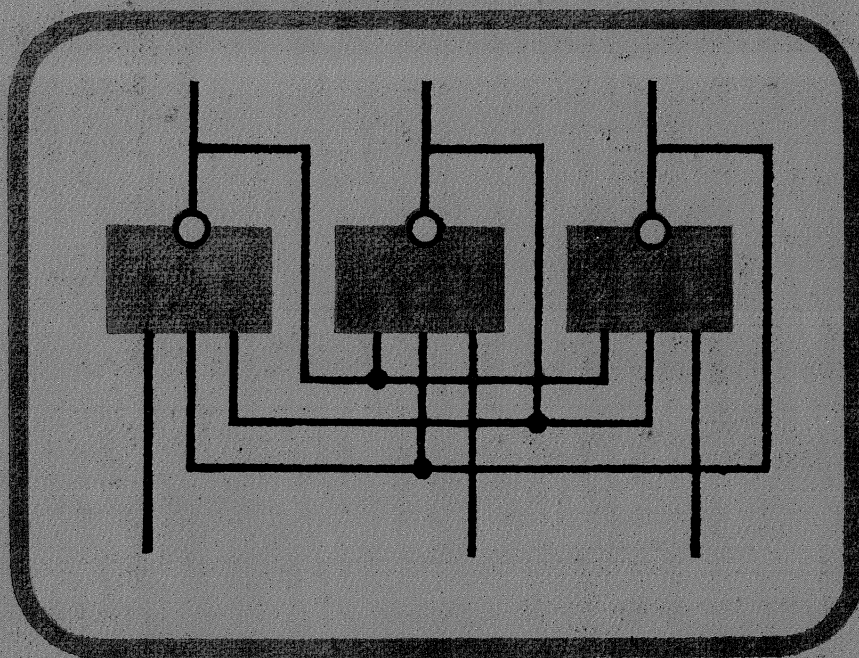


557489

А.Л.ГУРТОВЦЕВ

А.Ф.ПЕТРЕНКО

В.П.ЧАПЕНКО



ЛОГИЧЕСКОЕ
ПРОЕКТИРОВАНИЕ
УСТРОЙСТВ
АВТОМАТИКИ

АКАДЕМИЯ НАУК ЛАТВИЙСКОЙ ССР
ИНСТИТУТ ЭЛЕКТРОНИКИ
И ВЫЧИСЛИТЕЛЬНОЙ ТЕХНИКИ

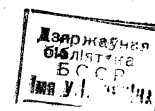
ИЗДАТЕЛЬСТВО «ЗИНАТНЕ»
РИГА 1978

Ау 557409

А. Л. ГУРТОВЦЕВ
А. Ф. ПЕТРЕНКО
В. П. ЧАПЕНКО

ЛОГИЧЕСКОЕ ПРОЕКТИРОВАНИЕ УСТРОЙСТВ АВТОМАТИКИ

- / МАЙ 2007



Логическое проектирование устройств автоматики.
Гуртовцев А. Л., Петренко А. Ф., Чапенко В. П. Рига, «Зинатне», 1978. 212 с.

Книга посвящена вопросам логического проектирования быстродействующих дискретных устройств автоматики, выполненных на потенциальных логических элементах и интегральных схемах. Систематизированы виды состязаний между сигналами, возможных в комбинационных схемах и схемах с памятью. Излагаются методы логического проектирования устройств, устойчивых к состязаниям. Рассматривается модель дискретного устройства, состоящая из управляющего и управляемых конечных автоматов, функционально связанных между собой. Предлагается методика устранения состязаний в устройстве, синтезированном на основе этой модели. Методика иллюстрируется на большом количестве примеров синтеза цифровых интегральных подсистем широкого применения: триггеров, счетчиков, регистров сдвига, многоустойчивых пересчетных схем, формирователей сигналов. Табл. 213, ил. 84, библиогр. 38 назв.

