_r \leq p$, ФАЛ покрытия $F(y)$ соответствует тупиковому покрытию матрицы M , состоящему из строк с номерами из множества $I = \{i_1, \dots, i_r\}$, и обратно.

Лемма 6.1. *Функция покрытия $F(y_1, \dots, y_p)$ матрицы M , $M \in B^{p,s}$, без нулевых столбцов задается КНФ вида:*

$$F(y_1, \dots, y_p) = \bigwedge_{j=1}^s \left(\bigvee_{\substack{1 \leq i \leq p \\ M(i,j)=1}} y_i \right). \quad (6.1)$$

Доказательство. Для каждого j , $j \in [1, s]$, положим

$$J_j(y) = \bigvee_{\substack{1 \leq i \leq p \\ M(i,j)=1}} y_i,$$

где $y = (y_1, \dots, y_p)$. Легко видеть, что $J_j(\beta) = 1$ для произвольного набора β , $\beta \in B^p$, тогда и только тогда, когда множество строк с номерами из $I(\beta)$ покрывает j -й столбец матрицы M , $j \in [1, s]$. Отсюда следует, что КНФ в правой части (7.1) обращается в 1 на наборе β тогда и только тогда, когда множество строк с номерами из $I(\beta)$ образует покрытие матрицы M , то есть тогда и только тогда, когда $F(\beta) = 1$.

Лемма доказана. $\square$

Следствие. *В результате раскрытия скобок и приведения подобных из КНФ (7.1) можно получить сокращенную ДНФ ФАЛ $F(y)$, простые импликанты которой взаимно однозначно соответствуют тупиковым покрытиям матрицы M .*

Задача построения всех тупиковых ДНФ ФАЛ f из $P_2(n)$ на основе ее сокращенной ДНФ сводится к рассмотренной выше задаче о покрытии, если в качестве множества $\mathcal{N}$ взять множество N_f , а в качестве его покрытия $\mathfrak{N}$ — систему всех максимальных граней ФАЛ f . Матрица M , соответствующая указанной паре $(\mathcal{N}, \mathfrak{N})$, называется, обычно, *таблицей Квайна* ФАЛ f . Заметим, что ядровой столбец (строка) таблицы Квайна связан с ядровой точкой (соответственно гранью) ФАЛ f , что регулярный столбец (строка) этой таблицы задает регулярную точку (соответственно грань) ФАЛ f , что строка, покрываемая ядровыми строками, соответствует грани, покрываемой ядром и т. п.

Рассмотрим, для примера, задачу построения всех тупиковых ДНФ для ФАЛ $g(x_1, x_2, x_3)$ (см. рис. 2.1а, (3.5), (4.1) и (4.2)) из ее сокращенной ДНФ, полагая, что

$$\begin{aligned} N_g &= \{\alpha_1 = (100), \alpha_2 = (110), \alpha_3 = (010), \\ &\quad \alpha_4 = (011), \alpha_5 = (001), \alpha_6 = (101)\}, \\ \mathfrak{N} &= \{\mathcal{N}_1, \dots, \mathcal{N}_6\}, \end{aligned}$$

где $\mathcal{N}_i = N_{K_i} = \{\alpha_i, \alpha_{i+1}\}$ для всех i , $i \in [1, 6]$, причем $\alpha_7 = \alpha_1 = (100)$. Пары $(N_g, \mathfrak{N})$ указанным выше способом сопоставим таблицу Квайна

$$M = \begin{bmatrix} 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\ 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{bmatrix},$$

ФАЛ покрытия которой в соответствии с (7.1) задается следующей КНФ от переменных $y = (y_1, \dots, y_6)$:

$$F(y) = (y_6 \vee y_1)(y_1 \vee y_2)(y_2 \vee y_3)(y_3 \vee y_4)(y_4 \vee y_5)(y_5 \vee y_6).$$

Раскрывая в этой КНФ скобки и приводя подобные, получим сокращенную ДНФ ФАЛ $F(y)$ вида

$$F(y) = y_1 y_3 y_5 \vee y_2 y_4 y_6 \vee y_1 y_2 y_4 y_5 \vee y_2 y_3 y_5 y_6 \vee y_1 y_3 y_4 y_6,$$

слагаемые которой взаимно однозначно соответствуют тупиковым ДНФ ФАЛ g (см. (4.1), (4.2)).

В общем случае при построении всех тупиковых ДНФ ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, с помощью леммы 7.1 на основе ее сокращенной ДНФ используют, обычно, следующую модификацию рассмотренного выше подхода, которая позволяет уменьшать размеры матрицы M . Пусть $N_{K_1}, \dots, N_{K_q}$ — все максимальные грани ФАЛ f , причем грани $N_{K_{p+1}}, \dots, N_{K_t}$, где $1 \leq p \leq t \leq q$, являются ядовыми, а грани $N_{K_{t+1}}, \dots, N_{K_q}$ — регулярными гранями ФАЛ f , и пусть множество $\hat{N}$ состоит из всех ядовитых и регулярных точек ФАЛ f . Положим

$$\mathcal{N} = N_f \setminus \hat{N}, \quad \mathfrak{N} = \{N_1, \dots, N_p\},$$

где $N_i = N_{K_i} \setminus \hat{N}$ при всех i , $i \in [1, p]$, и заметим, что задача построения всех тупиковых ДНФ ФАЛ f эквивалентна задаче выделения всех тупиковых подпокрытий из покрытия $\mathfrak{N}$ множества $\mathcal{N}$. Действительно, если система подмножеств $\mathcal{N}_{i_1}, \dots, \mathcal{N}_{i_r}$, где $1 \leq i_1 < \dots < i_r \leq p$, является тупиковым покрытием множества $\mathcal{N}$, то система максимальных граней $N_{K_{i_1}}, \dots, N_{K_{i_r}}, N_{K_{p+1}}, \dots, N_{K_t}$ задает тупиковое покрытие множества N_f , то есть соответствует тупиковой ДНФ ФАЛ f , и обратно.

