Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Л. П. ТУРЧЕНКОВ

ИМПУЛЬСНЫЕ УСТРОЙСТВА НА ЛОГИЧЕСКИХ ИНТЕГРАЛЬНЫХ МИКРОСХЕМАХ

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Л.П. Турченков

ИМПУЛЬСНЫЕ УСТРОЙСТВА НА ЛОГИЧЕСКИХ ИНТЕГРАЛЬНЫХ МИКРОСХЕМАХ

Учебное пособие

ЧАСТЬ II

НАУЧНАЯ БИБЛИОТЕКА
ДЛЯ КНИГ
ТГУ

Издательство Томского университета

Томск - 1984

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

УДК 621.396.6 (075)

Турченков Л.П. Импульсные устройства на логических интегральных микросхемах.
- Томск: Изд-во Томск. ун-та, 1984.-325 с. 20 к. 500 экз. 2402020000.

В учебном пособии рассматриваются вопросы булевой алгебры, методы логического проектирования функциональных и импульсно-цифровых устройств в объеме, необходимом для изучения курса "Импульсные устройства".

Предназначено для студентов радиотехнических специальностей.

Рецензент - М.С.Ройтман

Редактор - В.С.Чернышев

Т $\frac{2402020000}{177 / 012 - 84}$ 104 - 84

© Издательство Томского университета, 1984 г.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

ВВЕДЕНИЕ

Широкое применение элементной базы в интегральном исполнении при конструировании устройств измерения, управления и контроля поставило перед необходимостью введения корректив в программы изучения курсов импульсной техники и импульсных устройств. Принципы логического проектирования перестали быть монополией создателей электронных цифровых вычислительных машин.

В последние годы появилось значительное количество книг, посвященных проектированию радиоэлектронных устройств на базе микроэлектронных схем. Однако содержание и последовательность изложения материала в них не вписываются в программы начинающих изучать синтез и проектирование радиоэлектронных узлов на интегральных схемах. В этой связи материал учебного пособия излагается в объеме и последовательности, необходимых для изучения импульсных цифровых устройств студентами специальности 0701, 0707. При написании данного учебного пособия, являющего продолжением учебного пособия "Импульсные устройства на интегральных микросхемах" (часть I [10]) ,достаточно широко использовались материалы книг последних лет издания [1,2,3,4,5,6,7, 8].

Задача логического проектирования импульсных цифровых устройств заключается в определении оптимальной структуры устройства при заданной элементной базе (заданного перечня логических элементов и элементарных цифровых автоматов). Оценка оптимальности структуры функциональных устройств базируется на использовании известных критериев, таких, например, как стоимость, габариты, вес и т.д.

Научной основой абстрактного проектирования (нахождение функциональной связи между входными и выходными переменными) является аппарат алгебры логики (булевой алгебры). Поэтому в главе I излагаются основы булевой алгебры: основные положения, постулаты, теоремы и формы существования логических функций.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

На начальной стадии логического проектирования требования к устройству формулируются обычно в виде словесного или иного содержательного описания. Последующие этапы предусматривают переход от содержательного описания к формализованному заданию оператора связи между входными и выходными переменными в виде таблиц, матриц или переключательных функций. На этом этапе осуществляются преобразование полученных функций и их минимизация. Этому посвящена глава 2.

На основании преобразованных и минимизированных функций определяется структурная схема функционального устройства, которая является в свою очередь основой для конструирования принципиальной схемы на конкретной серии интегральных базовых элементов. Глава 3 содержит несколько примеров проектирования комбинационных и последовательных схем, иллюстрирующих процесс проектирования от задания требований к устройству до составления функциональных схем.

Автор выражает искреннюю благодарность доценту Ю.П.Шевелеву за любезно представленный материал по излагаемому вопросу и доценту В.С.Чернышову за полезные рекомендации при написании учебного пособия.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

I. ОСНОВЫ АЛГЕБРЫ ЛОГИКИ

Возможность применения алгебры логики к задачам проектирования цифровых автоматов обусловлена аналогией положений этой алгебры и двоичной системы счисления. Как известно, логические элементы возбуждаются сигналами, которые могут принимать только два значения: "0" и "I". В электрических схемах эти значения соответствуют высокому потенциалу "I" и низкому "0", или, например, "I"-контакт замкнут, "0"-контакт разомкнут. Этими двумя цифрами, как и в десятичной системе счисления, можно записать любое число, характеризующее конкретные объекты, их состояние в природе или потенциальное состояние в точках электрической схемы. В связи с этим часто возникает необходимость перевести десятичное число в двоичное [4] . Алгоритм перевода проследим на примере десятичного числа 39:

а) делим число 39 на 2 : 39/2 = I9 (I в остатке);
б) делим число I9 на 2 : I9/2 = 9 (I в остатке);
в) делим число 9 на 2 : 9/2 = 4 (I в остатке);
г) делим число 4 на 2 : 4/2 = 2 (0 в остатке);
д) делим число 2 на 2 : 2/2 = I (0 в остатке).

Читая остатки снизу вверх, начиная с единицы, полученной от деления 2:2, получаем двоичное число IOOIII. Нетрудно заметить, что каждое последующее (делимое) число меньше предыдущего вдвое. А если число не делится на 2 без остатка, то его уменьшают на единицу. Двоичное число легко определить, пользуясь формальным правилом: при мысленном делении числа справа от него записывают единицу для нечетных чисел и нуль-для четных:

39 - I , 4 - 0,
I9 - I , 2 - 0,
9 - I , I - I.

В конце операции такого деления записывается число, состоящее из "I" и "0", записанных справа.

Следует заметить, что двоичное число можно снова перевести в десятичное, пользуясь степенью числа 2:

$$IOOIII \,|_{2} = 2^5 + 2^2 + 2^I + 2^0 = 39 \,|_{IO} .$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

I.I. Операции с двоичными числами

Сущность операций булевой алгебры над двоичными числами, выражающимися переменными X_i в переключательной функции $y=f(X_1, X_2, .. X_n)$, описывается определенными правилами. В отличие от обычной алгебры здесь приняты специфические символы и обозначения. Так, символ «=» и скобки «( )» по виду такие же, как в обычной алгебре. Однако полезно напомнить, что здесь рассматривается не алгебра чисел, поэтому знак «=» не имеет смысла количественного равенства. Он обозначает, что совокупность переменных (в переключательной функции), которые он разделяет, представляет идентичные значения. Так, $y=(X_1+X_2)\cdot(X_1\cdot X_3)$ говорит о том, что функция будет соответствовать "0" или "I" в зависимости от состояния переменных X_i. Скобки, как и в обычной алгебре, используются для указания порядка выполнения операций. В функции $y=(X_1+X_2)X_1\cdot X_3$ знаком (+) обозначается операция логического сложения (дизъюнкция). Встречается обозначение этой операции знаком (V) (первая буква латинского слова *vel* -"ИЛИ"). Знак (.) обозначает логическое умножение (конъюнкция -"И"). Иногда в буквенном выражении знак (.) опускается.

Правила выполнения операций над объектами двоичной системы счисления определяются положениями, не требующими доказательств:

$$\left.\begin{array}{l} X = 0, \text{ если } X \neq I, \\ X = I, \text{ если } X \neq 0. \end{array}\right\} \qquad (I.I)$$

$$\left.\begin{array}{l} 0 \cdot 0 = 0, \\ I \cdot I = I, \\ I \cdot 0 = 0 \cdot I = 0. \end{array}\right\} \qquad (I.2)$$

$$\left.\begin{array}{l} 0 + 0 = 0, \\ I + I = I, \\ I + 0 = I. \end{array}\right\} \qquad (I.3)$$

$$\overline{0} = I, \ \overline{I} = 0. \qquad (I.4)$$

Постулаты (I.I) указывают на то, что переменные могут принимать два значения: "0" и "I". Постулаты (I.2) и (I.3) определяют соответственно операции конъюнкции и дизъюнкции, а (I.4) - операцию отрицания (инверсию). Можно заметить, что

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

если в каком-либо из постулатов (I.2), (I.3) заменить "0" на "I", а "I" на "0", затем знак сложения заменить на знак умножения, то получим другой постулат, принадлежащий данной системе. Изложенное вряд ли потребует смыслового толкования, если учесть, что переменные и результат операции не могут принимать значений больше "I" и меньше "0". Действительно, представим операцию дизъюнкции двумя параллельно подключенными контактными цепями, а конъюнкции - двумя последовательными (рис.I.I) и предположим, что замкнутое состояние контактов соответствует $X_i = 1$, а разомкнутое - $X_i = 0$. Легко убедиться в правильности приведенных положений.

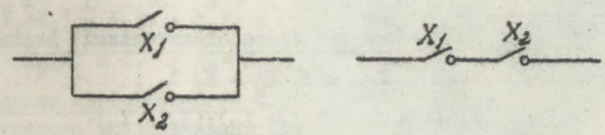


Рис. 1.1

С помощью постулатов алгебры логики доказывается ряд теорем, показывающих справедливость преобразований в логических цепях над переменными X.

I.2. Теоремы одной переменной

Операция "ИЛИ"

$$X + 0 = X, \quad (I.5)$$
$$X + I = I, \quad (I.6)$$
$$X + X = X, \quad (I.7)$$
$$X + \overline{X} = I. \quad (I.8)$$

Операция "И"

$$X \cdot I = X, \quad (I.9)$$
$$X \cdot X = X, \quad (I.10)$$
$$X \cdot 0 = 0, \quad (I.11)$$
$$X \cdot \overline{X} = 0. \quad (I.12)$$

Операция двойного отрицания

$$\overline{\overline{X}} = X. \quad (I.13)$$

Доказательство теорем осуществляется методом полного перебора, заключающегося в том, что всем переменным дается набор значений "0", "I". При этом все приведенные операции (I.5)-(I.13) на любом значении набора осуществляются по системе постулатов (I.I)-(I.4). Для примера докажем теорему (I.7)

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

$X + X = X$. Дадим переменной X значение "I" или "0", получим постулаты (I.3).

I.3. Теорема для двух и более числа переменных

а. Коммутативный (переместительный) закон:

$$X_I + X_2 = X_2 + X_I \,, \qquad (I.I4)$$

$$X_I \cdot X_2 = X_2 \cdot X_I \,. \qquad (I.I5)$$

б. Ассоциативный (сочетательный) закон:

$$(X_I + X_2) + X_3 = X_I + (X_2 + X_3) = X_I + X_2 + X_3 \,, \qquad (I.I6)$$

$$(X_I \cdot X_2) \cdot X_3 = X_I \cdot (X_2 \; X_3) = X_I \cdot X_2 \cdot X_3 \,. \qquad (I.I7)$$

в. Дистрибутивный (распределительный) закон:

$$X_I(X_2 + X_3) = X_I X_2 + X_I X_3 \,, \qquad (I.I8)$$

$$X_I + X_2 X_3 = (X_I + X_2) \cdot (X_I + X_3) \,. \qquad (I.I9)$$

Дистрибутивный закон, представленный выражением (I.I9), доказывается тождеством при возможных наборах значений переменных X_i, например $X_I + X_2 X_3 = X_I(I + X_2 + X_3) + X_2 X_3$. Правомочность записанного в правой части выражения обусловлена тем, что сумма в скобках равна I, независимо от значения переменных X_2, X_3. На этом основании $X_I(I + X_2 + X_3) + X_2 X_3 = X_I + X_I X_2 + X_I X_3 + X_2 X_3$. Согласно теореме (I.I0) $X_I X_I = X_I$. Тогда

$$X_I X_I + X_I X_2 + X_I X_3 + X_2 X_3 = X_I(X_I + X_2) + X_3(X_I + X_2) = (X_I + X_2) \cdot (X_I + X_3).$$

г. Закон поглощения:

$$X_I + X_I X_2 = X_I \,, \qquad (I.20)$$

$$X_I(X_I + X_2) = X_I \,. \qquad (I.2I)$$

Для доказательства первого равенства воспользуемся теоремой (I.6) $X_I(I + X_2) = X_I$, так как выражение в скобках равно "I", согласно же (I.9) $X_I \cdot I = X_I$.

Во втором равенстве $X_I X_I + X_I X_2 = X_I + X_I X_2$, а это тождество уже доказывалось, т.е. при любых значениях X_2 результат будет соответствовать только значению X_I.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Аналогичным образом можно доказать закон поглощения для трех переменных:

$$(X_I + X_2)\cdot(X_I + X_3) = X_I + X_2X_3 ,$$

так как

$$X_IX_I + X_IX_3 + X_2X_I + X_2X_3 = X_I(I + X_2 + X_3) + X_2X_3 = X_I + X_2X_3 .$$

д. Закон склеивания:

$$X_IX_2 + X_I\overline{X}_2 = X_I , \qquad (I.22)$$

$$(X_I + X_2)\cdot(\overline{X}_I + X_2) = X_2 . \qquad (I.23)$$

Докажем тождество (I.23):

$$(X_I+X_2)\cdot(\overline{X}_I+X_2) = X_I\overline{X}_I + X_IX_2 + \overline{X}_IX_2 + X_2X_2 = 0 + \overline{X}_IX_2 +$$
$$X_IX_2 + X_2 = X_2(X_I + \overline{X}_I) + X_2 = X_2I + X_2 = (I + I)\cdot X_2 = X_2 .$$

е. Законы двойственности (теорема де Моргана).

Эта теорема устанавливает зависимость между всеми операциями алгебры – конъюнкцией, дизъюнкцией и отрицанием (инверсией):

$$\overline{X_I + X_2} = \overline{X}_I\cdot\overline{X}_2 , \qquad (I.24)$$
$$\overline{X_I\cdot X_2} = \overline{X}_I + \overline{X}_2 .$$

Теорема формулируется следующим образом: инверсия любой сложной логической функции, в которой переменные (и их инверсии) связаны операцией конъюнкции (или дизъюнкции), может быть представлена выражением той же функции с изменением всех знаков конъюнкции на знаки дизъюнкции, знаков дизъюнкции на знаки конъюнкции и инверсией всех переменных. Например,

$$\overline{X_I+X_2\,\overline{X}_3 + \overline{X}_IX_3\,\overline{X}_4} = \overline{X}_I(\overline{X}_2 + X_3)\cdot(X_I+ \overline{X}_3+ X_4).$$

И другое правило: выражение не изменится, если одновременно инвертировать все аргументы, изменить все знаки конъюнкции на знаки дизъюнкции, знаки дизъюнкции на знаки конъюнкции и инвертировать полученное выражение. Например,

$$X_I(X_2 + \overline{X}_3) + X_3\overline{X}_4 = \overline{(\overline{X}_I + \overline{X}_2\,X_3)\cdot(\overline{X}_3 + X_4)}.$$

Доказательство теоремы де Моргана проведем для двух переменных, значения которых приведены в табл. I.1.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Таблица I.I

X_I	X_2	$\overline{X}_I$	$\overline{X}_2$	X_I+X_2	$X_I \cdot X_2$	$\overline{X_I+X_2}$	$\overline{X}_I \cdot \overline{X}_2$	$\overline{X_I \cdot X_2}$	$\overline{X}_I + \overline{X}_2$
I	2	3	4	5	6	7	8	9	I0
0	0	I	I	0	0	I	I	I	I
0	I	I	0	I	0	0	0	I	I
I	0	0	I	I	0	0	0	I	I
I	I	0	0	I	I	0	0	0	0

Сравнение колонок 7 и 8, 9 и I0 таблицы показывает справедливость теоремы (I.24).