Печатается по решению Редакционно-издательского совета Академии наук Латвийской ССР от 29 апреля 1976 года

ПРЕДИСЛОВИЕ

В современной автоматике широко применяются дискретные устройства обработки и хранения информации. Техническая реализация таких устройств осуществляется преимущественно на основе полупроводниковой интегральной технологии, позволяющей представить сложные устройства в виде композиции интегральных схем малой и средней степени интеграции или как одну интегральную схему большой степени интеграции.

Процесс проектирования устройств автоматики, выполняющих достаточно сложные функции, условно подразделяют на два крупных последовательных этапа: логическое и техническое проектирование. Логическое проектирование (синтез) начинается с выяснения и описания функционирования устройства и заканчивается нахождением его функциональной схемы, состоящей из логических элементов заданного типа. Техническое проектирование начинается с размещения элементов по конструктивным модулям, платам и заканчивается выработкой технической документации на производство будущего устройства.

Практика создания устройств автоматики на интегральных схемах малой и средней степени интеграции, а также разработки новых типов интегральных схем большой степени интеграции требует применения (и, конечно, развития) формализованных методов логического проектирования, основанных на теории конечных автоматов. Дело в том, что проверка правильности и оптимальности устройств, созданных на основе опыта и интуиции инженера-схемотехника, затруднена из-за невозможности воспроизведения процесса проектирования. Кроме того, ужесточение сроков проектирования диктует необходимость использования

ЭВМ для автоматизации рутинных процессов логического проектирования, что может быть сделано только с помощью формализованных методов. Тем не менее необходимость использования формализованных методов инженерами-схемотехниками зачастую ставится под сомнение. Ведь не секрет, что многие удачные схемотехнические решения получаются неформализованными, интуитивными приемами в результате творческой работы инженеров. По мнению авторов, это сомнение вызвано непониманием роли методов теории конечных автоматов, неверием в возможности таких методов. На наш взгляд, формализованные методы являются полезным средством, инструментом в руках инженера-проектировщика, и умелое использование этого инструмента ничуть не сковывает творческую инициативу инженера, наоборот, оно позволяет локализовать те задачи, для решения которых необходима именно творческая мысль. Неверие в возможности методов теории конечных автоматов обусловлено определенной неразвитостью практических аспектов самой теории. В данном отношении предстоит, несомненно, еще немалая работа. Вместе с тем, как будет показано на ряде примеров в данной книге, решения, полученные формализованными методами, зачастую не уступают лучшим эвристическим решениям.

Одной из основных задач, решаемых при логическом проектировании интегральных схем большой степени интеграции и устройств на интегральных схемах малой и средней степени интеграции наиболее распространенного потенциального типа, является обеспечение независимости работы создаваемого устройства от разброса задержек срабатывания логических элементов, образующих его схему. Эта задача рассматривается в теории асинхронных конечных автоматов как обеспечение безошибочного функционирования проектируемого устройства в условиях состязаний сигналов. В создание этой теории существенный вклад внесли С. Ангер, А. Д. Закревский, С. Колдуэлл, В. Г. Лазарев, Р. Миллер, В. Н. Рогинский, Д. Хаффман, Э. А. Якубайтис [17—19, 22, 29, 35—38].

В настоящей книге излагаются методы логического проектирования устойчивых к состязаниям быстродействующих дискретных устройств на потенциальных логических элементах. Предложенные методы ориентированы в первую очередь на устройства,

реализуемые в виде цифровых интегральных субсистем широкого применения. Характерным отличием излагаемого материала является представление проектируемого устройства в виде композиции управляющего и набора управляемых автоматов, выходы которых соединены со входами управляющего автомата.

Книга ориентирована прежде всего на инженеров. Это предопределило характер изложения материала. От читателя не требуется знания теории конечных автоматов. Вместе с тем предполагается, что читатель знаком с основами булевой алгебры. Все необходимые понятия теории конечных автоматов изложены в первых двух главах. Материал носит конспективный характер и не преследует целью строгость изложения. Лица, желающие углубить свои знания в области асинхронных конечных автоматов, могут ознакомиться с первоисточниками, которые указаны в списке литературы, а также с обзорами [5, 32], в которых приведена довольно полная библиография.