Так, применяя указанную модификацию к ФАЛ g' из $P_2(4)$, показанной на рис. 3.2 (см. также (3.6) и (4.3)), получим тривиальную задачу о покрытии множества $\mathcal{N} = \{(1000)\}$ двумя совпадающими с ним подмножествами $\mathcal{N}'_1$ и $\mathcal{N}'_2$.

Как уже отмечалось, ДНФ представляет собой удобную и наглядную (с «геометрической» точки зрения) форму задания ФАЛ. С другой стороны, ДНФ можно рассматривать как простейшую модель, предназначенную для структурной реализации ФАЛ (см. гл. ??). Заметим, что различные параметры ДНФ (ранг, длина и т. п.) характеризуют различные «меры» сложности указанного представления или структурной реализации. В связи с этим часто возникает необходимость построения оптимальной в том или ином смысле ДНФ для заданной ФАЛ, то есть необходимость решения соответствующей задачи *минимизации ДНФ*, которая является частным случаем задачи синтеза управляющих систем (см. гл. ??).

В общем виде задача минимизации ДНФ может быть сформулирована следующим образом. Пусть для каждой ДНФ $\mathfrak{A}$ определена ее «сложность» $\psi(\mathfrak{A})$, $\psi(\mathfrak{A}) \geq 0$, для которой $\psi(\mathfrak{A}') \geq \psi(\mathfrak{A}'')$, если ДНФ $\mathfrak{A}''$ получается из ДНФ $\mathfrak{A}'$ удалением букв или ЭК. В этом случае будем говорить, что на множестве ДНФ задан неотрицательный *функционал сложности* ψ , обладающий свойством *монотонности*. Примерами таких функционалов могут служить длина $\lambda(\mathfrak{A})$, ранг $R(\mathfrak{A})$ или «формульная» сложность $L(\mathfrak{A})$ ДНФ $\mathfrak{A}$, а также число вхождений БП с отрицаниями и другие параметры ДНФ. Задача минимизации ДНФ относительно функционала сложности ψ состоит в том, чтобы по заданной ФАЛ f построить реализующую ее ДНФ $\mathfrak{A}$ такую, что

$$\psi(\mathfrak{A}) = \min \psi(\mathfrak{A}'),$$

где минимум берется по всем ДНФ $\mathfrak{A}'$, реализующим ФАЛ f . При этом ДНФ $\mathfrak{A}$ считается *минимальной относительно функционала ψ* , или, иначе, *ψ -минимальной ДНФ*, а значение $\psi(\mathfrak{A})$ называется *сложностью ФАЛ f относительно функционала ψ* , или, иначе, *ψ -сложностью ФАЛ f в классе ДНФ*. В соответствии с введенными ранее определениями,

λ -минимальную ДНФ, то есть ДНФ минимальную по длине, будем называть кратчайшей, а R -минимальную ДНФ, то есть ДНФ минимальную по рангу, — просто минимальной.

Из монотонности функционала ψ для сложности ДНФ следует, что ψ -минимальную ДНФ всегда можно выбрать среди тупиковых ДНФ, алгоритм построения которых описан выше. Однако, как показывает следующее утверждение, ФАЛ могут иметь очень много различных¹ тупиковых ДНФ, и даже число различных минимальных ДНФ у них может быть очень велико.

Лемма 6.2. Число тупиковых (минимальных) ДНФ у ФАЛ f из $P_2(n)$, $n \geq 4$, вида

$$f(x_1, \dots, x_n) = g(x_1, x_2, x_3) \cdot (x_4 \oplus \dots \oplus x_n),$$

где $N_g = \{(000), (111)\}$, равно $5^{2^{n-4}}$ (соответственно $2^{2^{n-4}}$).

Доказательство. Из свойств линейных ФАЛ и ФАЛ g вытекает, что (см. §5) любая простая импликанта K ФАЛ f имеет вид

$$K = K_i(x_1, x_2, x_3) \cdot x_4^{\beta_4} \dots x_n^{\beta_n},$$

где K_i $i = 1, \dots, 6$ — простые импликанты ФАЛ g (см. рис. 2.1а и (3.5)) и $\beta_4 \oplus \dots \oplus \beta_n = 1$. Таким образом, сокращенная ДНФ ФАЛ f с «геометрической» точки зрения состоит из 2^{n-4} циклов длины 6 (см. §5). Следовательно, любая тупиковая (минимальная) ДНФ ФАЛ f включает в себя одно из пяти (соответственно двух) реберных покрытий, связанных с тупиковыми (соответственно минимальными) ДНФ ФАЛ g , приведенными в (4.1)–(4.2) (соответственно (4.1)),

¹Все ДНФ рассматриваются с точностью до перестановки ЭК и букв в них.

для каждого из 2^{n-4} указанных циклов. Поэтому число типовых (минимальных) ДНФ ФАЛ f равно $5^{2^{n-4}}$ (соответственно $2^{2^{n-4}}$).

Лемма доказана. $\square$

Важным параметром, влияющим на размер таблицы Квайна и, следовательно, на трудоемкость задачи минимизации, является длина сокращенной ДНФ. Установим некоторые нижние оценки длины сокращенной ДНФ у ФАЛ от n БП, показывающие, в частности, что длина сокращенной ДНФ может быть существенно больше длины совершенной ДНФ той же ФАЛ.

Для $I \subseteq [0, n]$ через $\mathfrak{s}_n^I(x_1, \dots, x_n)$ обозначим ФАЛ из $P_2(n)$, которая является характеристической ФАЛ объединения всех слоев куба B^n с номерами из I . При этом числа из I считаются *рабочими числами* ФАЛ $\mathfrak{s}_n^I$. Заметим, что ФАЛ $\mathfrak{s}_n^I$ является *симметрической*, то есть не изменяет свое значение при любой перестановке аргументов, и наоборот, любая симметрическая функция алгебры логики совпадает с одной из ФАЛ вида $\mathfrak{s}_n^I$. Заметим также, что отличная от константы симметрическая ФАЛ является существенной ФАЛ. Легко видеть, что рабочими числами симметрических ФАЛ ℓ_n и $\bar{\ell}_n$ являются все нечетные и все четные числа отрезка $[0, n]$ соответственно.