Если предположить, что преобразование "И - НЕ" - функции Шеффера (I.24), ведется с переменными равного значения, то можно указать еще несколько правил:

$$\begin{aligned} a \mid a &= \overline{a}, \\ a \mid \overline{a} &= 1, \\ a \mid 0 &= 1, \\ a \mid 1 &= 1, \\ \overline{a} \mid 1 &= a. \end{aligned} \qquad (I.25)$$

Правила преобразования для соотношений функции Пирса ("ИЛИ-НЕ") будут следующими:

$$\begin{aligned} a \downarrow a &= \overline{a}, \\ a \downarrow 1 &= 0, \\ a \downarrow 0 &= \overline{a}, \\ a \downarrow \overline{a} &= 0. \end{aligned}$$

Выделение функций Шеффера и Пирса обусловлено тем, что каждая из них представляет полный набор логических функций и может реализовать любую логическую функцию.

I.4. Переключательные функции (оператор связи между входными и выходными переменными)

Любое выражение, устанавливающее зависимость между "n" логическими переменными (аргументами), называют переключательной (логической) функцией. В соответствии с постулатами

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

(I.I)-(I.4) функция может принимать только два значения: "0" или "I". Такие функции удобны для описания, анализа и синтеза переключательных схем и обозначаются

$$y = f(x_1, x_2, \cdots x_p).$$

Функция позволяет по заданным условиям функционирования электрической схемы установить значение выходного (двоичного) сигнала. Значения функции, которые она должна принимать при всех наборах аргументов, должны быть определены заданием этой функции. Число наборов аргументов зависит от числа самих аргументов. Если число аргументов равно "Р", то число всех наборов составляет 2^p. Так, в табл. I.I для двух аргументов (X_I, X_2) число всех наборов составляет 4. При трех аргументах - 8 наборов и т.д. Поскольку каждому из наборов может соответствовать два значения У ("0" или "I"), то общее число различных функций "Р" аргументов $F = 2^{2^p}$.

При задании условий работы проектируемого устройства часто используются таблицы соответствия, в которых по замыслу проектировщика для всех значений аргументов (переменных) указаны значения функции. В табл.I.2 приведено задание переключательной функции при трех аргументах:

$$У = (X_I + \overline{X}_2 + X_3) \cdot \overline{X_I X_2 X_3}.$$

Таблица I.2

Номер набора	X_I	X_2	X_3	$X_I+\overline{X}_2+X_3$	$\overline{X_I X_2 X_3}$	Значение функции
0	0	0	0	I	I	I
I	0	0	I	I	I	I
2	0	I	0	0	I	0
3	0	I	I	I	I	I
4	I	0	0	I	I	I
5	I	0	I	I	I	I
6	I	I	0	I	I	I
7	I	I	I	I	0	0

При заданной функции и наборе аргументов логические операции могут быть реализованы с помощью некоторого устройства.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Приведенную в примере функцию представим в виде функционального устройства (рис. I.2).

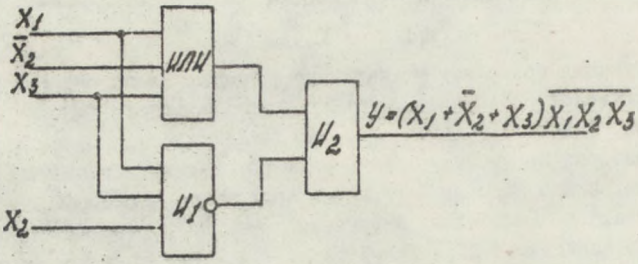


Рис. 1.2

I.5. Нормальные (канонические) формы представления функции

Переключательные функции двоичных переменных обычно приводятся к виду, удобному для последующих преобразований. Приняты две нормальные формы: совершенная дизъюнктивная нормальная форма (СДНФ) и совершенная конъюнктивная нормальная форма (СКНФ). Прежде чем пользоваться понятием совершенных нормальных форм функции, дадим определение нормальных форм функции. Дизъюнктивной нормальной формой (ДНФ) называется функция, которая выражается в виде дизъюнкции ряда членов, каждый из которых является простой конъюнкцией аргументов или их инверсий.

Примером ДНФ может служить следующее выражение:

$$f(X_1,X_2X_3) = X_1+X_2\bar{X}_3 + X_1X_2\bar{X}_3 + X_2X_3 . \qquad (I.25')$$

Примером функции, не являющейся ДНФ, служат выражения, подобные

$$f(X_1,X_2,X_3)=X_1+X_2\bar{X}_3+X_1X_2\bar{X}_3+\overline{X_2X_3}.$$

Здесь последний член $\overline{X_2X_3}$ не является простой конъюнкцией аргументов. Не являющейся ДНФ будет выражение, содержащее в конъюнкциях избыточный член. Например,

$$f(X_1,X_2,X_3)=X_1+X_1X_1\bar{X}_2X_3+X_2\bar{X} .$$

Совершенной ДНФ называется функция, в которой представлены все аргументы (или их инверсии) функции. Например,

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_1 x_2 x_3 + \bar{x}_1 x_2 x_3 + x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 .$$

Выражение (I.25′) не может являться СДНФ, так как в нем лишь третий член содержит все аргументы функции. Для перевода функции (I.25′) к СДНФ необходимо произвести такие преобразования, чтобы в каждом члене были представлены все аргументы. Эти преобразования обычно представляют операцию умножения конъюнкции (в которой отсутствует аргумент) на выражение вида $(x_i + \bar{x}_i)$, которое равно "I" и, следовательно, не изменяет порядка функции. Покажем описанный переход от ДНФ к СДНФ на примере следующего выражения:

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_2 + x_1 \bar{x}_3 .$$

Добавление недостающих членов $x_i + \bar{x}_i$ приводит функцию к виду

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_2(x_1 + \bar{x}_1)(x_3 + \bar{x}_3) + x_1 \bar{x}_3 (x_2 + \bar{x}_2) =$$

$$= x_2 (x_1 x_3 + x_1 \bar{x}_3 + \bar{x}_1 x_3 + \bar{x}_1 \bar{x}_3) + x_1 x_2 \bar{x}_3 + x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 =$$

$$= x_1 x_2 x_3 + x_1 x_2 \bar{x}_3 + \bar{x}_1 x_2 x_3 + \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 + x_1 x_2 \bar{x}_3 + x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 .$$

Полагая $x_1 x_2 \bar{x}_3 + x_1 x_2 \bar{x}_3 = x_1 x_2 \bar{x}_3$, получаем

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_1 x_2 x_3 + x_1 x_2 \bar{x}_3 + \bar{x}_1 x_2 x_3 + \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 + x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 .$$

Полученная форма является СДНФ, которую иногда называют также стандартной формой.

Нередко функция задается в форме табл. I.3, где переменным присвоено одно из двух значений ("0" или "I").

Таблица I.3

x_1	0	0	0	0	I	I	I	I
x_2	0	0	I	I	0	0	I	I
x_3	0	I	0	I	0	I	0	I
$f(x_1, x_2, x_3)$	0	I	0	I	0	I	0	I

Применительно к таблично заданной, СДНФ имеет следующий вид:

$$f(x_1, x_2, x_3) = \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 + \bar{x}_1 x_2 x_3 + x_1 \bar{x}_2 x_3 + x_1 x_2 x_3 , \qquad (I.26)$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

т.е. в выражение функции входят дизъюнктивные члены, при которых функция обращается в единицу (вошли столбцы 2,4,6,8). Следует отметить, что любая функция имеет единственную СДНФ.

Можно сформулировать правило записи СДНФ функции, заданной таблично. Необходимо записать столько членов в виде конъюнкции всех аргументов, сколько функция содержит единиц в таблице. Каждая конъюнкция должна соответствовать определенному набору аргументов, обращающему функцию в "I", и если в этом наборе значение аргумента равно "0", то в конъюнкцию входит инверсия данного аргумента.

Конъюнктивной нормальной формой (КНФ) называется форма представления функции в виде конъюнкции ряда членов, каждый из которых является простой дизъюнкцией аргументов или их инверсий. Например:

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_1(x_2 + \bar{x}_3)\cdot(x_1 + x_2 + \bar{x}_3)\cdot(x_2 + x_3).$$

Формой представления функции, не являющейся КНФ, может служить выражение

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_1 + (x_2 + \bar{x}_3)\cdot\overline{(x_1 + x_2 + x_3)}\cdot(x_2 + x_3),$$

где третий член не является простой дизъюнкцией аргументов и, кроме того, первый член не связан с остальными операцией конъюнкции.

В совершенной конъюнктивной нормальной форме в каждом члене функции обязательно должны быть представлены все аргументы.

Переход от КНФ к СКНФ производится путем добавления к каждому члену дизъюнкции, не содержащему всех аргументов, членов вида $x_i \cdot \bar{x}_i$, где x_i - аргумент, не представленный в дизъюнктивном члене. Если учесть, что $x_i \bar{x}_i = 0$, то такая операция не влияет на значение функции, но позволяет получить функцию в СКНФ. Например:

$$x = x + x_i\bar{x}_i = (x + x_i)(x + \bar{x}_i). \qquad (I.27)$$

Справедливость этого равенства может быть показана путем раскрытия скобок или использования закона (I.I9). Приведем пример перехода от КНФ к СКНФ для функции $f(x_1, x_2, x_3) = x_1(x_2 + \bar{x}_3)$.

$$f(x_1 x_2, x_3) = x_1(x_2 + \bar{x}_3) = (x_1 + x_2\bar{x}_2 + x_3\bar{x}_3)(x_2 + \bar{x}_3 + x_1\bar{x}_1).$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

$$f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 + x_2 + x_3)(x_1 + x_2 + \bar{x}_3)(x_1 + \bar{x}_2 + x_3) \cdot$$
$$\cdot (x_1 + \bar{x}_2 + \bar{x}_3)(x_1 + x_2 + \bar{x}_3)(\bar{x}_1 + x_2 + \bar{x}_3).$$

Находя подобные дизъюнктивные члены и полагая

$$(x_1 + x_2 + \bar{x}_3)(x_1 + x_2 + \bar{x}_3) = x_1 + x_2 + \bar{x}_3 \quad ,$$

получим

$$f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 + x_2 + x_3)(x_1 + x_2 + \bar{x}_3)(x_1 + \bar{x}_2 + x_3)(x_1 + \bar{x}_2 + \bar{x}_3)(\bar{x}_1 + x_2 + \bar{x}_3).$$

Примером СКНФ функции, заданной таблично на различных наборах аргументов, может служить функция, представленная в табл.I.3:

$$f(x_1, x_2, x_3) = (x_1 + x_2 + x_3)(x_1 + \bar{x}_2 + x_3)(\bar{x}_1 + x_2 + x_3)(\bar{x}_1 + \bar{x}_2 + x_3).$$

Выражение содержит столько членов, связанных операцией конъюнкции, сколько нулей содержится в таблице задания функции.

Таким образом, каждому набору значений аргументов, на котором функция равна "0", соответствует определенный член СКНФ, принимающий на упомянутом наборе значение "0", так как члены СКНФ связаны между собой операцией конъюнкции, достаточно, чтобы один из членов обратился в "0".

Можно сформулировать правило записи СКНФ, заданной таблично. Необходимо записать столько конъюнктивных членов, представляющих собой дизъюнкцию всех аргументов, при которых функция обращается в "0", и если в наборе имеется значение аргумента, равное "I", то в дизъюнкцию входит инверсия этого аргумента. Любая функция имеет единственную СКНФ.

Следует также заметить, что функцию, которая принимает единичное значение при одном из всех возможных наборов аргументов (нулевое- при всех прочих наборах), принято называть <u>минтермом</u>. А функцию, которая, наоборот, принимает нулевое значение при одном из возможных наборов и единичное при всех других, называют <u>макстермом</u>.

Между СДНФ и СКНФ имеется связь, которая устанавливается с помощью правила де Моргана. Допустим, что аналитически задана логическая функция

$$f = x_1 \bar{x}_2 x_3 x_4 \bar{x}_5 + x_1 \bar{x}_2 x_3 \bar{x}_4 x_5 + \bar{x}_1 \bar{x}_2 x_3 \bar{x}_4 \bar{x}_5 + \bar{x}_1 x_2 \bar{x}_3 x_4 \bar{x}_5 . \quad (I.28)$$

Любое из произведений является минтермом и обозначается через m_i, т.е. $f = m_1 + m_2 + m_3 + m_4$. (I.28')

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Для "n" переменных число минтермов равно 2^n, что для пяти переменных дает 32 минтерна. В последнем выражении приведена лишь часть минтермов, так как остальные тождественно равны нулю.

Применительно к изложенному функция СДНФ (I.26) представляет собой сумму минтермов. Если же функция задана аналитическим выражением в виде полной суммы конъюнкции, то слагаемые конъюнкции точнее называть импликантами, так как минтерм является частным случаем импликанты.

Уравнение (I.28) можно представить в виде

$$\bar{f}=(\bar{x}_1+x_2+\bar{x}_3+x_4+x_5)(\bar{x}_1+x_2+\bar{x}_3+x_4+\bar{x}_5)(x_1+x_2+\bar{x}_3+x_4+x_5)\cdot \quad (I.29)$$
$$\cdot(x_1+\bar{x}_2+x_3+\bar{x}_4+x_5),$$

что следует из правила де Моргана. Каждая такая сумма называется макстермом и обозначается M_i, т.е.

$$\bar{f}=M_1\cdot M_2\cdot M_3\cdot M_4 . \quad (I.29')$$

Выражение (I.28) реализуется в базисе "И-НЕ", а (I.29)- - в базисе "ИЛИ-НЕ".

Индексы у минтермов и макстермов выбираются следующим образом:

I) переменные (аргументы) записываются в порядке нарастания счета;

2) каждой переменной присваивается значение "I" или "0" в зависимости от того, входит ли она в прямой или в инверсной форме;

3) полученная совокупность нулей и единиц рассматривается как двоичное число;

4) находится десятичный эквивалент двоичного числа, принимаемый за индекс минтерма (макстерма). Например, $abcde=m_{12}$, так как $m_{01100}=m_{14}$ (двоичное число 01100 соответствует десятичному числу I2). Все 32 минтерма для 5 переменных приведены в табл. I.4.