В гл. 3 рассматривается модель устройства, состоящая из управляющего и управляемых автоматов, функционально связанных между собой. Такая модель названа авторами композиционной. Представление устройства в виде композиционной модели позволяет использовать при проектировании типовые схемы. С точки зрения инженерной практики такой подход кажется вполне естественным, так как отражает обычное стремление инженера представить будущее устройство уже в начальной стадии проектирования в виде композиции устройств, известных ему по опыту проектирования. С точки зрения теории конечных автоматов управляемые автоматы выполняют дополнительно функцию памяти проектируемого устройства.

Примеры синтеза обширного класса цифровых субсистем, рассматриваемые в последующих главах, должны, по мнению авторов, помочь читателю освоиться с методикой логического проектирования устойчивых к состязаниям устройств на основе композиционной модели. Для инженеров-схемотехников этот материал может быть полезен и при анализе устройств на интегральных схемах малой и средней степени интеграции, которые в большом объеме приводятся в литературе [2, 3, 21]. Вместе с тем авторы стремились проиллюстрировать тот факт, что с помощью аппарата логического проектирования можно получить схемы, удо-

влетворяющие требованиям современной интегральной технологии и схемотехники. Для специалистов в области теории конечных автоматов этот материал может быть полезен как набор типовых задач, предназначенных для сравнительной оценки эффективности алгоритмов синтеза автоматов.

Книга адресуется специалистам по автоматике, схемотехнике и интегральным схемам, а также всем лицам, интересующимся логическим проектированием.

Авторы считают приятным долгом выразить благодарность Э. А. Якубайтису за постоянную поддержку и внимание к данной работе, А. Ю. Гобземису, взявшему на себя труд по редактированию книги, и рецензенту Ю. Н. Артюху, способствовавшему улучшению содержания и стиля.

Отзывы и пожелания просим направлять по адресу: 226006, г. Рига, ул. Академияс, 14, Институт электроники и вычислительной техники АН Латвийской ССР.

Авторы

Глава 1

КОМБИНАЦИОННЫЕ СХЕМЫ

В настоящее время широкое распространение получили устройства автоматики, предназначенные для логической переработки дискретной информации и выполненные на потенциальных элементах. В устройствах такого типа информация представляется с помощью двоичных потенциальных сигналов. Двоичный потенциальный сигнал можно рассматривать как некоторую абстрактную переменную, принимающую два значения, например 0 и 1, при этом одному уровню сигнала соответствует нулевое значение, другому — единичное. По функциональным свойствам дискретные устройства можно разделить на два класса. Первый класс образуют устройства, в которых любая комбинация значений входных сигналов x_1, x_2, \dots, x_n устанавливает на выходах одну комбинацию, или набор, значений выходных сигналов z_1, z_2, \dots, z_l (рис. 1.1). Второй, более сложный класс составляют устройства, в которых одному и тому же набору значений входных сигналов могут соответствовать несколько наборов значений выходных сигналов, причем это соответствие определяется предысторией работы устройства (последовательностью изменений значений входных сигналов). Говорят, что устройства второго класса обладают памятью, т. е. способностью сохранять информацию о предыдущих входных воздействиях. Такие устройства называют *устройствами с памятью*, а для первого класса употребляется название «устройства без памяти» или «комбинационные схемы». Устройства с памятью рассматриваются в последующих главах, а настоящая глава посвящена логическому проектированию (синтезу) комбинационных схем.