Симметрическая ФАЛ называется *поясковой*, если ее рабочие числа образуют отрезок. Поясковой ФАЛ является, в частности, ФАЛ голосования $H(x_1, x_2, x_3) = \mathfrak{s}_3^{[2,3]}$, а также ФАЛ $g = \mathfrak{s}_3^{[1,2]}$, показанная на рис. 2.1а. Легко видеть, что сокращенная ДНФ поясковой ФАЛ $\mathfrak{s}_n^{[r,p]}(x_1, \dots, x_n)$, где $0 \leq r \leq p \leq n$, состоит из всех ЭК ранга $(n + r - p)$, которые содержат r БП и $(n - p)$ отрицаний БП, то есть имеет

вид

$$\mathfrak{s}_n^{[r,p]}(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{\substack{1 \leq i_1 < \dots < i_{n+r-p} \leq n \\ \sigma_1 + \dots + \sigma_{n+r-p} = r}} x_{i_1}^{\sigma_1} \dots x_{i_{n+r-p}}^{\sigma_{n+r-p}}. \quad (6.2)$$

Из (6.2) следует, что длина сокращенной ДНФ ФАЛ $\mathfrak{s}_n^{[r,p]}$ равна $\binom{n}{r} \cdot \binom{n-p}{n-r}$, и поэтому при $r = n - p = \lceil \frac{n}{3} \rceil$ она в соответствии с формулой Стирлинга (1.3) не меньше, чем $e_1 \frac{3^n}{n}$, где e_1 — некоторая константа.

Рассмотренные примеры показывают, что с алгоритмической точки зрения задача минимизации ДНФ является очень трудоемкой задачей. В теории сложности вычислений, где трудоемкость алгоритма определяется, обычно, числом битовых операций, необходимых для его выполнения в «худшем» случае, выделен целый класс так называемых NP-полных проблем, которые считаются алгоритмически трудными (см., например, [1, 22]). К NP-полным проблемам относится, в частности, проблема выполнимости КНФ, которая состоит в том, чтобы по заданной КНФ выяснить, равна тождественно нулю реализуемая ею ФАЛ или нет. Таким образом, даже построение сокращенной ДНФ из КНФ (см. §3) является алгоритмически трудной задачей.

С другой стороны, Ю.И. Журавлев [9, 6] предложил применительно к ДНФ модель так называемых локальных или окрестностных алгоритмов, когда преобразование рассматриваемой грани однозначно определяется «состоянием» ее «окрестности» заданного порядка (см. §5). Он же (см. теорему 5.1) доказал, что при построении минимальной ДНФ для ФАЛ из $P_2(n)$, $n \geq 3$, приходится, в общем случае, рассматривать окрестности порядка $(n - 3)$ ее максимальных граней. Следовательно, задача минимизации ДНФ является трудной и с точки зрения уровня локальности используемых алгоритмов.

§7 Оценки максимальных и типичных значений для некоторых параметров ДНФ

Решение задач минимизации ДНФ для заданной ФАЛ характеризуется различными параметрами этой ФАЛ и, в первую очередь, значениями исследуемых функционалов ее сложности (см. §6). Кроме того, ряд параметров (длина сокращенной ДНФ, число тупиковых или минимальных ДНФ и др.) характеризуют трудоемкость задачи минимизации ДНФ для рассматриваемой ФАЛ. В связи с этим представляет интерес поведение при $n = 1, 2, \dots$, максимального значения того или иного рассматриваемого функционала (параметра) ψ для ФАЛ из $P_2(n)$:

$$\psi(n) = \max_{f \in P_2(n)} \psi(f),$$

которое называют, обычно, функцией Шеннона для функционала (параметра) ψ в классе ДНФ.

Будем обозначать значение функции Шеннона для функционалов длины и ранга ДНФ через $\lambda^{\text{ДНФ}}(n) = \lambda(n)$ и $R^{\text{ДНФ}}(n) = R(n)$ соответственно, а для параметров, равных числу тупиковых ДНФ и длине и длине сокращенной ДНФ, — через $\tau(n)$ и $\lambda_{\text{сокр.}}(n)$ соответственно. Из свойств линейных ФАЛ ℓ_n^σ , $\sigma = 0, 1$, следует, что

$$\lambda(n) \geq \lambda(\ell_n^\sigma) = 2^{n-1}, \quad R(n) \geq R(\ell_n^\sigma) = n \cdot 2^{n-1}, \quad (7.1)$$

а из приведенных в §6 примеров ФАЛ, — что

$$\tau(n) \geq 5^{2^{n-1}} \quad (7.2)$$

и

$$\lambda_{\text{сокр.}}(n) \geq e_1 \frac{3^n}{n} \quad (7.3)$$

где e_1 — некоторая положительная константа.

Установим, сначала, поведение функций Шеннона для ранга и длины ДНФ.

Лемма 7.1. Для любого $n, n \in \mathbb{N}$, имеют место соотношения

$$\lambda(n) = 2^{n-1}, R(n) = n \cdot 2^{n-1}. \quad (7.4)$$

Доказательство. Нижние оценки (7.4) следуют из (7.1). Для получения требуемых в (7.4) верхних оценок возьмем произвольную ФАЛ f из $P_2(n)$ и, в соответствии с (2.5), разложим ее по БП $x_2, \dots, x_n$ следующим образом:

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{\sigma''=(\sigma_2, \dots, \sigma_n)} x_2^{\sigma_2} \cdots x_n^{\sigma_n} \cdot f(x_1, \sigma'') \quad (7.5)$$

Легко видеть, что после замены в разложении (7.5) каждой ФАЛ $f(x_1, \sigma'')$ равной ей ФАЛ из множества $\{0, 1, x_1, \bar{x}_1\}$ и приведения подобных мы получим ДНФ $\mathfrak{A}_f$ длины не больше, чем 2^{n-1} , что доказывает верхние оценки в (7.4).