Количество аргументов, содержащихся в логическом выражении (минтерме или макстерме), называется рангом этого выражения. Так, выражения (I.28'),(I.29') и входящие в них минтермы и макстермы имеют пятый ранг.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Таблица I.4

m_i	X_1	X_2	X_3	X_4	X_5	f	m_i	X_1	X_2	X_3	X_4	X_5	f
m_0	0	0	0	0	0	0	m_{15}	0	I	I	I	I	I
m_1	0	0	0	0	I	I	m_{16}	I	0	0	0	0	0
m_2	0	0	0	I	0	0	m_{17}	I	0	0	0	I	0
m_3	0	0	0	I	I	I	m_{18}	I	0	0	I	0	0
m_4	0	0	I	0	0	0	m_{19}	I	0	0	I	I	0
m_5	0	0	I	0	I	0	m_{20}	I	0	I	0	0	0
m_6	0	0	I	I	0	I	m_{21}	I	0	I	0	I	0
m_7	0	0	I	I	I	I	m_{22}	I	0	I	I	0	I
m_8	0	I	0	0	0	0	m_{23}	I	0	I	I	I	I
m_9	0	I	0	0	I	I	m_{24}	I	I	0	0	0	I
m_{10}	0	I	0	I	0	0	m_{25}	I	I	0	0	I	I
m_{11}	0	I	0	I	I	I	m_{26}	I	I	0	I	0	I
m_{12}	0	I	I	0	0	I	m_{27}	I	I	0	I	I	I
m_{13}	0	I	I	0	I	I	m_{28}	I	I	I	0	0	I
m_{14}	0	I	I	I	0	I	m_{29}	I	I	I	0	I	I
							m_{30}	I	I	I	I	0	I
							m_{31}	I	I	I	I	I	I

Следует также отметить, что иногда логическое выражение СДНФ записывают в виде

$$f = m_1 + m_2 + m_3 + m_4$$

и по индексу минтерма всегда можно определить его буквенную форму. Поэтому функция может задаваться перечнем чисел $f = (1,2,3,4)$. Заметим, что индексы при минтермах обычно идут с нарастанием, но не обязательно подряд. Так, для таблицы I.4 $f = m_1 + m_3 + m_6 + m_7 + m_9 + m_{11} + \cdots m_{31}$.

Можно также показать, что $\sum m_i = 1$, $m_i \cdot m_j = 0$ при $i \neq j$ точно так же, как произведение макстермов $f = M_1 M_2 M_3 M_4$ или $f = (1,2,3,4)$ в пределах $\prod M_i = 0$ и $M_i + M_j = 1$ при $i \neq j$.

Ознакомившись с нормальными формами функций, полезно получить представление о формах высших порядков. Прежде чем рассматривать эти формы, необходимо определить понятие порядка

НАУЧНАЯ БИБЛИОТЕКА
ДЛЯ
КНИГ

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

функции.

Функция имеет нулевой порядок, если она изображена отдельным аргументом или его инверсией, т.е.

$$f=A; \quad f_2=\bar{B}.$$

Отметим при этом, что аргумент (A,$\bar{B}$) не должен быть функцией каких-либо иных аргументов.

Функция имеет первый порядок, если она представлена суммой или произведением нескольких аргументов, взятых в прямой (инверсной) форме, или же в виде отрицания некоторого символа, изображающего какую-либо функцию не нулевого порядка. Разновидности функций первого порядка можно записать в виде

$$f=\bar{X}_1+X_2+\bar{X}_3+X_4, \quad f=\bar{X}_1\cdot X_2\cdot\bar{X}_3, \quad f=\varphi.$$

Функцию второго порядка можно представить выражением

$$f=X_1X_2+X_3X_4X_5,$$

где первый порядок образует операцию сложения, второй- операцию умножения.

В виде примера приведем функцию третьего порядка

$$f=(X_1+X_2\cdot X_3)(X_4+X_5),$$

первый порядок образует операция умножения скобок, второй - операция сложения в первой скобке, третий - операция умножения аргументов X_2X_3, т.е. порядок функции соответствует числу последовательно включенных логических элементов в схеме, построенной по выражению данной функции.

Как следует из этих примеров, если порядок функции невелик, то его можно определить непосредственно по операциям записанной функции. Примером функции высшего порядка может служить функция

$$f=\overline{\bar{A}+BD}\cdot D+B\bar{C}.$$

Формы высших порядков используются в тех случаях, когда повышение порядка (введение дополнительной операции) приводит к уменьшению числа вхождения букв.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

2. МИНИМИЗАЦИЯ ФОРМУЛ ДВОИЧНЫХ ЛОГИЧЕСКИХ ФУНКЦИЙ

После того как для заданного логического функционального устройства получено выражение, устанавливающее межблочные связи, можно попытаться произвести его упрощение. Упрощение преследует цель получения такого вида формулы, при которой построенный в соответствии с ней автомат отличался бы минимальным расходом логических элементов на его изготовление. Решение инженерной задачи должно учитывать особенности логических элементов применяемой элементной базы (значение коэффициентов объединения и разветвления, число элементов в корпусе интегральной схемы и т.д.). Однако применяемые в настоящее время методы [I] не полностью решают эти задачи в указанном объеме. Наиболее детально разработаны методы решения задачи минимизации формул, которая заключается в нахождении дизъюнктивной формы функции, содержащей минимальное число вхождения аргументов (букв). Эти формы функций называют оптимальными или минимальными дизъюнктивными формами.

Исходной задачей в процессе проектирования является нахождение совершенной дизъюнктивной нормальной формы (если функция задана в другой форме, последнюю преобразуют в СДНФ). После этого возможно приведение функции к другим видам. Для иллюстрации алгоритма получения минимальных форм рассмотрим пример: пусть задана функция трех переменных в СДНФ

$$f(x_1,x_2,x_3)=\bar{x}_1\bar{x}_2\bar{x}_3+\bar{x}_1\bar{x}_2x_3+\bar{x}_1x_2x_3+x_1\bar{x}_2x_3+x_1x_2x_3 . \quad (2.I)$$

Функциональное устройство согласно (2.I) будет иметь вид, изображенный на рис.2.I.

Если произвести группировку членов первого и второго, второго и третьего, четвертого и пятого

$$f(x_1,x_2,x_3)=\bar{x}_1\bar{x}_2(x_3+\bar{x}_3)+x_3(\bar{x}_1\bar{x}_2+\bar{x}_1x_2+x_1x_2)=$$

$$=\bar{x}_1\bar{x}_2(x_3+\bar{x}_3)+x_3\left[\bar{x}_1(x_2+\bar{x}_2)+x_1(x_2+\bar{x}_2)\right]$$

и полагая, что $x_3+\bar{x}_3=1$, $x_2+\bar{x}_2=1$, $x_1+\bar{x}_1=1$,

получим $f(x_1,x_2,x_3)=\bar{x}_1\bar{x}_2+x_3$. А функциональная схема преобразуется к виду рис. 2.2. Применение формализованного метода упрощения формул позволяет получить более простое функциональное устройство.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

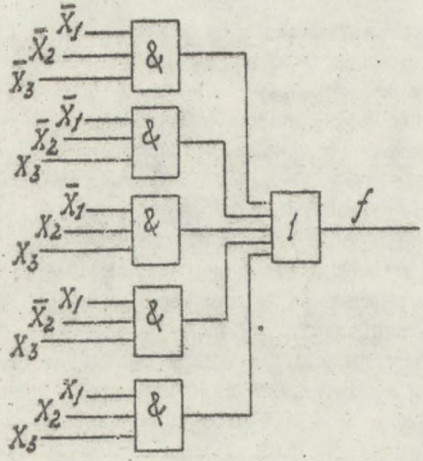


Рис. 2.1

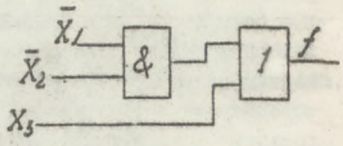


Рис. 2.2

2.I. Метод Квайна

Предыдущий пример иллюстрирует нахождение минимальной дизъюнктивно нормальной формы (ДНФ). На первом этапе упрощения необходимо найти смежные минтермы, отличающиеся формой вхождения в них лишь одного аргумента (в один минтерм аргумент входит в прямой форме, в другой - в инверсной). В табл. I.4 смежными будут, например, минтермы $m_1=\bar{X}_1\bar{X}_2\bar{X}_3\bar{X}_4X_5$ и $m_3=\bar{X}_1\bar{X}_2\bar{X}_3X_4X_5$ (различие в аргументе X_4), m_5 и m_7 и т.д. Минтермы не являются склеивающимися, если они отличаются числом аргументов, например $X_1\bar{X}_2\bar{X}_3X_4$ и $X_1\bar{X}_2\bar{X}_3$.

Согласно закону склеивания два смежных минтерма склеиваются по различающемуся аргументу (X_4)

$$\bar{X}_1\bar{X}_2\bar{X}_3\bar{X}_4X_5+\bar{X}_1\bar{X}_2\bar{X}_3X_4X_5=\bar{X}_1\bar{X}_2\bar{X}_3X_5\ ,$$

что приводит к замене их одной конъюнкцией с числом аргументов на единицу меньше, чем в исходных минтермах, т.е к общей для двух минтермов части. Конъюнкции, полученные в результа-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

те склеивания двух смежных минтермов (импликантов), могут в свою очередь оказаться смежными с другими импликантами. Весь этот процесс можно проиллюстрировать примером, операции многоступенчатого склеивания в котором расположены в иерархическом порядке (минтермы взяты произвольно):

$$\left.\begin{array}{l}\left.\begin{array}{l}X_1X_2\bar{X}_3\bar{X}_4\\ X_1X_2\bar{X}_3X_4\end{array}\right\}X_1X_2\bar{X}_3\\ \left.\begin{array}{l}\bar{X}_1X_2\bar{X}_3\bar{X}_4\\ \bar{X}_1X_2\bar{X}_3X_4\end{array}\right\}\bar{X}_1X_2\bar{X}_3\end{array}\right\}X_2\bar{X}_3 .$$

В результате получена так называемая простая импликанта.

Второй этап минимизации формул методом Квайна заключается в устранении из сокращенных ДНФ избыточных импликант. Смысл этой операции рассмотрим на примере минимизации функции (здесь же будет использована операция склеивания)

$$f(X_1,X_2,X_3)=X_1X_2X_3+\bar{X}_1X_2X_3+X_1\bar{X}_2X_3+X_1\bar{X}_2\bar{X}_3 . \qquad (2.1)$$

Сопоставляя поочередно все минтермы (первый с последующими, второй с последующими и т.д.), можно установить, что в (2.1) склеиваются первый и второй, первый и третий, третий и четвертый минтермы:

$$f(X_1,X_2,X_3)=X_2X_3+X_1X_3+X_1\bar{X}_2 . \qquad (2.2)$$

Каждая из полученных импликант уже не склеивается с другими и, следовательно, является простой, а выражение (2.2) представляет собой сокращенную ДНФ исходного выражения (2.1). Вместе с тем совершенно необязательно применять все три полученные импликанты, так как первая из них (X_2X_3) покрывает первый и второй минтермы, а $X_1\bar{X}_2$ - третий и четвертый. Импликанта X_1X_3, покрывающая первый и третий минтермы, не влияет на значение функции, поскольку эти минтермы покрыты другими импликантами. Эти импликанты (X_1X_3) обычно называются избыточными. А ДНФ функции, которая получается в результате устранения из сокращенной ДНФ всех избыточных импликант, носит наименование тупиковой ДНФ. Таким образом, из сокращенной ДНФ (2.2) получается тупиковая ДНФ: $f(X_1,X_2,X_3)=X_2X_3+X_1\bar{X}_2$.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Метод отыскания тупиковой формы наглядно представляется импликантной табл. 2.I, в которой строки образованы простыми импликантами, полученными после склеивания (2.2), а в столбцах расположены все минтермы, входящие в СДНФ (2.I), т.е.

$$f(x_1, x_2, x_3) = m_1 + m_2 + m_3 + m_4 ,$$

где условно считаем $m_1 = x_1 x_2 x_3$, $m_2 = \bar{x}_1 x_2 x_3$,

$$m_3 = x_1 \bar{x}_2 x_3 , \quad m_4 = x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 .$$

Таблица 2.I

Строка	Импликанты	m_1	m_2	m_3	m_4
I	X_2X_3	+	+		
2	X_IX_3	+		+	
3	$X_I\bar{X}_2$			+	+

Проставим метки (+) в клетки на пересечении строк со столбцами в тех случаях, когда простая импликанта входит в данный минтерм. Выбираем далее импликанты для столбцов с одной меткой, т.е. m_2 и m_4, им соответствуют строки I и 3 (импликанты X_2X_3, $X_I\bar{X}_2$). В остальных столбцах располагаются по две метки, что указывает на избыточность этих минтермов, и в результате можно записать

$$f(x_1, x_2, x_3) = x_2 x_3 + x_1 \bar{x}_2 .$$

Как следует из изложенного, метод Квайна требует значительных затрат времени и громоздок. В связи с этим метод Квайна на практике используется редко, однако он помогает глубже понять саму суть минимизации логических функций.

2.2. Метод Вейча-Карно

Метод минимизации формул, предложенный Вейчем и усовершенствованный Карно, основан на табличном представлении значений минтермов двоичных функций. Удобными для решения задач минимизации являются карты Карно.

Карты Карно представляют собой прямоугольные таблицы, разделенные горизонтальными и вертикальными линиями на ячейки,

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

число которых равно 2^n, где n - число переменных, входящих в рассматриваемую функцию.

Простейшей картой является карта одной переменной.

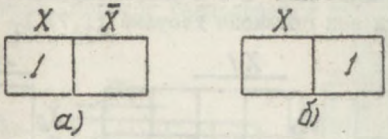


Рис.2.3

Она представляет собой прямоугольник, разделенный на две части, одна из которых обозначается буквой X, а вторая - $\bar{X}$. На рис. 2.3а на карту нанесена функция $f=X$. Обычно индекс над второй клеткой ($\bar{X}$) опускается, а пишется только над первой клеткой. Если, например, функция $f=\bar{X}$ эквивалентна "I", то в карту эта "I" заносится во вторую клетку (рис. 2.3б).

Карта Карно для функции двух аргументов $f=X_1X_2$ имеет 4 клетки (рис. 2.4).

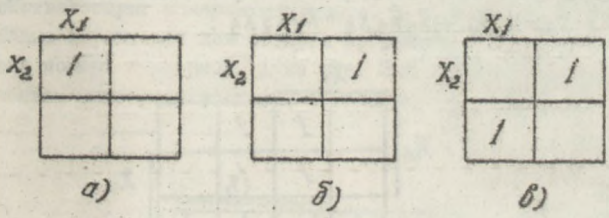


Рис.2.4

Функция описывает область карты, принадлежащую одновременно переменным X_1 и X_2. Если $f=X_1X_2$ равна "I", то на карте эта "I" располагается в верхней левой части(рис.2.4,а). Функция $f=\bar{X}_1X_2$ размещается в квадрате, где пересекаются столбец значения $\bar{X}_1$ и строка X_2 (рис. 2.4б). А на рис. 2.4в нанесено значение функции $f=X_1\bar{X}_2+\bar{X}_1X_2$.