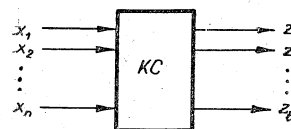


Рис. 1.1. Комбинационная схема

1.1. СПОСОБЫ ЗАДАНИЯ И ФОРМЫ ПРЕДСТАВЛЕНИЯ БУЛЕВЫХ ФУНКЦИЙ

В комбинационных схемах соответствие между наборами значений входных и выходных сигналов определяется системой функций

$$Z_1 = f_1(x_1, x_2, \dots, x_n),$$

$$Z_2 = f_2(x_1, x_2, \dots, x_n),$$

$$\dots$$

$$Z_l = f_l(x_1, x_2, \dots, x_n),$$

где каждая функция f является *булевой функцией*, которая вместе с аргументами может принимать только два значения: нулевое и единичное.

Основным способом задания булевой функции $Z = f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ является табличный. В строках *таблицы истинности* булевой функции записываются наборы значений всех аргументов, столбцам соответствуют аргументы и один столбец таблицы предназначен для записи значений функции. Пример таблицы истинности булевой функции $z = f(x_1, x_2, x_3)$ представлен в табл. 1.1. Если рассматривается несколько функций, то в таблицу можно ввести дополнительные столбцы. Набор значений $x_1^i, x_2^i, \dots, x_n^i$ аргументов в i -й строке будем обозначать m_i ; набор m_i , для которого $f(m_i) = 1$, будем называть *единичным*, а набор m_j , для которого $f(m_j) = 0$, — *нулевым набором*. Для функции от n аргументов имеется в точности 2^n различных наборов. Булева функция, значения которой определены на всех наборах, называется *полностью определенной*; булеву функцию, заданную не на всех наборах, называют *частично определенной*.

Очевидно, что при описании функционирования комбинационной схемы составление таблицы истинности становится утомительным занятием по мере увеличения числа входов комбинационной схемы (аргументов булевых функций). В этом случае

Таблица 1.1

	x_1	x_2	x_3	Z
1	0	0	0	0
2	0	0	1	0
3	0	1	0	0
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

Таблица 1.2

	x_1	x_2	x_3	Z
1	0	0	—	0
2	0	1	0	0
3	—	1	1	1
4	1	—	—	1

можно использовать *интервальную форму* таблицы истинности булевой функции, которая отличается от таблицы истинности тем, что в ней значения некоторых аргументов для части строк не фиксированы, т. е. безразличны. Табл. 1.2 представляет пример такой таблицы. Содержимое строки 1 табл. 1.2 интерпретируется следующим образом: если $x_1 = x_2 = 0$, то независимо от значения аргумента x_3 функция принимает нулевое значение. Данная информация представлена в табл. 1.1 с помощью двух нулевых наборов: (000) и (001). Таким образом, оба эти набора можно задать компактно в виде набора (00—). В строке 2 табл. 1.2 содержится третий набор из табл. 1.1, строка 3 представляет единичные наборы (011) и (111), и набору (1—) соответствует множество единичных наборов {(100), (101), (110), (111)}. Из сравнения табл. 1.1 и 1.2 следует, что обе они задают одну и ту же булеву функцию.

Множество наборов значений n аргументов, которое можно представить в виде одного набора значений k ($n \geq k$) аргументов, будем называть *интервалом булевой функции*, а такие аргументы — *внешними переменными интервала*, в отличие от *внутренних переменных*, значения которых на интервале не фиксированы. Интервал с k внешними переменными содержит в точности 2^{n-k} наборов. Если $n = k$, то интервал совпадает с набором значений n аргументов.

В приведенном примере интервал (1—) содержит четыре набора, поскольку он имеет одну внешнюю x_1 и две внутренние x_2, x_3 переменные. Интервал I_i , на котором функция принимает единичное значение, назовем *единичным интервалом*, а интервал I_j , для которого $f(I_j) = 0$, — *нулевым*. Будем говорить, что два интервала *пересекаются*, если они имеют хотя бы один общий набор. Например, интервалы (—11) и (1—) пересекаются, так как набор (111) принадлежит обоим интервалам; интервалы (00—) и (—11) не пересекаются, поскольку $\{(000), (001)\} \cap \{(011), (111)\} = \emptyset$. Признаком непересечения двух интервалов является наличие для них общей внешней переменной, которая принимает различные значения на этих интервалах.