Лемма доказана. $\square$

Получим теперь некоторые верхние оценки функций Шеннона $\tau(n)$ и $\lambda_{\text{сокр.}}(n)$. Для этого нам потребуется ряд понятий и фактов из теории конечных частично упорядоченных множеств. Для частично упорядоченного множества (A, τ) множество, состоящее из попарно сравнимых (несравнимых) элементов множества A , называется *цепью* (соответственно *антицепью*) этого частично упорядоченного множества. Заметим, что цепь $C \subseteq A$ в частично упорядоченном множестве (A, τ) представляет собой линейно упорядоченное множество вида (C, τ) . Максимальная мощность цепей (антицепей) частично упорядоченного множества называется его *длиной* (соответственно *шириной*). Цепь или антицепь частично упорядоченного множества называется *неуплотняемой*, если она представляет собой максимальное по включению множество соответствующего типа.

Частично упорядоченное множество (A, τ) длины t называется *ранжированным множеством*, если все его неуплотняемые цепи имеют мощность t . При этом каждый элемент

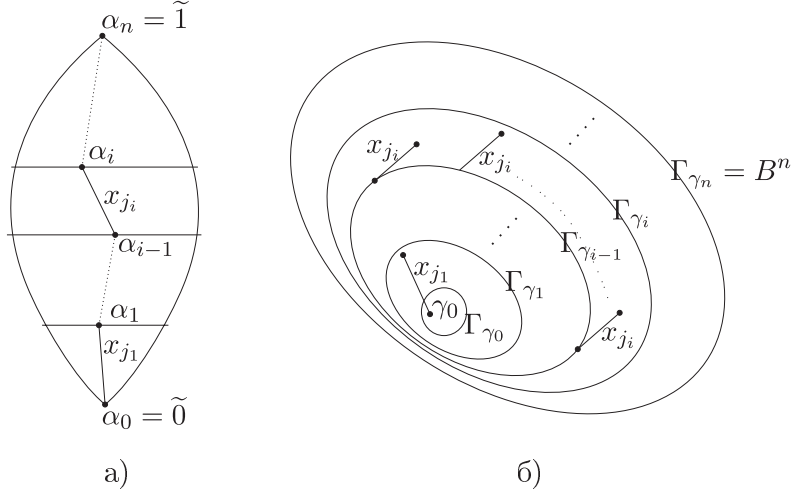


Рис. 7.1: Неуплотняемые цепи ранжированных множеств: а) $(B^n, \leq)$ и б) $(\Gamma^{(n)}, \subseteq)$

A имеет, очевидно, один и тот же номер в любой содержащей его неуплотняемой цепи, а все элементы из A , для которых указанный номер равен i , $i \in [0, t)$, образуют i -й ярус данного ранжированного множества (A, τ) . Заметим, что каждый ярус ранжированного множества является его неуплотняемой антицепью.

Примером ранжированного множества длины $(n + 1)$ является частично упорядоченное множество $(B^n, \leq)$. Действительно, любая неуплотняемая цепь данного множества состоит из $(n + 1)$ наборов $\alpha_0, \alpha_1, \dots, \alpha_n$ таких, что $\tilde{0} = \alpha_0 < \alpha_1 < \dots < \alpha_n = \tilde{1}$ (см. рис. 7.1.а). При этом $\alpha_k \in B_k^n$ для всех $k, k \in [0, n]$, наборы α_{i-1} и $\alpha_i, i \in [1, n]$, отличаются только в разряде с номером j_i , где $(j_1, \dots, j_n)$ — перестановка чисел $1, 2, \dots, n$, а указанное соответствие между неуплотняемыми цепями и перестановками является взаимно однозначным. Отсюда следует, что i -й слой $B_i^n, i \in [0, n]$, является

i -м ярусом ранжированного множества $(B^n, \leq)$ и что через каждый набор этого множества проходит $(i!) \cdot (n - i)!$ его неуплотняемых цепей, а общее число всех таких цепей равно $n!$.

Лемма 7.2. *Если в ранжированном множестве через каждые два элемента одного и того же яруса проходит одинаковое число неуплотняемых цепей, то ширина данного частично упорядоченного множества равна максимальной мощности его ярусов.*

Доказательство. Пусть длина ранжированного множества (A, τ) равна t , T — множество его неуплотняемых цепей, а A_i , где $i \in [0, t)$, — i -й ярус этого ранжированного множества, каждый элемент которого содержится в d_i цепях из T . Заметим, что

$$|A_i| \cdot d_i = |T| \quad (7.6)$$

для любого $i \in [0, t)$, и поэтому

$$\max_{0 \leq i < t} |A_i| = |A_j|, \quad (7.7)$$

где $j \in [0, t)$, тогда и только тогда, когда

$$\min_{0 \leq i < t} d_i = d_j. \quad (7.8)$$

Пусть, далее, $A' \subseteq A$ — неуплотняемая антицепь частично упорядоченного множества (A, τ) и пусть $A'_i = A_i \cap A'$ для всех $i \in [0, t)$. Заметим, что каждая неуплотняемая цепь частично упорядоченного множества (A, τ) содержит не более одного элемента множества A' и поэтому, с учетом (7.6)–(7.8),

$$|A_j| \cdot d_j = |T| \geq \sum_{i=0}^{t-1} |A'_i| \cdot d_i \geq |A'| \cdot d_j,$$

откуда следует, что

$$|A'| \leq |A_j|.$$

Лемма доказана. $\square$

Следствие 1. *Ширина частично упорядоченного множества $(B^n, \leq)$ равна $\binom{n}{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$.*