На рис. 2.5 приведены карты Карно для трех аргументов.

Нанесем на карту функцию $f=X_1\bar{X}_2+\bar{X}_2X_3+\bar{X}_1X_2\bar{X}_3$.

Импликанта $X_1\bar{X}_2$ описывает область, которая относится к переменной X_1, но не относится к переменной X_2. Поэтому "I" заносится в вертикальных столбцах под X_1, но в ряду, отно -

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

сящемуся к области $\overline{X}_2$ (рис.2.5а). Импликанта $\overline{X}_2X_3$ размещена на карте (рис. 2.5б). Рассматриваемая функция полностью описывается картой, приведенной на рис. 2.5в. Заметим, что, хотя при совмещении карт, описывающих импликанты $X_I\overline{X}_2$ и $\overline{X}_2X_3$, на одну клетку попадают две "I", в результирующей карте ставится одна "I", так как согласно теореме (I.7) $X_I + X_I = X_I$.

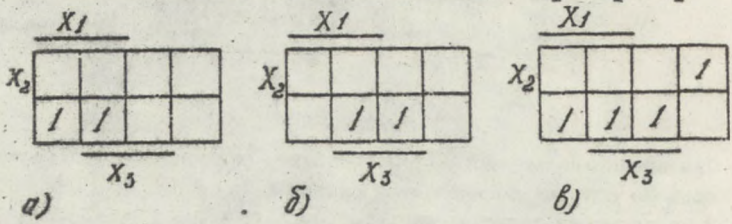


Рис. 2.5

Точно таким же образом используются таблицы для функций четырех и большего числа аргументов. Порядок расположения переменных и их инверсий для функции четырех переменных приведен на рис. 2.6, а содержание карты соответствует функции $f = x_2 \cdot x_3 + x_3\overline{x}_4 + \overline{x}_2\overline{x}_3x_4 + \overline{x}_1\overline{x}_2\overline{x}_3$.

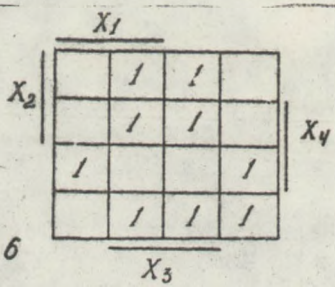


Рис.2.6

Нетрудно заметить, что каждая ячейка предназначена для записи только одного минтерма. Один и тот же минтерм на картах одного и того же числа аргументов может занимать различные места в зависимости от способа размещения аргументов $X_I, X_2, X_3, X_4 \ldots$, расположенных по периметру карты. Условимся в

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

дальнейшем пользоваться расположением аргументов так, как показано на рис. 2.6.

При минимизации функций, заданных таблицами истинности, пользуются картами, порядок расположения импликант в которых иллюстрируется рис. 2.7.

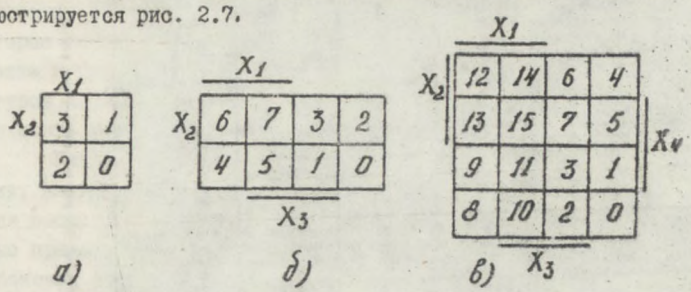


Рис.2.7

На рис.2.7,а показана карта для двух аргументов, на рис.2.7,б-для трех аргументов, на рис.2.7,в - для четырех аргументов. Цифры в картах соответствуют номерам минтермов. В табл. 2.2 приведена таблица истинности для четырех аргументов, где m_i обозначены номера минтермов. А на рис. 2.8 показана карта с расположением минтермов согласно их размещению на карте рис.2.7,в.

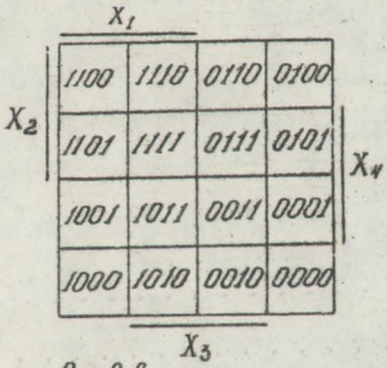


Рис.2.8

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Таблица 2.2

Номер минтерма, m_i	Аргумент				Значение функции
	X_1	X_2	X_3	X_4	
0	0	0	0	0	1
1	0	0	0	1	0
2	0	0	1	0	0
3	0	0	1	1	1
4	0	1	0	0	1
5	0	1	0	1	1
6	0	1	1	0	1
7	0	1	1	1	1
8	1	0	0	0	1
9	1	0	0	1	0
10	1	0	1	0	1
11	1	0	1	1	1
12	1	1	0	0	1
13	1	1	0	1	1
14	1	1	1	0	1
15	1	1	1	1	0

Задача минимизации функций с помощью карт (диаграмм) Карно заключается в отыскании конъюнкции наименьшего числа аргументов. Эта задача эквивалентна операции склеивания по методу Квайна. Для пояснения вышеизложенного воспользуемся выражением функции четырех аргументов, заданной в цифровой форме $f(4)=(x_1, x_2, x_3, x_4)$, т.е. согласно таблице истинности 2.2 эта функция будет иметь вид

$$f_4=(0,3,4,5,6,7,8,10,11,12,13,14).$$

В буквенном изображении она будет выглядеть так:

$$f(4)=\bar{x}_1\bar{x}_2\bar{x}_3\bar{x}_4+\bar{x}_1\bar{x}_2x_3x_4+\bar{x}_1x_2\bar{x}_3\bar{x}_4+\bar{x}_1x_2\bar{x}_3x_4+$$
$$+\bar{x}_1x_2x_3\bar{x}_4+\bar{x}_1x_2x_3x_4+x_1\bar{x}_2\bar{x}_3\bar{x}_4+x_1\bar{x}_2x_3\bar{x}_4+$$
$$+x_1\bar{x}_2x_3x_4+x_1x_2\bar{x}_3\bar{x}_4+x_1x_2\bar{x}_3x_4+x_1x_2x_3\bar{x}_4. \qquad (2.3)$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

На рис. 2.9а изображена уже известная нам таблица с номерами минтермов, взятых из таблицы истинности 2.2. На рис. 2.9б показана карта Карно, в клетках которой размещены минтермы выражения (2.3). На этой карте контурами отмечены области, которые включают в себя склеивающиеся минтермы. Заметим, что одна и та же клетка (минтерм) может входить в несколько контуров и, кроме того, отметим, что в состав контуров могут входить одна, две, четыре или восемь клеток.

Учитывая то, что карта Карно представляет собой развертку, клетки 4 и I2, 5 и I3, I2 и 8, I4 и I0, 0-8, 4-0 являются соседними. Поэтому для отыскания контуров карту необходимо представлять в виде свернутой в цилиндр, путем соединения боковых сторон и совмещения оснований цилиндра. Считывая значения импликант, охватываемых контурами, искомая функция покрывается следующей функцией минимальной ДНФ:

$$f(x_1, x_2, x_3, x_4) = x_1\bar{x}_4 + x_2\bar{x}_3 + \bar{x}_1 x_2 + \bar{x}_2 x_3 x_4 + \bar{x}_2\bar{x}_3\bar{x}_4 .$$

Импликанты полученной функции уже не склеиваются между собой.

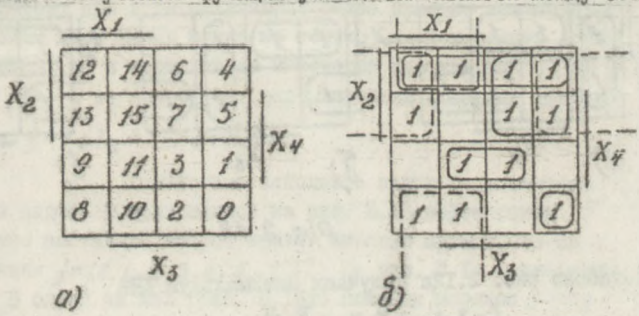


Рис. 2.9

Ниже приводятся примеры построения карт Карно для функций двух, трех и четырех аргументов и их минимизация:

$f(x_1, x_2) = \bar{x}_1 x_2 + \bar{x}_1\bar{x}_2$. Склеивая минтермы по методу Квайна, находим $f(x_1 \cdot x_2) = \bar{x}_1$. Этот же результат можно получить и с помощью приведенной диаграммы Карно, так как при $\bar{x}_1$ функция равна I, независимо от значения аргумента x_2 (рис. 2.I0)

Для функции $f(x_1, x_2) = x_1 x_2 + x_1\bar{x}_2 + \bar{x}_1 x_2$, размещенной на карте (рис. 2.II), имеем два замкнутых контура, которые по-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

зволяют записать минимизированную функцию

$$f(x_1, x_2) = x_1 + \bar{x}_2 .$$

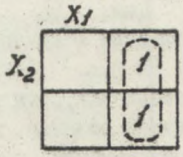


Рис. 2.10

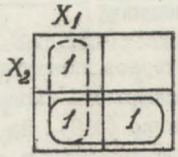


Рис. 2.11

Как видно из этих примеров, особенность карт Карно заключается в том, что склеивающиеся члены располагаются в соседних клетках . Если в соседних клетках единицы, то эта пара единиц в логическом выражении может быть представлена членом, содержащим лишь одну букву.

На рис. 2.12 представлены три карты для одной и той же функции трех переменных с различным расположением контуров. Минимизированная функция, следовательно, может существовать в нескольких видах.

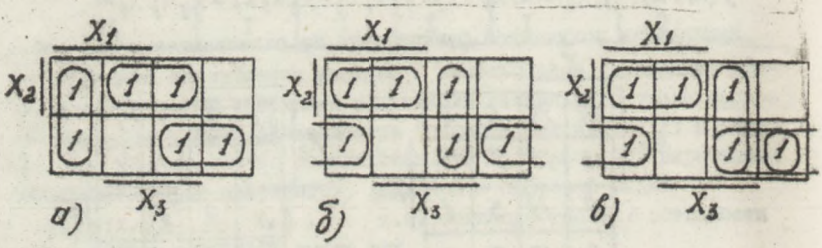


Рис. 2.12

Согласно рис. 2.12а получаем минимальную ДНФ

$$f = x_1\bar{x}_3 + x_2x_3 + \bar{x}_1\bar{x}_2 ,$$

соответственно для рис. 2.12б эта же функция представляется иначе:

$$f = x_1x_2 + \bar{x}_1x_3 + \bar{x}_2\bar{x}_3 ,$$

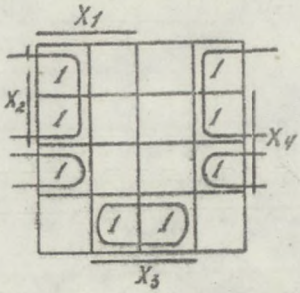
а рис. 2.12в содержит четыре контура и соответственно результирующая функция будет содержать четыре импликанты:

$$f = x_1x_2 + \bar{x}_1x_3 + \bar{x}_1\bar{x}_2 + \bar{x}_2\bar{x}_3 .$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Нетрудно заметить, что последний вариант составлен менее удачно, так как клетка $\bar{X}_1\bar{X}_3$ входит в два контура ($\bar{X}_1\bar{X}_2$ и $X_1\bar{X}_3$), и не является минимальным.

Карта Карно для функции 4 переменных строится, как указывалось, на поле, содержащем 2^4 клеток.



Содержание этой карты записывается следующей МДНФ:

$$f(x_1, x_2, x_3, x_4) = x_2\bar{x}_3 + \bar{x}_2 x_3 \bar{x}_4 + \bar{x}_2 x_4 .$$

Следует отметить, что склеивать нужно как можно большее число соседних клеток, при этом получаются более простые импликанты.

С помощью карт Карно можно не только минимизировать логические функции, но и ответить на некоторые неочевидные вопросы. Для ответа на вопрос, сколько минтермов содержит функция

$$f = x_1 x_2 + x_3 x_4 + \bar{x}_1 x_4 ,$$

необходимо заполнить карту и подсчитать число "I" в карте. В приведенной на рис. 2.13 карте таких "I" девять. Можно поставить вопрос иначе. Сколько макстермов содержит функция $f=(0,1,2,3,4,6,7)$? На рис. 2.14 приведены две карты. В одной из них (рис. 2.14а) показан порядок расположения минтермов, а на другой-число минтермов (число единиц) и макстермов (число нулей).

С помощью карт Карно можно определить и конъюнктивные нормальные формы (КНФ) функции. Это имеет большое практическое значение, так как нередко бывает, что конъюнктивная минимальная форма проще дизъюнктивной минимальной формы. Для иллюстрации рассмотрим пример преобразования функции четырех переменных.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Согласно порядку заполнения карты Карно для функции 4 переменных рис. 2.7в содержание ее будет иметь вид рис.2.15а .

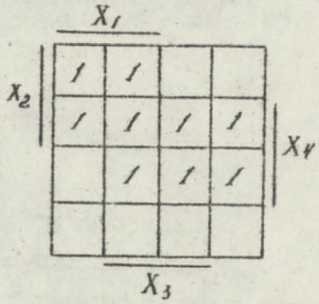


Рис. 2.13

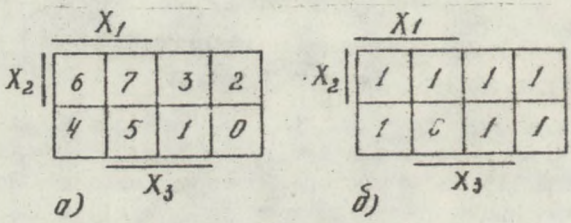


Рис.2.14

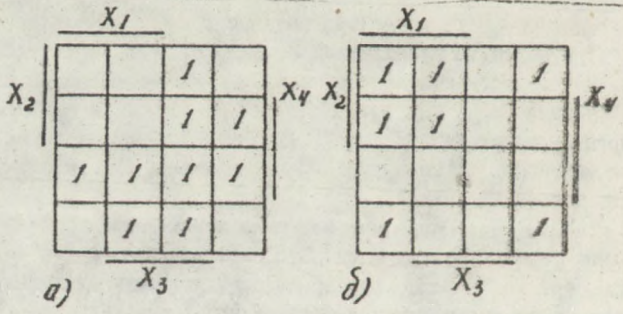


Рис. 2.15

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Минимальная форма заданной функции в соответствии с рис. 2.15а определяется выражением

$$f=\bar{X}_1X_3+\bar{X}_2X_4+\bar{X}_1X_4+\bar{X}_2X_3 \quad . \qquad (2.4)$$

Найдем конъюнктивную минимальную форму функции. Для этого определяем инверсию функции. На карте Карно она имеет вид рис. 2.15б , а её выражение записывается как

$$\bar{f}(4)=(0,4,8,12,13,14,15).$$

Минимальная форма инверсии функции (2.4), взятой с карты Карно (рис. 2.15б), выражается равенством

$$\bar{f}=\bar{X}_3\bar{X}_4+X_1X_2 \quad .$$

Инвертируя последнее выражение по теореме де Моргана, получаем

$$f=(X_3+X_4)(\bar{X}_1+\bar{X}_2) \quad . \qquad (2.5)$$

По числу вхождения букв форма (2.5) предпочтительнее формы (2.4).