Интервальную форму таблицы истинности булевой функции в дальнейшем для краткости будем называть *таблицей интервалов булевой функции*. При использовании таблицы интервалов для задания булевой функции следует обращать внимание на недопустимость пересечения единичных и нулевых интервалов. Пересечение единичного I_i и нулевого I_j интервалов свидетельствует о наличии противоречия в задании булевой функции. Если при задании условий работы устройства в виде таблицы интервалов такое противоречие встречается, то его можно расценить либо как допущенную ошибку, либо как доказательство того, что синтезируемое устройство обладает памятью.

Рассмотрим далее нормальные формы представления булевых функций и покажем их связь с таблицей истинности и таблицей интервалов.

Конъюнкцию булевых переменных назовем *элементарной*, если каждая переменная входит в нее только один раз (с отрицанием либо без него). Элементарную конъюнкцию всех переменных x_1, x_2, \dots, x_n заданной булевой функции будем называть *полной конъюнкцией*. Набору m_i значений аргументов x_1, x_2, \dots, x_n можно сопоставить полную конъюнкцию, в которую x_j , $j = 1, 2, \dots, n$, входит с отрицанием, если $x_j^i = 0$, либо без него, если $x_j^i = 1$. Например, набору (011) соответствует полная конъюнкция $\bar{x}_1 x_2 x_3$.

Дизъюнкцию полных конъюнкций, соответствующих всем единичным наборам булевой функции $f(x_1, x_2, \dots, x_n)$, назовем *совершенной дизъюнктивной нормальной формой* (СДНФ) заданной функции. Например, функция, заданная табл. 1.1, имеет следующую СДНФ:

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

Аналогично набору интервал булевой функции можно представить конъюнкцией его внешних переменных. Так, интервал (01—) будем записывать в виде конъюнкции $\bar{x}_1 x_2$. Элементарную конъюнкцию внешних переменных единичного интервала булевой функции назовем *импликантой* булевой функции. Например, в табл. 1.2 представлены две импликанты заданной функции: $x_2 x_3$ и x_1 .

Дизъюнкцию всех импликант, представленных в таблице интервалов заданной функции, назовем *дизъюнктивной нормальной формой* (ДНФ) булевой функции. Так, табл. 1.2 соответствует следующая ДНФ:

$$Z = x_2 x_3 \vee x_1.$$

Очевидно, что любая полностью определенная булева функция имеет в точности одну СДНФ, в то время как число ДНФ булевой функции может быть достаточно велико.

Из всего разнообразия ДНФ, возможных для заданной булевой функции, нас будет интересовать ДНФ, имеющая наименьшее число импликант, называемая в дальнейшем *кратчайшей* ДНФ. Заданная булева функция может иметь несколько кратчайших ДНФ. С точки зрения простоты комбинационной схемы во многих случаях функцию выгодно представлять в виде кратчайшей ДНФ, содержащей импликанты с минимальным числом букв.

Будем говорить, что интервал I_i *покрывает* интервал I_j , если множество наборов интервала I_i включает все наборы интервала

I_j . В этом случае конъюнкция внешних переменных первого интервала поглощает конъюнкцию внешних переменных второго интервала. Так, интервал (0—1) покрывает (01—1), поскольку $\bar{x}_1 x_4 \vee \bar{x}_1 x_2 x_4 = \bar{x}_1 x_4$, или $\{(0101), (0111)\} \equiv \{(0001), (0011), (0101), (0111)\}$.

Импликанту булевой функции назовем *простой*, если представляемый ею интервал не покрывается никаким другим единичным интервалом этой же функции. В тех случаях, когда построение комбинационной схемы производится по ДНФ булевой функции, целесообразно выбрать кратчайшую ДНФ, содержащую простые импликанты.