Доказательство. Действительно, нетрудно убедиться в том, что неравенства

$$\binom{n}{i} < \binom{n}{i+1} \text{ и } 2i+1 < n$$

равносильны, если i изменяется на отрезке $[0, n]$. Таким образом, максимальное по i значение величины $\binom{n}{i}$ на отрезке $[0, n]$ достигается при $i = \lceil \frac{n-1}{2} \rceil = \lfloor \frac{n}{2} \rfloor$ и равно $\binom{n}{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$, а множество $B^n_{\lfloor \frac{n}{2} \rfloor}$ является максимальной по числу элементов антицепью множества $(B^n, \leq)$. $\square$

Лемма 7.3. *Для любого натурального n справедливы неравенства:*

$$5^{2^{n-2}} \leq \tau(n) \leq \binom{3^n}{2^n} \leq \left(3 \cdot \left(\frac{3}{2} \right)^n \right)^{2^n}. \quad (7.9)$$

Доказательство. Нижняя оценка (7.9) для $\tau(n)$ вытекает из (8.1). Чтобы получить верхние оценки (7.9) для $\tau(n)$, установим между множеством всех ДНФ от БП $X(n)$ и кубом B^{3^n} изоморфизм, отображающий ДНФ $\mathfrak{A}$ в набор β , для которого $\beta \langle i \rangle = 1$ тогда и только тогда, когда грань куба B^n с номером i , $i \in [1, 3^n]$, входит в покрытие, связанное с $\mathfrak{A}$. При этом любая тупиковая ДНФ соответствует набору с не более, чем 2^n , единицами, а две различные тупиковые ДНФ одной и той же ФАЛ — попарно не сравнимым наборам. Следовательно, число тупиковых ДНФ у одной и той же

ФАЛ из $P_2(n)$ не больше ширины частично упорядоченного множества $(A, \leq)$, где множество A состоит из всех слоев куба B^{3^n} с номерами $0, 1, \dots, 2^n$, которая, в свою очередь, в силу леммы 8.1, не больше, чем $\binom{3^n}{2^n}$. Оценивая указанный биномиальный коэффициент с помощью неравенства (1.4), получим последнюю из верхних оценок (7.9).

Лемма доказана. $\square$

Лемма 7.4. *Для некоторых положительных констант e_1, e_2 и любого натурального n справедливы неравенства*

$$e_1 \frac{3^n}{n} \leq \lambda_{\text{сокр.}}(n) \leq e_2 \frac{3^n}{\sqrt{n}}. \quad (7.10)$$

Доказательство. Нижняя оценка (7.10) следует из (8.2).

Для получения верхней оценки (7.10) рассмотрим частично упорядоченное множество $(\Gamma^{(n)}, \subseteq)$, которое задается отношением вложения на множестве $\Gamma^{(n)}$, состоящем из всех граней куба B^n , и является ранжированным множеством длины $(n+1)$. Действительно, любая неуплотняемая цепь этого множества состоит из $(n+1)$ вложенных граней $\Gamma_{\gamma_0} \subseteq \Gamma_{\gamma_1} \subseteq \dots \subseteq \Gamma_{\gamma_n}$ размерности $0, 1, \dots, n$ соответственно (см. §2). При этом (см. рис. 7.1.б) $\gamma_0 \in B^n$, то есть $\Gamma_{\gamma_0} = \{\gamma_0\}$, $\gamma_n = (2, \dots, 2)$, то есть $\Gamma_{\gamma_n} = B^n$, и набор $\gamma_i, i \in [1, n]$, получается из набора γ_{i-1} заменой в разряде с номером j_i значения 0 или 1 на значение 2, где $\pi = (j_1, \dots, j_n)$ — перестановка чисел $1, 2, \dots, n$, а указанное соответствие между рассматриваемыми цепями и парами (π, γ_0) является, очевидно, взаимно однозначным.

Отсюда следует, что i -й ярус, $i \in [0, n]$, ранжированного множества $(\Gamma^{(n)}, \subseteq)$ состоит из всех граней размерности i , число которых равно $\binom{n}{i} 2^{n-i}$, и что через каждую такую грань проходит $(n-i)! 2^i$ его неуплотняемых цепей. Таким образом, данное множество удовлетворяет условиям леммы 8.1.

Заметим, что сокращенная ДНФ любой ФАЛ из $P_2(n)$ является неприводимой ДНФ, и поэтому соответствует антицепи в ранжированном множестве $(\Gamma^{(n)}, \subseteq)$. Оценивая максимальное значение величины $\binom{n}{i}2^{n-i}$ на отрезке $i \in [0, n]$ так, как это делалось при доказательстве следствия из леммы 8.1 для биномиальных коэффициентов $\binom{n}{i}$, можно показать, что оно достигается, когда $i = \lceil \frac{n-2}{3} \rceil = \lfloor n/3 \rfloor$. В соответствии с формулой Стирлинга (1.3) отсюда следует, что мощность любой антицепи ранжированного множества $(\Gamma^{(n)}, \subseteq)$, а значит и длина сокращенной ДНФ любой ФАЛ f из $P_2(n)$, не больше, чем $e_2 \frac{3^n}{\sqrt{n}}$, где e_2 — некоторая константа.

Лемма доказана. $\square$

При изучении того или иного связанного с ДНФ параметра ψ наряду с его максимальным значением, то есть функцией Шеннона $\psi(n)$, представляет интерес соответствующий отрезок "типичных" значений, то есть отрезок $[\psi'(n), \psi''(n)]$, в который попадают значения $\psi(f)$ для почти всех ФАЛ f из $P_2(n)$. Если при этом границы $\psi'(n)$ и $\psi''(n)$, где $n = 1, 2, \dots$, асимптотически равны $\psi(n)$, то говорят, что для параметра ψ имеет место *эффект Шеннона*. Выясним некоторые особенности строения ДНФ у почти всех ФАЛ и установим, в частности, отсутствие эффекта Шеннона для параметров λ и R — длины и ранга ДНФ соответственно.