Таким образом, процесс нахождения конъюнктивных форм осуществляется в следующем порядке:

1) находится минимальная ДНФ функции;

2) находится инверсная форма функции в виде суммы минтермов;

3) находится сокращенная форма инверсии функции;

4) с помощью импликантной матрицы находятся тупиковые формы инверсии функции;

5) с помощью теоремы де Моргана инвертируются тупиковые формы и получаются конъюнктивные тупиковые формы.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

3. ПРИНЦИПЫ ЛОГИЧЕСКОГО ПРОЕКТИРОВАНИЯ

3.I. Синтез логических схем комбинационного типа

Логическими (цифровыми) узлами комбинационного типа называются логические устройства, выходные сигналы которых зависят только от сигналов, поданных на его вход в данный момент времени. В таких схемах отсутствуют элементы памяти, вследствие чего сигналы, действующие на вход, не сохраняются. К числу комбинационных схем относятся устройства на элементах "И", "ИЛИ", "НЕ".

Синтез комбинационных схем (К С) включает следующие этапы:

I) составление таблиц истинности, задающих закон функционирования КС;

2) запись логических выражений для выходных сигналов в совершенной дизъюнктивной нормальной форме или в СКНФ;

3) минимизация выражений (функций);

4) составление функциональной схемы по минимизированному выражению;

5) разработка принципиальной схемы с учетом особенностей выбранной серии интегральных схем (ИС) и базисных элементов.

Первый этап может быть опущен, если задано непосредственно уравнение функционирования КС.

Покажем на примере [I] использование этапов проектирования простейшей комбинационной схемы, задаваемой следующим содержательным описанием. Имеются три датчика, выходные сигналы которых являются двоичными. Используя элементы Шеффера, обеспечить индикацию состояний, когда единичные значения принимают хотя бы два из трех упомянутых сигналов.

Таким образом, число входных переменных такого автомата равно трем (X_I, X_2, X_3), а выходная переменная - одна (У). Значение У=I соответствует наборам аргументов X_I, X_2, X_3, в которых две или три переменных равны "I". При остальных наборах У=0.

Таблица истинности функционирования требуемого автомата приведена ниже.

Соответствующая этой таблице функция СДНФ выражается

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

$$y = x_1 x_2 x_3 + x_1 x_2 \bar{x}_3 + x_1 \bar{x}_2 x_3 + \bar{x}_1 x_2 x_3 \ . \qquad (3.1)$$

Таблица 3.I

Аргумент			У	Аргумент			У
X_I	X_2	X_3		X_I	X_2	X_3	
0	0	0	0	0	I	I	I
0	0	I	0	I	0	I	I
0	I	0	0	I	I	0	I
I	0	0	0	I	I	I	I

Если не прибегать к средствам минимизации и построить структурную схему по заданному выражению, то устройство будет содержать (рис. 3.I) восемь ЛЭ, включающих в себя одну четырехвходовую схему "ИЛИ" (по числу минтермов), четыре трехвходовых ЛЭ "И" (по числу вхождения переменных в минтерм) и три элемента инверсии "НЕ". Построение схемы удобнее начинать с выхода содержащего один элемент "ИЛИ".

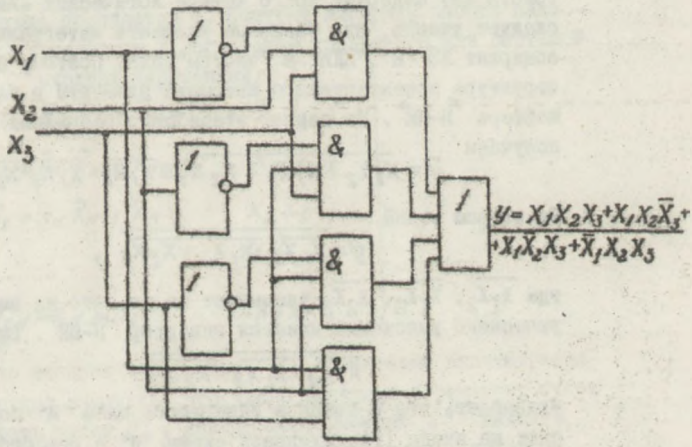


Рис. 3.1

Комбинационная схема (рис. 3.I) может быть упрощена. Для этой цели воспользуемся картой Карно и произведем операцию склеи-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

вания (минимизацию функции), рис. 3.2а.

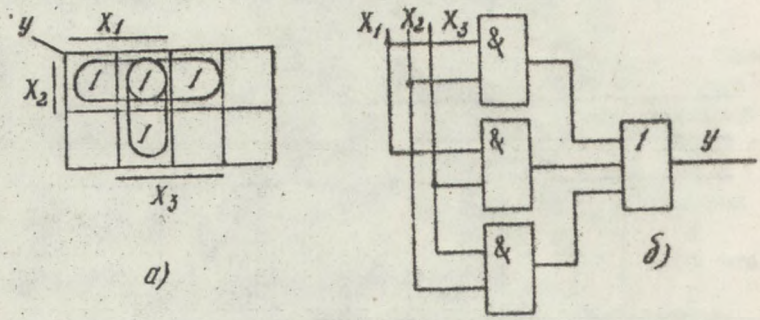


Рис. 3.2

Сокращенная ДНФ функции (согласно карты Карно)

$$У = X_1X_2 + X_1X_3 + X_2X_3 \qquad (3.2)$$

не содержит избыточных импликант, следовательно, является минимальной. Структурная схема по сокращенной функции (рис.3.2б) содержит всего четыре логических элемента. Однако следует учесть, что базисные элементы интегральных схем не содержат ЛЭ "И","ИЛИ" в "чистом"виде. Поэтому используем в структуре проектируемого автомата элементы в базисе функций Шеффера "И-НЕ". На первом этапе преобразования функции (3.2) получаем

$$\bar{y} = \overline{X_1X_2 + X_1X_3 + X_2X_3} = \overline{X_1X_2} \cdot \overline{X_1X_3} \cdot \overline{X_2X_3} \ .$$

На втором этапе

$$y = \overline{\overline{X_1X_2} \cdot \overline{X_1X_3} \cdot \overline{X_2X_3}} \ ,$$

где $\overline{X_1X_2}$, $\overline{X_1X_3}$, $\overline{X_2X_3}$ указывают на то, что на выходах схем логического умножения имеется инвертор "И-НЕ". Выражение

$$\overline{\overline{X_1X_2} \cdot \overline{X_1X_3} \cdot \overline{X_2X_3}}$$

указывает, что с выходов инверторов схем "И" переменные поступают на входы (трехвходовой)схемы "И" с инвертором, т.е. на входы схемы"И-НЕ". Результирующая схема автомата, построенного по условиям задачи, представлена на рис. 3.3.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

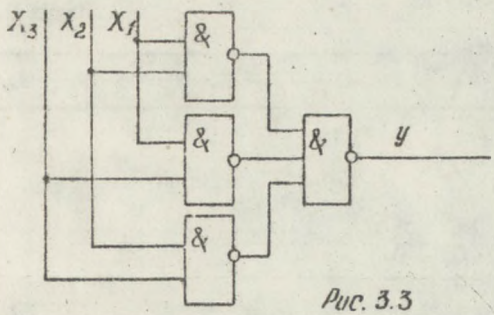


Рис. 3.3

3.2. Дешифраторы

К числу устройств комбинационного типа относят дешифраторы (декодеры). Эти устройства определяют N -разрядное входное двоичное число путем получения единичного значения двоичной переменной на одном из выходов. Смысловое значение работы конкретного дешифратора зависит от входных переменных (входного кода). Если эти переменные соответствуют известному событию, на выходе появляется "I". Поэтому алгоритм работы задается таблицей истинности и логическим уравнением или системой уравнений выходных переменных:

$$\left.\begin{aligned}
y_1 &= \bar{X}_N \bar{X}_{N-1} \bar{X}_{N-2} \cdots \bar{X}_2 \bar{X}_1 ;\\
y_2 &= \bar{X}_N \bar{X}_{N-1} \bar{X}_{N-2} \cdots \bar{X}_2 X_1 ;\\
y_3 &= \bar{X}_N \bar{X}_{N-1} \bar{X}_{N-2} \cdots X_2 X_1 ;\\
&\cdots\cdots\cdots\cdots ;\\
y_{2N} &= X_N X_{N-1} \cdots X_2 X_1 ,
\end{aligned}\right\}$$

где N - число входных пемеренных; X_i - минтермы входных переменных. Нетрудно заметить, что число выходных переменных будет соответствоьать числу 2^N. Дешифратор, имеющий 2^N выходов, называется полным, имеющий меньшее число выходов - неполным.

Возьмем, например, дешифратор, таблица истинности которо-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

го для трех переменных приведена ниже (табл. 3.2). Незаполненные строки в колонках y_i соответствуют нулевым значениям.

Таблица 3.2

№ комбинации	x_1	x_2	x_3	y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	y_6	y_7	y_8
1	0	0	0	1							
2	0	0	1		1						
3	0	1	0			1					
4	0	1	1				1				
5	1	0	0					1			
6	1	0	1						1		
7	1	1	0							1	
8	1	1	1								1

Как видно из таблицы, на каждом выходе дешифратора единичное значение появляется лишь при одном наборе значений входных переменных. Схема дешифратора (в соответствии с таблицей истинности 3.2) приведена на рис. 3.4.
Входные переменные x_i, $\bar{x}_i$ дешифратора снимаются, например, с триггеров входного регистра (кодирующего устройства).
Представленный на рис. 3.4 дешифратор называется линейным (матричным). К числу достоинств этого типа дешифратора относится их высокое быстродействие, так как переходные процессы проходят только в ЛЭ "И".

В то же время для ЛЭ "И" характерна значительная величина числа требуемых входов при увеличении числа переменных N. В составе ИС, выпускаемых отечественной промышленностью, отсутствуют ЛЭ с коэффициентом объединения более 8. Это может явиться препятствием для построения линейных дешифраторов.

Исключение этого недостатка и усовершенствование структуры дешифраторов возможно за счет использования другого алгоритма, каким является пирамидальный или ступенчатый дешифратор [1,3]. Отличительным признаком пирамидального дешифратора от линейного является использование только двухвходовых конъюнкторов вне зависимости от разрядности дешифрируемого числа, хотя это и сопряжено с увеличением количества элементов. При проектировании дешифратора на ИС, однако, первосте-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

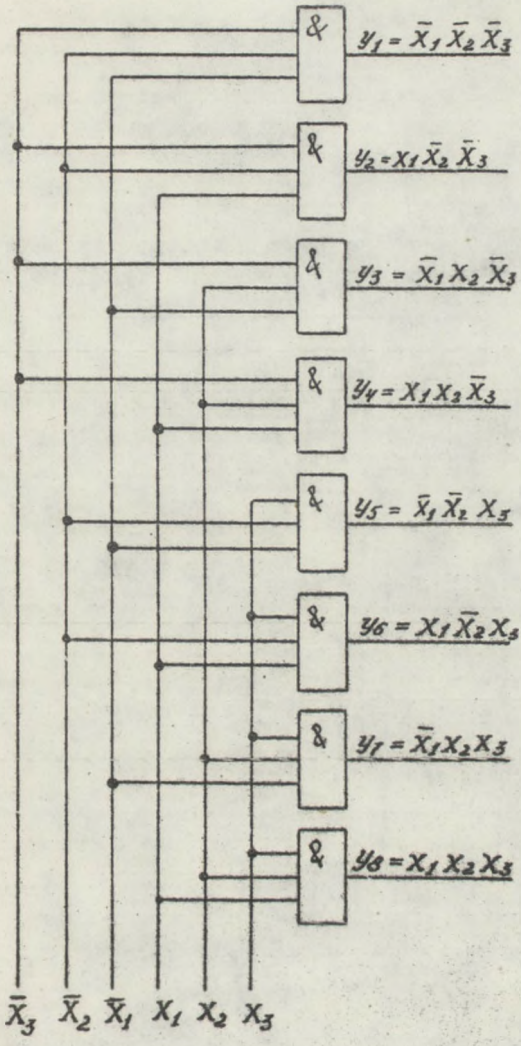


Рис. 3.4

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

пенную роль играет не количество ЛЭ в устройстве, а количество требуемых корпусов ИС. Последнее обязано тому, что число логических элементов в корпусе зависит от числа выводов из корпуса ИС. И число двухвходовых логических элементов в корпусе окажется больше, чем при многовходовых.

Пирамидальный дешифратор 3-разрядного числа (выбрано для сравнения с линейным) приведен на структурной схеме рис. 3.5.

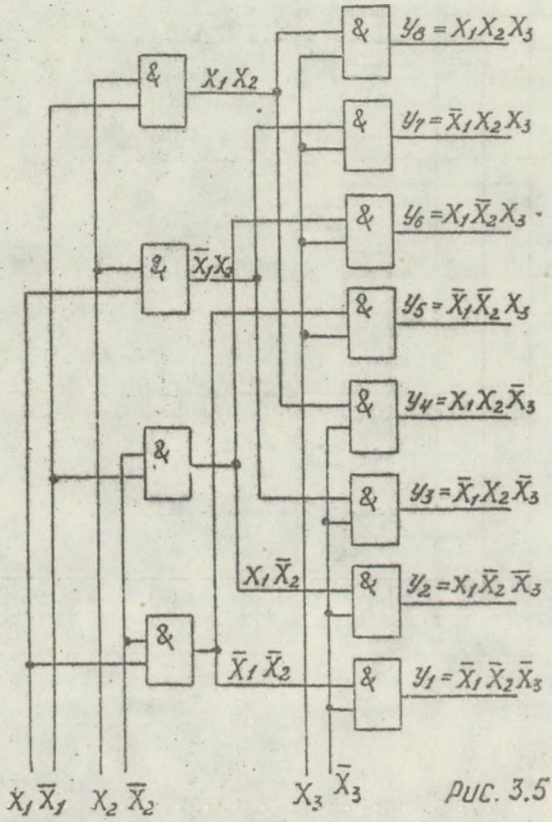


Рис. 3.5

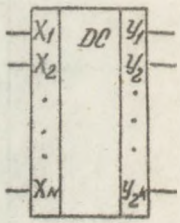


Рис. 3.6

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Нетрудно заметить, что результат ($\bar{y}$), полученный на пирамидальном дешифраторе, соответствует таблице истинности 3.2. На структурной схеме рис. 3.5 добавились четыре 2-входовых конъюнктора.