Введем дискретную векторную случайную величину $\xi = \xi^{(n)} = (\xi_0, \dots, \xi_1)$, состоящую из 2^n независимых случайных величин ξ_α , $\alpha \in B^n$, принимающих значения 0 и 1 с вероятностью $\frac{1}{2}$. При этом, очевидно, для любого α , $\alpha \in B^n$, выполняются равенства

$$\mathbb{E}\xi_\alpha = \frac{1}{2}, \quad \mathbb{D}\xi_\alpha = \frac{1}{4}, \quad (7.11)$$

где $\mathbb{E}\theta$ и $\mathbb{D}\theta$ - математическое ожидание и дисперсия случайной величины θ (см., например, [4]).

Будем считать, что любая ФАЛ f из $P_2(n)$ является реализацией величины ξ , при которой $\xi_\alpha = f(\alpha)$ для любого α , $\alpha \in B^n$, и что вероятность такой реализации равна 2^{-2^n} . Отсюда следует, что для любого множества $\mathcal{Q}$, $\mathcal{Q} \subseteq P_2(n)$, отношение $|\mathcal{Q}|/2^{2^n}$, то есть доля тех ФАЛ f из $P_2(n)$, которые принадлежат $\mathcal{Q}$, равна вероятности того, что реализация случайной величины ξ принадлежит $\mathcal{Q}$.

Из независимости случайных величин ξ_α , $\alpha \in B^n$, вытекает, что для их суммы $\tilde{\xi}^{(n)} = \tilde{\xi}$, которая равна мощности множества N_f для ФАЛ f , являющейся реализацией случайной величины $\xi^{(n)} = \xi$, в силу (7.11) справедливы равенства (см., например, [4])

$$\mathbb{E}\tilde{\xi}^{(n)} = 2^{n-1}, \quad \mathbb{D}\tilde{\xi}^{(n)} = 2^{n-2}, \quad (7.12)$$

Полагая

$$t = \left\lceil n \cdot 2^{\frac{n}{2}} \right\rceil, \quad I = (2^{n-1} - t, 2^{n-1} + t)$$

и применяя к случайной величине $\tilde{\xi}$ с учетом (7.12) неравенство Чебышева [4], получим, что вероятность события $\tilde{\xi} \notin I$, то есть доля тех ФАЛ f из $P_2(n)$, для которых $|N_f| \notin I$, не больше, чем

$$\frac{\mathbb{D}\eta}{t^2} \leq \frac{1}{4n^2}$$

и, следовательно, стремится к 0 при n стремящемся к бесконечности. Это означает, в частности, что для почти всех ФАЛ f из $P_2(n)$, выполнено равенство

$$|N_f| = 2^{n-1} (1 \pm o(n^{-2})) \quad (7.13)$$

то есть длина совершенной ДНФ у почти всех ФАЛ из $P_2(n)$ асимптотически равна 2^{n-1} .

Лемма 7.5. *Для почти всех ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, выполняются неравенства*

$$\lambda(f) \leq \frac{3}{4} 2^{n-1} (1 + o(n^{-2})), \quad (7.14)$$

$$R(f) \leq \frac{3}{4} n \cdot 2^{n-1} (1 + o(n^{-2})), \quad (7.15)$$

Доказательство. Пусть ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, является реализацией случайной величины ξ . Для каждого набора β , $\beta \in B^{n-1}$, рассмотрим $\xi_{(0,\beta)} \vee \xi_{(1,\beta)}$. Заметим, что случайные величины η_β , $\beta \in B^{n-1}$, независимы, а математическое ожидание и дисперсия любой из них равны $\frac{3}{4}$ и $\frac{3}{16}$ соответственно. Заметим также, что равенство $\eta_\beta = 1$ выполняется тогда и только тогда, когда в ДНФ $\mathfrak{A}_f$, построенной по лемме 7.1 для ФАЛ f , входит слагаемое, соответствующее набору β . Из независимости случайных величин η_β , $\beta \in B^{n-1}$, следует, что для их суммы $\tilde{\eta} = \tilde{\eta}^{(n)}$ выполняются соотношения

$$\mathbb{E}\tilde{\eta}^{(n)} = \frac{3}{4} 2^{n-1}, \quad \mathbb{D}\tilde{\eta}^{(n)} = \frac{3}{16} 2^{n-1}, \quad (7.16)$$

Полагая

$$t = \left\lceil n \cdot 2^{\frac{n}{2}} \right\rceil, \quad I = \left(\frac{3}{4} 2^{n-1} - t, \frac{3}{4} 2^{n-1} + t \right)$$

и проводя на основе (7.16) рассуждения аналогичные тем, с помощью которых из соотношений (7.12) выводилось равенство (7.13), получим, что $\lambda(\mathfrak{A}_f) \in I$ у не менее, чем $2^{2^n} \left(1 - \frac{1}{n^2}\right)$, ФАЛ f из $P_2(n)$. Это означает, что для почти всех ФАЛ f , $f \in P_2(n)$, длина и ранг её ДНФ $\mathfrak{A}_f$, построенной в соответствии с леммой 7.1, удовлетворяют (7.14), (7.15).

Лемма доказана. $\square$

§8 Градиентный алгоритм и оценка длины градиентного покрытия, примеры его применения

Выделение всех тупиковых подпокрытий из заданного покрытия и, в частности, построение всех тупиковых ДНФ является трудоемкой задачей. В связи с этим вместо того чтобы строить все тупиковые ДНФ и выбирать среди них, например, кратчайшую, часто используют эвристические алгоритмы, позволяющие получать не очень «длинные» ДНФ. К числу таких алгоритмов относится и градиентный алгоритм, ориентированный на выделение из заданного покрытия достаточно «коротких» подпокрытий или, иначе, на построение достаточно «коротких» покрытий для заданной матрицы. На каждом шаге градиентного алгоритма в матрице выбирается и включается в покрытие такая строка, которая покрывает наибольшее число еще не покрытых столбцов (если таких строк несколько, из них выбирается строка с наименьшим номером). Алгоритм заканчивает свою работу после того шага, на котором получилось покрытие.

Следующее утверждение дает верхнюю оценку длины покрытия, получаемого с помощью градиентного алгоритма для матриц с заданной «густотой».

Теорема 8.1 ([6]). Пусть для действительного γ , $0 < \gamma \leq 1$, в каждом столбце матрицы M , $M \in B^{p,s}$, имеется не меньше, чем $\gamma \cdot p$, единиц. Тогда покрытие матрицы M , получаемое с помощью градиентного алгоритма, имеет длину не больше, чем¹ $\left\lceil \frac{1}{\gamma} \ln^+(\gamma s) \right\rceil + \frac{1}{\gamma}$.

Доказательство. Пусть для построения покрытия матрицы M с помощью градиентного алгоритма потребовалось

¹Полагаем, что $\ln^+ x = \ln x$, если $x \geq 1$, и $\ln^+ x = 0$, если $0 < x < 1$.

сделать q шагов, причем на шаге с номером t , $t \in [1, q]$, была выбрана строка с номером i_t . Для каждого t , $t \in [1, q]$, рассмотрим матрицу M_t , которая получается из матрицы M в результате удаления строк с номерами $\{i_1, \dots, i_t\}$, а также покрываемых ими столбцов и которая принадлежит множеству B^{p_t, s_t} , где $p_t = p - t$ и $s_t = s \cdot \delta_t$, $0 \leq \delta_t \leq 1$. Для определенности будем считать, что $M_0 = M$, $p_0 = p$, $s_0 = s$, $\delta_0 = 1$ и $p_q = p - q$, $s_q = \delta_q = 0$. Заметим, что при любом t , $t \in [0, q]$, справедливо неравенство

$$q \leq t + \delta_t \cdot s, \quad (8.1)$$

так как после выполнения первых t шагов алгоритма остаются не покрытыми $\delta_t \cdot s$ столбцов матрицы M , а на каждом следующем шаге покрывается не менее одного столбца.

Заметим, далее, что в каждом столбце матрицы M_t , $t \in [0, q]$, имеется не менее, чем $\gamma \cdot p$, единиц и поэтому общее число единиц в матрице M_t не меньше, чем $\gamma p s \delta_t$, а значит среднее число единиц в ее строках не меньше, чем $\gamma s \delta_t$. Отсюда вытекает, что строка матрицы M с номером i_{t+1} , которая выбирается на $(t + 1)$ -м шаге алгоритма и является строкой матрицы M_t с наибольшим числом единиц, содержит не меньше, чем $\gamma s \delta_t$, единиц, то есть покрывает не меньше, чем $\gamma s \delta_t$, еще не покрытых столбцов матрицы M . Таким образом, для любого t , $t \in [0, q]$, выполняются соотношения

$$s \delta_{t+1} = s_{t+1} \leq s_t - \gamma s \delta_t = s \delta_t (1 - \gamma)$$

из которых, с учетом $\delta_0 = 1$, следует, что

$$\delta_t \leq (1 - \gamma)^t \leq e^{-\gamma t} \quad (8.2)$$

при любом t , $t \in [0, q]$.

Выбирая значение параметра t так, что

$$t = \left\lceil \frac{1}{\gamma} \ln^+ (\gamma s) \right\rceil,$$

подставляя его в (8.1) и учитывая (8.2), получим

$$q \leq \left\lceil \frac{1}{\gamma} \ln^+ (\gamma s) \right\rceil + s \cdot e^{-\ln^+ (\gamma s)} \leq \left\lceil \frac{1}{\gamma} \ln^+ (\gamma s) \right\rceil + \frac{1}{\gamma}.$$

Теорема доказана. $\square$

В качестве примера применения градиентного алгоритма рассмотрим задачу о «протыкании» граней куба его точками. Задача о «протыкании» системы $\mathfrak{N}$, состоящей из подмножеств $\mathcal{N}_1, \mathcal{N}_2, \dots, \mathcal{N}_p$ множества $\mathcal{N} = \{\alpha_1, \dots, \alpha_s\}$ заключается в нахождении такого подмножества множества $\mathcal{N}$, в котором при любом i , $i \in [1, p]$, имеется хотя бы один элемент из $\mathcal{N}_i$. Эта задача сводится к задаче о выделении подпокрытия из покрытия отрезка $[1, p]$ его подмножествами $I_1, \dots, I_s$, где $I_i = \{j : \alpha_j \in \mathcal{N}_i\}$ при всех i , $i \in [1, s]$. Заметим, что матрица построенной таким образом системы подмножеств отрезка $[1, p]$ получается из матрицы системы $(\mathcal{N}, \mathfrak{N})$ в результате транспонирования.

Лемма 8.1 ([18]). *При любых натуральных n и m , $m \leq n$, в кубе B^n всегда найдется подмножество мощности не более, чем $n \cdot 2^m$, протыкающее все грани ранга m .*

Доказательство. Применяя указанный выше подход, рассмотрим множество $\mathcal{N}$, состоящее из всех граней ранга m куба B^n , $|\mathcal{N}| = \binom{n}{m} \cdot 2^m$, а также систему $\mathfrak{N} = \{\mathcal{N}_\alpha\}_{\alpha \in B^n}$ его подмножеств, где $\mathcal{N}_\alpha$ — множество тех граней из $\mathcal{N}$, которые проходят через точку α . Очевидно, что каждая грань из $\mathcal{N}$ содержится в тех 2^{n-m} подмножествах $\mathcal{N}_\alpha$, для которых точка α принадлежит этой грани. Следовательно, матрица M , связанная с парой $(\mathcal{N}, \mathfrak{N})$, состоит из $p = 2^n$ строк и $s = \binom{n}{m} \cdot 2^m$ столбцов, в каждом из которых имеется $p \cdot \gamma$, где $\gamma = 2^{-m}$, единиц. Искомое множество наборов получается в результате применения к матрице M теоремы 8.1 и

построения покрытия длины q , где

$$\begin{aligned} q &\leq \left\lceil 2^m \ln^+ \left(\binom{n}{m} \right) \right\rceil + 2^m \leq \left\lceil 2^m \log \left(\binom{n}{m} \right) \right\rceil + 2^m \leq \\ &\leq 2^m (n - 1) + 2^m = n \cdot 2^m. \end{aligned}$$

Лемма доказана.