Пирамидальный дешифратор 4-разрядного числа можно получить добавлением в схему третьего ряда 2-входовых конъюнкторов, число которых составит 2^4= I6 логических элементов "И". Условное обозначение дешифратора приводится на рис. 3.6.

3.3. Преобразователи кода

Рассмотрим принцип построения КС на примере синтеза преобразователя двоично-десятичного кода (8 4 2 I) в код с некоторым избытком. Иначе говоря, необходимо синтезировать комбинационную схему, заданную таблицей функционирования 3.3. В этом примере рассмотрим еще один прием минимизации функции, если эта функция определена не на всех наборах, т.е. функция на некоторых наборах может принимать произвольное значение. Булеву функцию в этом случае принято называть частично определенной или неопределенной.

Таблица 3.3

№ набора	X_I	X_2	X_3	X_4	Y_I	Y_2	Y_3	Y_4
0	0	0	0	0	0	0	I	I
I	0	0	0	I	0	I	0	0
2	0	0	I	0	0	I	0	I
3	0	0	I	I	0	I	I	0
4	0	I	0	0	0	I	I	I
5	0	I	0	I	I	0	0	0
6	0	I	I	0	I	0	0	I
7	0	I	I	I	I	0	I	0
8	I	0	0	0	I	0	I	I
9	I	0	0	I	I	I	0	0
I0	I	0	I	0				
II	I	0	I	I				
I2	I	I	0	0				
I3	I	I	0	I				
I4	I	I	I	0				
I5	I	I	I	I				

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

В части наборов (0-9) функция $y=f(x_1, x_2, x_3, x_4)$ полностью определена, а в оставшейся части (10-15) она недоопределена. Наборы 10-15 называются факультативными. В диаграммах Карно значения функций для факультативных наборов принято обозначать крестиками. При минимизации значениям функций, помеченным крестиками, присваивается единичное или нулевое состояние, что существенно упрощает выражение минимизированной функции, а следовательно, упрощается проектируемое устройство. Применительно к решаемой задаче логические функции можно записать:

$$y_1=\Sigma_1(5,6,7,8,9)+\Sigma_\phi(10,11,12,13,14,15);$$

$$y_2=\Sigma_1(1,2,3,4,9)+\Sigma_\phi(10,11,12,13,14,15);$$

$$y_3=\Sigma_1(0,3,4,7,8)+\Sigma_\phi(10,11,12,13,14,15);$$

$$y_4=\Sigma_1(0,2,4,6,8)+\Sigma_\phi(10,11,12,13,14,15),$$

где под знаком первой суммы представлены наборы, в которых функции определены, а под знаком суммы с индексом "ф" эти функции не определены. На рис. 3.6 изображены карты Карно, на рис. 3.6,а-карта с нумерованными квадратами для случая четырех переменных, на рис.3.6,б,в,г,д-карты со значениями функций на определенных и неопределенных наборах, причем значения функций на неопределенных наборах, как ранее условились, помечены крестиками.

Без учета значений функций на неопределенных наборах минимизированные функции имели бы вид

$$\left.\begin{aligned}
y_1 &= x_1\bar{x}_2\bar{x}_3+\bar{x}_1x_2x_3+x_2x_4;\\
y_2 &= \bar{x}_1\bar{x}_2x_3+\bar{x}_1\bar{x}_2x_4+\bar{x}_2\bar{x}_3x_4+\bar{x}_1x_2\bar{x}_3;\\
y_3 &= \bar{x}_1x_3x_4+\bar{x}_1\bar{x}_3\bar{x}_4+x_1\bar{x}_3x_4;\\
y_4 &= \bar{x}_1\bar{x}_4+\bar{x}_2\bar{x}_3\bar{x}_4.
\end{aligned}\right\}\qquad(3.3')$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

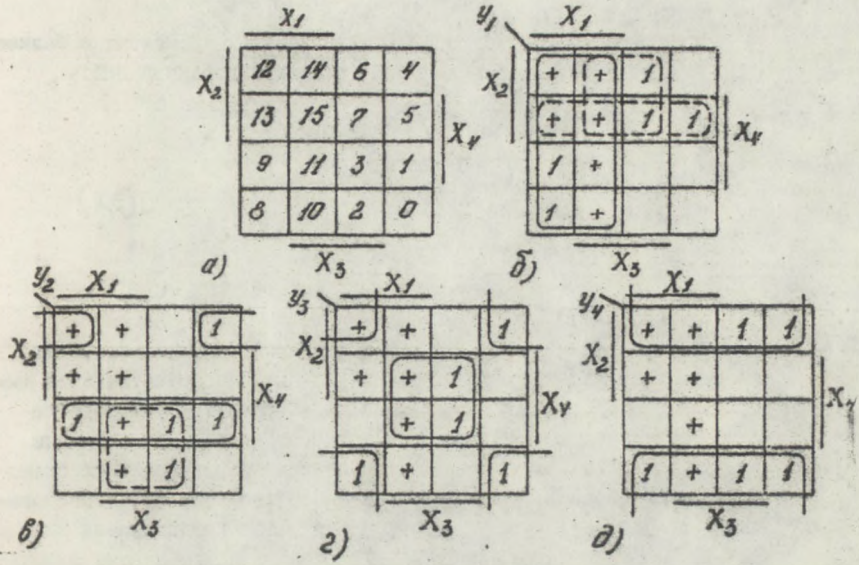


Рис. 3.6

Нахождение контуров склеивающихся минтермов, с учетом значения функции на неопределенных наборах (крестики мысленно заменяются единицами), позволяет получить минимизированные функции в более простой форме (с меньшим числом вхождения переменных в выражения функций):

$$\left.\begin{aligned} y_1 &= x_2 x_3 + x_2 x_4 + x_1 \;; \\ y_2 &= \bar{x}_2 x_3 + \bar{x}_2 x_4 + x_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 \;; \\ y_3 &= x_3 x_4 + \bar{x}_3 \bar{x}_4 \;; \\ y_4 &= \bar{x}_4 \;\ldots \end{aligned}\right\} \qquad (3.3)$$

Сопоставление выражений (3.3) с (3.3^{I}) позволяет сделать вывод, что использованный прием минимизации ~~функций~~ существенно упрощает вид результирующих функций и, следовательно, комбинационную схему, хотя в том и другом случае импликанты между собой

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

не склеиваются.

Для синтеза КС, например, на логических элементах в базисе "НЕ-И" представим выражение (3.3) в инвертированной ДНФ:

$$\left.\begin{aligned} y_1 &= \overline{\bar{X}_1 \cdot \overline{X_2 X_4} \cdot \overline{X_2 X_3}} \;; \\ y_2 &= \overline{\overline{X_2 X_3} \cdot \overline{\overline{X_2 X_4} \cdot X_2 \overline{X_3 X_4}}} \;; \\ y_3 &= \overline{\overline{X_3 X_4} \cdot \overline{\bar{X}_3 \bar{X}_4}} \;; \\ y_4 &= \overline{X_4} \;. \end{aligned}\right\} \qquad (3.4)$$

Построение структурной комбинационной схемы не встретит затруднений, так как все операции указаны непосредственно в выражениях (3.4). Для этого необходимо выбрать требуемое число базисных элементов операции Шеффера, соответствующей серии из выпускающихся отечественной промышленностью интегральных схем.

Таким образом, устройство, заданное таблицей функционирования 3.3, спро-ектировано, структурная схема представлена на рис. 3.7. Как видно из рисунка, КС содержит двенадцать элементов "И-НЕ" по сравнению с шестнадцатью, заданными выражениями (3.3^{I}). К тому же число входов логических элементов сокращено вдвое.

Для практической реализации КС (рис.3.7) наилучшим обра - зом подходит I33 серия и, в частности, интегральные схемы [7,9]. К I ЛБ 333 имеют четыре двухвходовых ЛЭ "НЕ-И" и К I ЛБ 334, в составе которой размещено три трехвходовых ЛЭ "НЕ-И". Таким образом, используем ЛЭ в 3 корпусах ИС. Размещение отдельных узлов упомянутых интегральных схем показано на рис. 3.5 в виде прямоугольников, в верхней части которых указан тип ИС, а цифрами слева и справа показаны входные и выходные выводы ИС.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

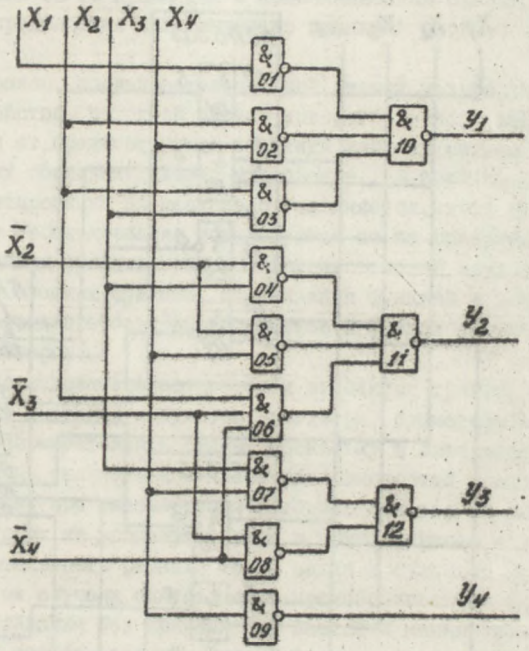


Рис. 3.7

3.4. Синтез последовательностных схем (конечных автоматов)

В отличие от комбинационных схем, последовательностные схемы содержат элементы памяти (триггеры). Такие схемы называются цифровыми автоматами (ЦА). Выходная координата последовательностного цифрового автомата является функцией не только текущих значений входных переменных, но и определяется последовательностью внутренних состояний элементов памяти. В зависимос-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

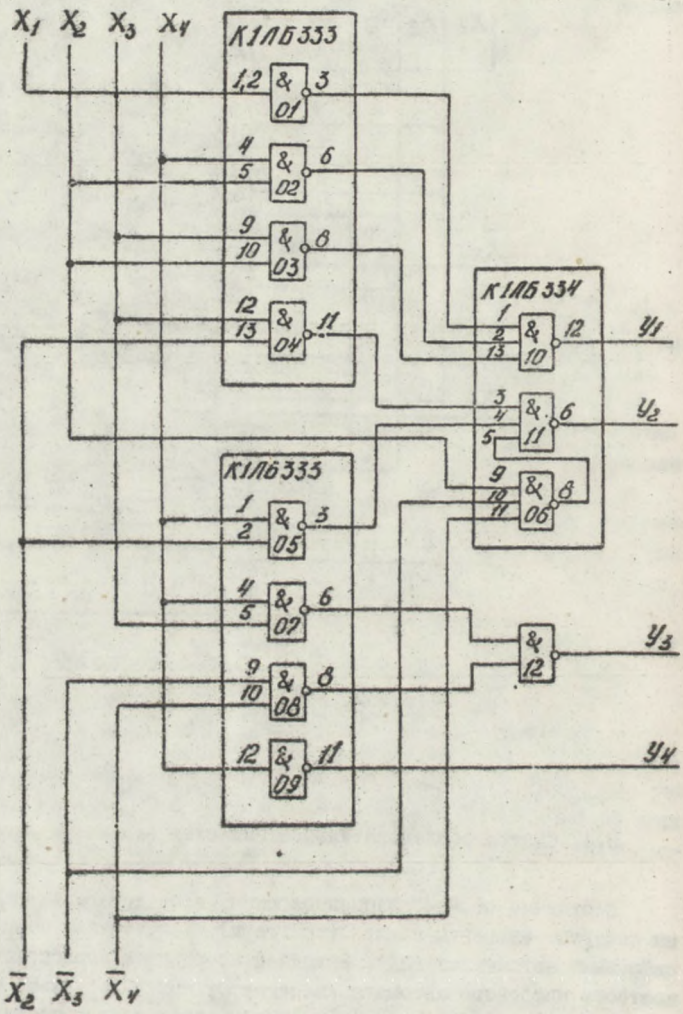


Рис. 3.8

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

ти от мгновенных значений этих состояний последовательностные схемы (ПС) по-разному реагируют на одну и ту же комбинацию входных сигналов (в то время как в комбинационных схемах выходная реакция определяется исключительно заданной входной комбинацией).

Таким образом, последовательностной схемой называется логическое устройство, выходной сигнал которого зависит как от текущих, так и от предшествующих значений входных сигналов (или внутренних состояний) самого устройства . В этой связи логическое проектирование ЦА несколько усложняется, хотя в методическом плане проектирования используются те же средства: составление таблиц функционирования (вместо таблиц истинности), определение логических функций, минимизация функций с помощью карт Карно, нахождение базисных элементов и функциональных устройств (триггеров).

К числу последовательностных схем относятся триггеры (как простейшие ЦА), счетчики импульсов, регистры, сумматоры и некоторые другие вспомогательные схемы. Поскольку в литературе [I,4,5,6] описано значительное число разновидностей последовательностных схем, при рассмотрении методики синтеза ПС остановимся на некоторых из упомянутых схем в плане синтеза с указанием последовательности решения таких задач и сущности метода.

В отдельных случаях синтез может производиться по словесному описанию задания без привлечения операций минимизации и математических преобразований. Так, например, можно построить схему простейшего кольцевого сдвигового регистра. Потребуем от регистра, чтобы под действием тактового импульса число в регистре сдвигалось вправо (по старшинству разрядов) на один разряд. Для определенности выберем схему для сдвига пятиразрядных двоичных чисел. Пусть в регистре записано число IOIIO, т.е. на прямых выходах Q_i последовательно включенных триггеров (рис.3.9) имеются высокие и низкие потенциалы (как указано на схеме).

До подачи на вход Т импульса все схемы совпадения "И" на входах триггеров были не возбуждены, т.е. на их выходах были низкие потенциалы. С приходом импульса с высоким уровнем (Т=I) откроются схемы "$И_I$","$И_4$","$И_5$","$И_8$","$И_{IO}$", а остальные останутся в прежнем состоянии, так как на одном из их входов поданы низкие по -

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

тенциалы с выходов RS – триггеров. Через открытые схемы "И" "I" подводится ко входам R_1, S_2, R_3, S_4, S_5. Триггеры I,2,3,5 изменят свое состояние, а триггер 4 останется в прежнем состоянии, так как на выходе Q_4 была "I", подача на вход S_4 высокого потенциала не изменит этого состояния. Следовательно, в регистре окажется число 0I0II, т.е. число, которое должно получиться после сдвига числа вправо (I0II0).