□

Литература

- [1] *Алексеев В. Б.* Введение в теорию сложности алгоритмов. М.: Издательский отдел ф-та ВМиК МГУ, 2002.
- [2] *Алексеев В. Б., Вороненко А. А., Ложкин С. А., Романов Д. С., Сапоженко А. А., Селезнева С. Н.* Задачи по курсу «Основы кибернетики». Издательский отдел ф-та ВМиК МГУ, 2002.
- [3] *Алексеев В. Б., Ложкин С. А.* Элементы теории графов, схем и автоматов. М.: Издательский отдел ф-та ВМиК МГУ, 2000.
- [4] *Боровков А. А.* Курс теории вероятностей. М.: Наука, 1976.
- [5] *Гаврилов Г. П., Сапоженко А. А.* Задачи и упражнения по дискретной математике. 3-е изд., перераб. М.: ФИЗМАТЛИТ, 2004.
- [6] Дискретная математика и математические вопросы кибернетики, под редакцией *С. В. Яблонского* и *О. Б. Лупанова*. Т. 1. М.: Наука, 1974.
- [7] *Евдокимов А. А.* О максимальной длине цепи в единичном n -мерном кубе // Матем. заметки. 1969. 6. №3. С. 309–319.
- [8] *Емеличев В. А., Мельников О. И., Сарванов В. И., Тышкевич Р. И.* Лекции по теории графов. М.: Наука, 1977.

- [9] Журавлев Ю. И. Локальные алгоритмы вычисления информации // Кибернетика. №1. 1965. С. 12–19.
- [10] Журавлев Ю. И. Теоретико-множественные методы в алгебре логики // Проблемы кибернетики. Вып. 8. М.: Физматгиз, 1962. С. 5–44.
- [11] Кузьмин В. А. Оценки сложности реализации функций алгебры логики простейшими видами бинарных программ // Сб. «Методы дискретного анализа в теории кодов и схем». Новосибирск, 1976. Вып. 29. С. 11–39
- [12] Ложкин С. А. Оценки высокой степени точности для сложности управляющих систем из некоторых классов // Математические вопросы кибернетики. Вып. 6. М.: Наука, 1996. С. 189–214.
- [13] Ложкин С. А. Структурное моделирование и декомпозиция для некоторых классов схем. М.: Издательский отдел ф-та ВМиК МГУ, 2001.
- [14] Лупанов О. Б. Асимптотические оценки сложности управляющих систем. М.: Изд-во МГУ, 1984.
- [15] Лупанов О. Б. О сложности реализации функций алгебры логики релейно-контактными схемами // Проблемы кибернетики. Вып. 11. М.: Наука, 1964. С. 25–48.
- [16] Лупанов О. Б. О сложности реализации функций алгебры логики формулами // Проблемы кибернетики. Вып. 3. М.: Физматгиз, 1960. С. 61–80.
- [17] Мурога С. Системы проектирования сверхбольших интегральных схем. М.: Мир, 1985.

- [18] *Нечипорук Э. И.* О топологических принципах самокорректирования // Проблемы кибернетики. Вып. 21. М.: Наука, 1969. С. 5–102.
- [19] *Нигматуллин Р. Г.* Сложность булевых функций. М.: Наука, 1991.
- [20] *Поваров Г. Н.* Метод синтеза вычислительных и управляющих контактных схем // Автоматика и телемеханика. 1957. Т. 18. №2. С. 145–162.
- [21] *Сапоженко А. А.* Дизъюнктивные нормальные формы. М.: Изд-во МГУ, 1975.
- [22] *Сапоженко А. А.* Некоторые вопросы сложности алгоритмов. Издательский отдел ф-та ВМиК МГУ, 2001.
- [23] *Сапоженко А. А., Ложкин С. А.* Методы логического проектирования и оценки сложности схем на дополняющих МОП-транзисторах // Микроэлектроника. 1983. Т. 12. №1. С. 42–47.
- [24] *Фихтенгольц Г. М.* Основы математического анализа, том 1. М.: Наука, 1968.
- [25] *Фихтенгольц Г. М.* Основы математического анализа, том 2. М.: Наука, 1964.
- [26] *Чегис И. А., Яблонский С. В.* Логические способы контроля работы электрических схем // Труды МИ АН СССР. Т. 51. М.: Изд-во АН СССР, 1958. С. 270–360.
- [27] *Яблонский С. В.* Введение в дискретную математику. 2-е изд., перераб. и доп. М.: Наука, 1986.
- [28] *Яблонский С. В.* Надежность управляющих систем. М.: Изд-во МГУ, 1991.

- [29] Яблонский С. В. Некоторые вопросы надежности и контроля управляющих систем // Математические вопросы кибернетики. Вып. 1. М.: Наука, 1988. С. 5–25.
- [30] Яблонский С. В. Эквивалентные преобразования управляющих систем. М.: Изд-во МГУ, 1986.
- [31] Cardot C. Quelques resultats sur l'application de l'algèbre de Boole à la synthèse des circuits a relais // Ann. Telecommunications. 1952. V.7. №2. P. 75–84.
- [32] Shannon C. E. The syntesis of two-terminal switching circuits // Bell Syst. Techn. J. 1949. V. 28. №1. P. 59–98 (Русский перевод: Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике. М.: ИЛ, 1963. С. 59–101).
- [33] Wegener I. Branching programs and binary decision diagrams. SIAM Publishers, 2000.