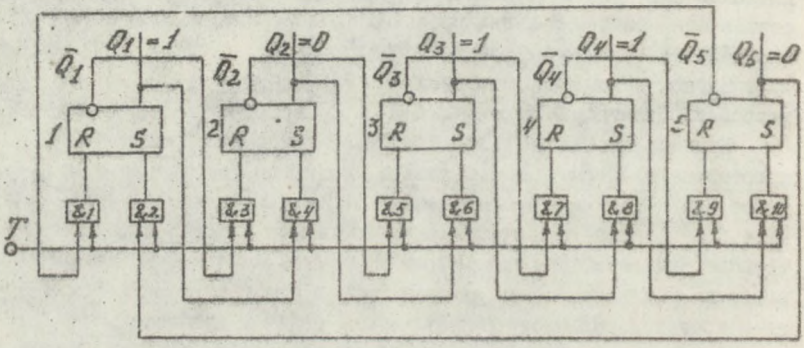


Рис. 3.9

Обратим внимание на то, что после воздействия входного тактового импульса последующий триггер переходит в состояние, в котором до подачи тактового импульса находился ближайший левый триггер (ближайший триггер младшего разряда).

При решении других, более сложных задач проектирования приведенной последовательностью не обойтись. В этом случае рекомендуется изложить условия работы схемы, содержащей элементы памяти. Этот этап должен заканчиваться составлением таблицы состояний (переходов элементов памяти) при воздействии входными сигналами.

На втором этапе находится логическое уравнение входов всех запоминающих элементов, а на последующих этапах осуществляется минимизация выходных состояний по заданным входным функциям , наконец, по минимизированным функциям составляется функциональная схема.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Рассмотрим пример синтеза функционального устройства по приведенной последовательности. Требуется спроектировать регистр, содержащий 3 триггера *RS* - типа. Устройство должно изменять числа в регистре (при подаче импульсов на тактовую шину) в следующей последовательности [4] : I,4,5,6,2,0,7,3,I. Строим таблицу переходов с указанием изменения потенциалов на входах триггеров.

Таблица 3.4

Состояние	ABC	A		B		C	
		R	*S*	*R*	*S*	*R*	*S*
I	00I	0	I	X	0	I	0
4	I00	0	X	X	0	0	I
5	I0I	0	X	0	I	I	0
6	II0	I	0	0	X	X	0
2	0I0	X	0	I	0	X	0
0	000	0	I	0	I	0	I
7	III	I	0	0	X	0	X
3	0II	X	0	I	0	0	X

Во второй колонке приведены обозначения триггеров (ABC), а под ними расположены двоичные числа согласно заданной последовательности. Слева от этой колонки полезно заносить числа в десятичной системе.

Правая часть таблицы состоит из трех колонок (по числу триггеров), каждая из которых содержит обозначения входов триггера, а под ними проставлены сигналы, подаваемые на вход для обеспечения тех функций, которые заданы условиями. На тактовую шину подается периодическая последовательность импульсов.

Таким образом, чтобы схема из состояния 00I перешла в состояние I00, на вход *S* триггера "А" необходимо подать импульс (этот факт отмечен "I" в колонке триггера "А" в первой строке), а на входе *R* ставится "0". На прямом выходе триггера "Б" должен быть "0", поэтому на входе *S* должен быть "0". При этом состояние триггера "В" не изменится, если на его вход пройдет единичный сигнал. В колонке входа *R* триггера "В" ставится крестик, который по желанию можно заменить нулем или единицей, когда будет определяться уравнение входов.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Триггер "С" должен перейти в нулевое состояние. Поэтому в первой строке в колонке "С" на входе $S=0$, а $R=1$.

С приходом второго тактового импульса схема должна перейти в состояние IOI, для чего достаточно изменить состояние триггера "С", а состояние триггеров "А" и "В" оставить без изменения. Отметим, что триггер "А" не изменит своего состояния, если на его вход R не пройдет импульс, следовательно, во второй строке колонки R триггера "А" оставляется "0", а в колонке S -крестик. Не изменится сигнал и на входах триггеров "В".

Таким образом, после второго тактового импульса регистр установится в положение IOI. Аналогично рассуждая, заполняется вся таблица сигналов по входам триггеров в соответствии с заданными состояниями (или двоичному числу в колонке АВС).

После заполнения таблицы можно приступать к нахождению уравнений входов, рассматривая таблицу переходов как таблицу соответствия шести функций, т.е. находим единицы на входах R и S для всех триггеров:

$$R_A = m_6 + m_7, \qquad R_{A\,изб} = m_2 + m_3,$$

$$S_A = m_0 + m_1, \qquad S_{A\,изб} = m_4 + m_5,$$

$$R_B = m_2 + m_3, \qquad R_{B\,изб} = m_1 + m_4,$$

$$S_B = m_0 + m_5, \qquad S_{B\,изб} = m_6 + m_7,$$

$$R_C = m_1 + m_5, \qquad R_{C\,изб} = m_6 + m_2,$$

$$S_C = m_0 + m_4, \qquad S_{C\,изб} = m_3 + m_7.$$

Минтермы m_i соответствуют состояниям прямых выходов триггеров. Так,

$$R_A = AB\bar{C} + ABC + \bar{A}B\bar{C} + \bar{A}BC,$$

$$R_B = \bar{A}B\bar{C} + \bar{A}BC + \bar{A}\bar{B}C + A\bar{B}\bar{C},$$

$$R_C = \bar{A}\bar{B}C + A\bar{B}C + AB\bar{C} + \bar{A}B\bar{C},$$

$$S_A = \bar{A}\bar{B}\bar{C} + \bar{A}\bar{B}C + A\bar{B}\bar{C} + A\bar{B}C,$$

$$S_B = A\bar{B}C + \bar{A}\bar{B}\bar{C} + AB\bar{C} + ABC,$$

$$S_C = A\bar{B}\bar{C} + \bar{A}\bar{B}\bar{C} + ABC + \bar{A}BC.$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

После составления развернутых уравнений проведем минимизацию полученных функций с помощью карт Карно (рис. 3.10)

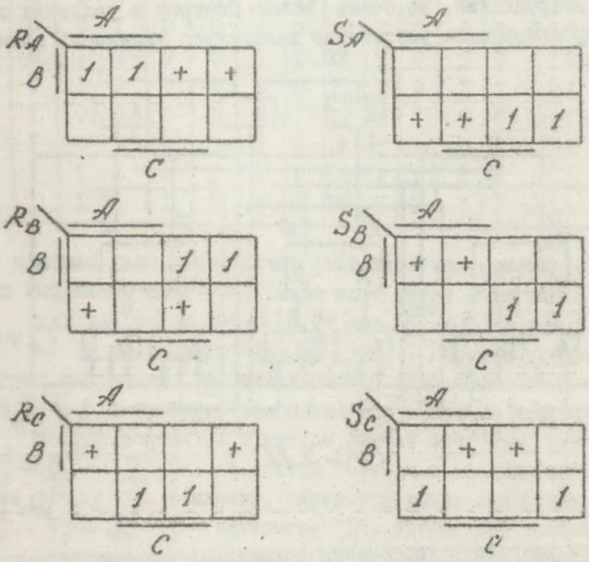


Рис. 3.10

По содержанию карт Карно получаем минимизированные функции:

$R_A = B$, $S_A = \bar{B}$,

$R_B = \bar{A}B$, $S_B = AC + \bar{A}\bar{B}\bar{C}$,

$R_C = \bar{B}C$, $S_C = \bar{B}\bar{C}$.

Как видно из полученных результатов, кроме тактирующих импульсов на входы триггеров через логические элементы "И" подаются сигналы обратной связи с прямых Q^t и инверсных выходов $\bar{Q}^t$.

Функциональная схема регистра приведена на рис. 3.11. Заметим, что для воплощения схемы в реальное устройство необ =

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

ходимо решить вопрос о выборе элементной базы, т.е. приведенная схема не отвечает на такие вопросы, какой серии соответствуют элементы "И", а также RS - триггеры, сколько корпусов интегральных схем будет задействовано в проектируемом функциональном устройстве? Ответына эти вопросы не вызывают обычно больших затруднений, но очень важны. Поэтому в условиях задания на проектируемое устройство желательно указывать элементную базу.

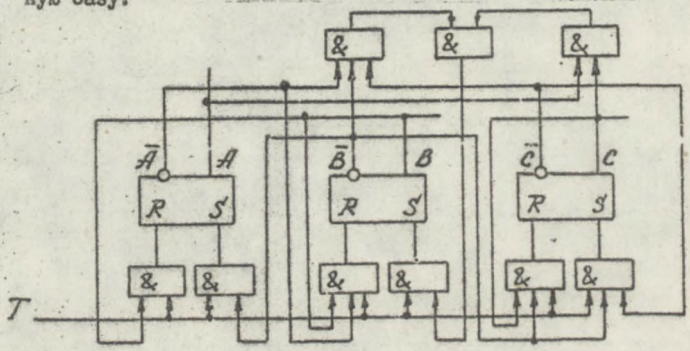


Рис. 3.11

Среди устройств управления и контроля сложных импульсных цифровых систем находят широкое распространение счетчики, относящиеся к последовательностным схемам. Принцип действия счетчика рассмотрим на примере его синтеза по заданной таблице функционирования.

Допустим, что необходимо построить четырехразрядный двоичный счетчик (G_2). Условия переходов состояний триггеров в разрядах этого счетчика излагаем в виде таблицы функционирования 3.5. Количество триггеров в счетчике с коэффициентом счета K_{c2} = 16 должно быть $m = \log_2 K_{c2} = 4$. В качестве запоминающих устройств используем JK - триггеры, например, серии 133 ТК 1.

В табл. 3.5 представлены текущие состояния прямых выходов Q_i^t триггеров и будущие состояния (Q_i^{t+1}) , возникающие

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://dspace.lib.tsu.ru

с приходом очередного счетного импульса.

Таблица 3.5

№ п/п	Текущее состояние Q_4^t	Q_3^t	Q_2^t	Q_1^t	Будущее состояние Q_4^{t+1}	Q_3^{t+1}	Q_2^{t+1}	Q_1^{t+1}	№ п/п	Текущее состояние Q_4^t	Q_3^t	Q_2^t	Q_1^t	Будущее состояние Q_4^{t+1}	Q_3^{t+1}	Q_2^{t+1}	Q_1^{t+1}
0	0	0	0	0	0	0	0	I	8	I	0	0	0	I	0	0	I
I	0	0	0	I	0	0	I	0	9	I	0	0	I	I	0	I	0
2	0	0	I	0	0	0	I	I	I0	I	0	I	0	I	0	I	I
3	0	0	I	I	0	I	0	0	II	I	0	I	I	I	I	0	0
4	0	I	0	0	0	I	0	I	I2	I	I	0	0	I	I	0	I
5	0	I	0	I	0	I	I	0	I3	I	I	0	I	I	I	I	0
6	0	I	I	0	0	I	I	I	I4	I	I	I	0	I	I	I	I
7	0	I	I	I	I	0	0	0	I5	I	I	I	I	0	0	0	0

С помощью карт Карно можно упростить зависимость Q_i от входных импульсов счетчика. Таких карт будет 4: на рис.3.I2,а- для $Q_1^{t+1}=1$, на рис.3.I2,б- для $Q_2^{t+1}=1$, на рис.3.I2,в - для $Q_3^{t+1}=1$ и на рис.3.I2г - для $Q_4^{t+1}=1$. Порядок заполнения карт Карно следующий. Находится первое единичное значение в столбце $Q_1^{t+1}=1$ и на карту заносятся все значения прямых выходов Q_i^t по горизонтали (в данном случае это будет клетка $\bar{Q}_1^t-\bar{Q}_2^t-\bar{Q}_3^t-\bar{Q}_4^t$). Затем берется в столбце следующее значение $Q_1^{t+1}=1$ и в клетку, соответствующую значениям $Q_1^t-\bar{Q}_2^t-\bar{Q}_3^t-\bar{Q}_4^t$, заносится "I". Пройдя все значения $Q_1^{t+1}=1$, получаем заполненную карту рис. 3.I2,а. Содержание карты описывается равенством $Q_1^{t+1}=\bar{Q}_1^t$.

Аналогичным образом заполняется карта для остальных состояний Q_i^{t+1}. Выражения упрощенных функций для всех карт будут следующими:

$$
\begin{aligned}
Q_1^{t+1} &= \bar{Q}_1^t, \\
Q_2^{t+1} &= \bar{Q}_1^t \cdot Q_2^t + Q_1^t \cdot \bar{Q}_2^t, \\
Q_3^{t+1} &= Q_1^t Q_2^t \bar{Q}_3^t + \bar{Q}_2^t Q_3^t + \bar{Q}_1^t Q_3^t, \\
Q_4^{t+1} &= Q_1^t Q_2^t Q_3^t \bar{Q}_4^t + \bar{Q}_2^t Q_4^t + \bar{Q}_1^t Q_4^t + Q_1^t \bar{Q}_3^t Q_4^t.
\end{aligned}
\qquad (3.5)
$$

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Преобразуем последнее равенство на том основании, что по правилу де Моргана (I.24) $Q_1^t \cdot Q_1^t \; \overline{Q_3^t} = Q_1^t \; Q_3^t$ (так как $X \cdot \overline{X} = 1$), т.е.

$$Q_4^{t+1} = Q_1^t \cdot Q_2^t \cdot Q_3^t \cdot \overline{Q_4^t} + Q_4^t \cdot (\overline{Q_2^t} + \overline{Q_1^t} + Q_1^t \cdot \overline{Q_3^t}) =$$
$$= Q_1^t \cdot Q_2^t \cdot Q_3^t \cdot \overline{Q_4^t} + Q_4^t \cdot \overline{Q_1^t \cdot Q_2^t \cdot Q_3^t} .$$

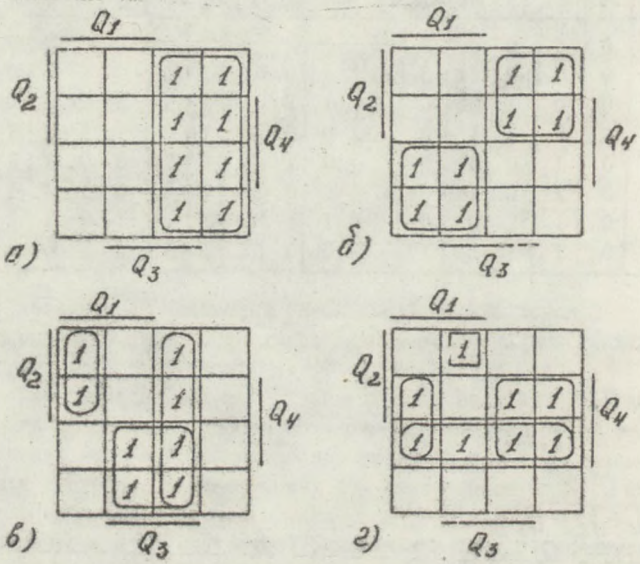


Рис. 3.12

Если обратиться к табл . 3.6 функционирования JK - триггера, который будет положен в основу счетчика, то можно заметить, что переход триггера в новое качественное состояние возможен при любом значении логической функции на J -входе и при $K=1$, $K=0$. Приравнивая правые части выражения (3.5) и характеристического выражения JK -триггера $Q_i^{t+1} = J_i \cdot \overline{Q_i^t} + \overline{K_i} \cdot Q_i^t$ и производя алгебраические преобразования $\overline{Q_1}(J_1 - 1) + \overline{K_1} Q_1 = 0$, замечаем, что последнее равенство возможно при $J=1$ и при $\overline{K} = 0$. Следовательно, на младший разряд счетчика необходимо подать возбужда-

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

щий сигнал $J=K=1$.

Аналогичным образом поступим при определении сигнала на входе второго триггера счетчика $\bar{Q}_1^t Q_2^t + Q_1^t \cdot \bar{Q}_2^t = J_2 \bar{Q}_2^t + \bar{K}_2 Q_2^t$.

Таблица 3.6

t^n		t^{n+1}
J^n	K^n	Q^{n+1}
0	0	Q^n
0	1	0
1	0	1
1	1	$\bar{Q}$

Отсюда нетрудно получить уравнение

$$\bar{Q}_2^t (Q_1^t - J_2) + Q_2^t (\bar{Q}_1^t - \bar{K}_2) = 0,$$

из которого следует, что $J_2 = Q_1^t$, $\bar{K}_2 = \bar{Q}_1^t$ или $K_2 = Q_1^t$.

Для третьего триггера счетчика входные сигналы определяются по описанной методике:

$$\bar{Q}_3^t Q_1^t Q_2^t + Q_3^t (\bar{Q}_2^t + \bar{Q}_1^t) = J_3 \bar{Q}_3^t + \bar{K}_3 Q_3^t ,$$

$$\bar{Q}_3^t (Q_1^t Q_2^t - J_3) + Q_3^t (Q_2^t + \bar{Q}_1^t - \bar{K}_3) = 0,$$

следовательно, $J_3 = Q_1^t \cdot Q_2^t$, $\bar{K}_3 = \bar{Q}_2^t + \bar{Q}_1^t$, но по теореме Шеффера $\bar{Q}_1^t + \bar{Q}_2^t = \overline{Q_1^t \cdot Q_2^t} = \bar{K}_3$. Освобождаясь от операции инверсии, находим $K_3 = Q_1^t \cdot Q_2^t$.

Для нахождения потенциальных значений входов четвертого триггера воспользуемся четвертым равенством (3.5):

$$Q_1^t Q_2^t Q_3^t \bar{Q}_4^t + Q_4^t \overline{Q_1^t Q_2^t Q_3^t} = J_4 \bar{Q}_4^t + \bar{K}_4 Q_4^t ,$$

$$\bar{Q}_4^t (Q_1^t Q_2^t Q_3^t - J_4) + Q_4^t (\overline{Q_1^t \cdot Q_2^t \cdot Q_3^t} - \bar{K}_4) = 0 .$$

Из последнего равенства очевидным является результат $J_4 = Q_1^t Q_2^t Q_3^t$, $\bar{K}_4 = \overline{Q_1^t Q_2^t Q_3^t}$ или $K_4 = Q_1^t \cdot Q_2^t \cdot Q_3^t$.

Таким образом, на входы J и K первого триггера необходимо подать "I", входы второго триггера связать с прямым выходом первого, входы третьего - с прямыми выходами первого и второго триггера, а на входы четвертого подавать сигнал с прямых выходов первого, второго и третьего выходов (*рис. 3.13*).

Как следует из описанного алгоритма, для построения суммирующего счетчика потребуется использовать триггер с тремя входами J и K . Такими конструктивными особенностями обладает JK триггер I33 серии (I33TKI), у которого кроме упомянутых имеется также вход "C" для синхронизации и дополнительные нетактируемые входы R и S для предварительной установки .

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

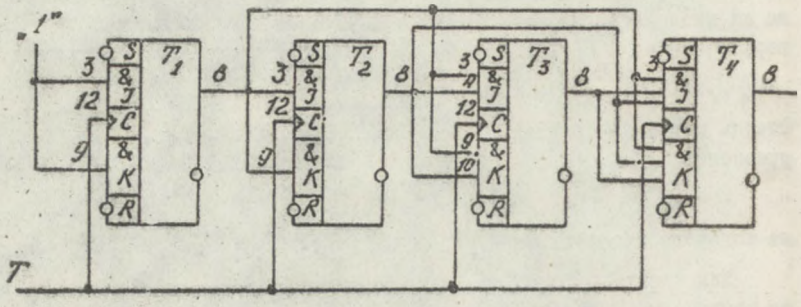


Рис. 3.13

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

ПРИЛОЖЕНИЕ

Рассмотренные принципы построения "импульсных устройств" на элементах в интегральном исполнении не затрагивали вопросов, связанных с качественными характеристиками, а последние зависят от типа применяемой ИС. Ниже приводится справочный материал [7,8] по функциональному составу некоторых наиболее распространенных ИС, а также электрические параметры этих ИС, размещенных в одном корпусе.

I. Состав серии ТТЛ

Функциональный состав	Серия	Подгруппа, вид и номер разработки
Четыре ЛЭ 2"И-НЕ"	I33,KI 55,I30,KI 3I 530,53I	ЛА3
Три ЛЭ 3"И-НЕ"	I33,KI55,I30,KI3I,530,53I	ЛА4
Два ЛЭ 4"И-НЕ"	I33,KI55,I30,KI3I,530,53I	ЛА I
Два ЛЭ 2"И-2ИЛИ-НЕ"	I33,KI55,I30,KI3I,I34,734	ЛРI
Четыре ЛЭ 2И-НЕ/2ИЛИ-НЕ"	I34,734	ЛБI
Два ЛЭ 4И-НЕ/4ИЛИ-НЕ" или ЛЭ"НЕ"	I34,734	ЛБ2
Четыре 2- входовых схемы И-НЕ с открытым коллекторным выходом	I33,KI55,I34	ЛА8
Шесть ЛЭ"НЕ"	KI55,I30,KI3I,K53I	ЛНI
Четыре ЛЭ 2ИЛИ-НЕ"	I33, KI55, K53I	ЛНII
Четыре ЛЭ 2И"	I33,KI55, K555	ЛИI
Четыре Д-триггера с прямым и инверсным выходами	I33, KI55	ТМ7
Двойной JK-триггер	I34	ТВI4
Четыре Д-триггера	I33, KI55	ТМ5
Два Д-триггера	I33, KI55,I30,I34	ТМ2
Триггер JK с логикой на входе	I33,KI55,I30,KI3I,I34	ТВI

ПРИМЕЧАНИЕ. Более подробное изложение функционального состава логических элементов приводится в [8].

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

2. Электрические параметры ИС ТТЛ-типа

Параметр	Серии				
	стандартные		высокого быстродействия		микромощные
	I33	KI55	I30	KI3I	I34
Входной ток $I^0_{вх}$, мА	I,6	I,6	2,3	2,3	0,I8
Входной ток $I'_{вх}$, мА	0,04	0,04	0,07	0,07	0,0I2
Выходное напряжение, $U^0_{вых}$, В	0,4	0,4	0,35	0,35	0,3
Выходное напряжение, $U'_{вых}$, В	2,4	2,4	2,4	2,4	2,3
Коэффициент разветвления по выходу, К раз	I0	I0	I0	I0	I0
Коэффициент объединения по входу "ИЛИ", Коб	8	8	8	8	2
Время задержки распространения при включении, нс	I5	I5	I0	I0	I00
Время задержки распространения при выключении, нс	22	22	I0	I0	I00
Мощность потребления P, мВт	22	22	44	44	2
Помехоустойчивость, $U_{пом}$, В	0,4	0,4	0,4	0,4	0,35
Частота переключения, f, МГц	I0	I0	30	30	3
Максимальное напряжение питания, В	6	6	6	6	6
Максимальное напряжение на входе, В	5,5	5,5	5,5	5,5	5,5
Максимальная емкостная нагрузка, ПФ	200	200	200	200	200

ПРИМЕЧАНИЕ. В таблице приведены все параметры для базовых схем.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

3. Состав серии со структурой КМОП

Функциональный состав	Серия	Подгруппа, вид и номер разработки
Элемент логический универсальный	I64,KI76,764	ЛПI
Четыре ЛЭ, "исключающие "ИЛИ"	I64,KI76,564,764	ЛП2
Два ЛЭ "ИЛИ-НЕ" и ЛЭ "НЕ"	I64, KI76	ЛП4
Четыре ЛЭ 2"ИЛИ-НЕ"	I64,KI76,564,764	Л5
Два ЛЭ 4"ИЛИ-НЕ"	I64,KI76,564	ЛЕ6
Четыре ЛЭ 2"И-НЕ"	I64,KI76,564,764	ЛА7
Два ЛЭ 4"И-НЕ"	I64,KI76,564,764	ЛА8
Три ЛЭ 3"И-НЕ"	I64,KI76,564,764	ЛА9
Два ЛЭ 4"ИЛИ-НЕ" и ЛЭ "НЕ"	I64,KI76,764	ЛПII
Два ЛЭ 4"И-НЕ" и ЛЭ "НЕ"	I64,KI76,764	ЛПI2
ЛЭ 9"И" и ЛЭ "НЕ"	I64,KI76,764	ЛИI
Два триггера Д-типа с установкой "0" и "I"	I64,KI76,564,764	ТМ2
Три ЛЭ "И-ИЛИ"	I64, KI76	ЛСI
Два триггера *JK* -типа	I64, KI76, 564	РМI
Два триггера Д-типа с установкой "0"	KI76	ТМI
Шесть ЛЭ "НЕ"	564, 765	ЛН2
Четыре триггера *RS* -типа	564	ТР2
Четыре триггера *Д* -типа	564	ТМ3

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

4. Электрические параметры ИС серии КМОП

Параметр	серия	
	I64	КI76
Напряжение источника питания Имп,В	9 ± I0%	9 ± 5%
Входной ток I^0 вх,мкА	-0,05	-0,I
Входной ток I^I вх,мкА	0,05	0,I
Выходное напряжение $И^0$ вых,В	0,5	0,3
Выходное напряжение $И^I$ вых, В	7,7	8,2
Время задержки распространения при включении, нс	200	250
Время задержки распространения при выключении, нс	200	250
Ток потребления при "0" на входе I^0 пот, мкА	0,I	0,3
Ток потребления при "I" на входе I^I пот, мкА	0,I	0,3
Помехоустойчивость Ипом , В	0,9	0,9
Коэффициент разветвления по выходу, К раз	50	50
Максимальное напряжение на входе, В	I5	–
Минимальное напряжение на входе, В	-0,5	–
Максимальный выходной ток I вых,мА	I,0	–
Наименьшая величина сопротивления нагрузки, при которой гарантируется сохранение уровня "I"	I50	–

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

ЛИТЕРАТУРА

1. Проектирование радиоэлектронных устройств на интегральных микросхемах/ Под редакцией С.Я.Шаца.- М.; Советское радио , 1972. - 310 с.
2. Гутников В.С. Интегральная электроника в измерительных приборах.-Л.; Энергия , 1974. - 142 с.
3. Справочник по цифровой вычислительной технике/ Под редакцией Б.Н. Малиновского.- Киев: Техника, 1974. - 512 с.
4. Шевелев Ю.П., Рябышкин Б.С., Костырин Ю.М., Бриганец А.В. Булева алгебра и логика поиска семантической информации. - Томск: Изд-во Томск.ун-та,1975.-187 с.
5. Проектирование аналого-цифровых систем на интегральных схемах/ Под редакцией Б.В. Шамрая.-Л.; Машиностроение ,1976.
6. Расчет элементов импульсных и цифровых схем радиотехнических устройств/ Под редакцией Ю.М. Казаринова.-М.; Высшая школа , 1976. - 359 с.
7. Справочник по полупроводниковым диодам, транзисторам и интегральным схемам/ Под редакцией Н.Н.Горюнова.-М.; Энергия, 1978.- 744 с.
8. Аналоговые и цифровые интегральные схемы/ Под редакцией Якубовского С.В.-М.; Советское радио , 1979.- 336 с.
9. Справочник по интегральным микросхемам/ Под редакцией Б.В.Тарабрина.-М.; Энергия , 1980.- 712 с.
10. Турченков Л.П., Ицкович В.М., Ильин А.Г. Импульсные устройства на интегральных микросхемах. - Томск: Изд-во Томск. ун-та, 1982.-89 с.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

ОГЛАВЛЕНИЕ

Введение 3

I. Основы алгебры логики 5
I.I. Операции с двоичными числами 6
I.2. Теоремы одной переменной 7
I.3. Теоремы для двух и более числа переменных 8
I.4. Переключательные функции I0
I.5. Нормальные (канонические) формы представления функций . . . I2

2. Минимизация формул двоичных логических функций I9
2.I. Метод Квайна 20
2.2. Метод Вейча-Карно 22

3. Принципы логического проектирования 32
3.I. Синтез логических схем комбинационного типа 32
3.2. Дешифраторы 35
3.3. Преобразователи кода 39
3.4. Синтез последовательностных схем (конечных автоматов). 43

ПРИЛОЖЕНИЕ: I .Состав серии ТТЛ 55
2 .Электрические параметры ИС ТТЛ-типа 56
3 .Состав серии со структурой КМОП 57
4 .Электрические параметры ИС серии КМОП 58

Литература 59

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

Леонид Петрович Турченков

ИМПУЛЬСНЫЕ УСТРОЙСТВА
НА ЛОГИЧЕСКИХ ИНТЕГРАЛЬНЫХ МИКРОСХЕМАХ

Редактор Е.С.Юзефович

ИБ 1344. Подписано к печати 3.08.83г.
КЗ .02155. Формат 60 х 84 1/16, бумага типографская № 3 П.л.
3,875; уч-изд. л. 3,25; усл.п.л. 3,6. Заказ 172 Тираж 500 экз.
Цена 0-20 коп.

Издательство ТГУ, 634010, Томск,
пр. Ленина, 36

Ротапринт ТИАСУРа.634050,Томск, пр.Ленина, 40

20 к.

Digital Library (repository)
of Tomsk State University
http://vital.lib.tsu.ru

1-543746

Томский госуниверситет 1878
Научная библиотека 01025238