В следующем параграфе рассмотрим метод построения таких ДНФ по таблице истинности булевой функции [6]. Данный метод в равной степени применим и к таблице интервалов, хотя при этом отсутствует уверенность, что полученная ДНФ является всегда кратчайшей. Отличительной чертой метода является то, что при его применении не требуется перечислять наборы или интервалы, на которых функция не определена.

1.2. ПОСТРОЕНИЕ КРАТЧАЙШЕЙ ДИЗЪЮНКТИВНОЙ НОРМАЛЬНОЙ ФОРМЫ

Пусть булева функция $Z = f(x_1, x_2, \dots, x_n)$, частично или полностью определенная, задана таблицей истинности. ДНФ, содержащую минимальное число простых импликант (кратчайшую ДНФ), можно найти в такой последовательности:

1. Определить простые импликанты, покрывающие единичный набор. Повторить эту процедуру для всех единичных наборов таблицы истинности.

2. Найти минимальное число простых импликант, покрывающих все заданные единичные наборы.

Метод построения кратчайшей ДНФ (метод минимизации булевой функции) будем излагать на примере таблицы истинности (табл. 1.3). Заданная функция имеет пять единичных и шесть нулевых наборов, значения функции на остальных $2^7 - 5 - 6 = 117$ наборах не определены. Рассмотрим единичный набор $m_1 = (1000110)$; его можно представить полной конъюнкцией $x_1 \bar{x}_2 \bar{x}_3 \bar{x}_4 x_5 x_6 \bar{x}_7$. Любая импликанта, покрывающая набор m_1 , содержит согласно определению некоторые буквы из этой конъюнкции, иными словами, она получается вычеркиванием ряда букв из полной конъюнкции, соответствующей набору m_1 . Для того чтобы понять, какие буквы можно удалить из полной конъюнкции, сравним набор m_1 с нулевым набором m_6 . Эти наборы различаются значением только одной переменной x_4 , поскольку $x_4^1 = 0$, а $x_4^6 = 1$. Если букву \bar{x}_4 удалить из полной конъюнкции, то

Таблица 1.3

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	Z
1	1	0	0	0	1	1	0	1
2	1	0	0	0	0	1	1	1
3	1	0	0	1	0	0	0	1
4	0	1	1	0	0	1	1	1
5	1	0	1	0	0	0	0	1
6	1	0	0	1	1	1	0	0
7	0	0	0	0	1	0	1	0
8	0	1	0	1	1	0	1	0
9	0	0	1	0	1	0	1	0
10	0	1	1	0	0	0	0	0
11	0	1	0	0	0	0	0	0

Таблица 1.4

	x_1	\bar{x}_2	\bar{x}_3	\bar{x}_4	x_5	x_6	\bar{x}_7	
6				1				
7	1					1	1	
8	1	1		1		1	1	*
9	1		1			1	1	*
10	1	1	1		1			*
11	1	1			1	1		

полученная конъюнкция $x_1\bar{x}_2\bar{x}_3x_5x_6\bar{x}_7$ покроем нулевой набор m_6 и поэтому не может являться импликантой заданной функции. Таким образом, любая импликанта, покрывающая единичный набор, содержит буквы, которые отличают его от всех нулевых наборов.

Итак, для набора m_1 удалить букву \bar{x}_4 из полной конъюнкции нельзя. Сравним далее этот набор с нулевым набором m_7 . Данная пара наборов различается значениями переменных x_1 , x_6 и x_7 , поэтому любая импликанта, покрывающая набор m_1 , должна содержать хотя бы одну из букв x_1 , x_6 , \bar{x}_7 . Подобные сравнения набора m_1 следует, очевидно, проделать со всеми нулевыми наборами таблицы истинности. Полученную в результате сравнения наборов информацию представим в виде *таблицы различий* единичного набора, строкам которой сопоставлены нулевые наборы, а столбцам — буквы полной конъюнкции. Единичный элемент на пересечении строки и столбца таблицы указывает на то, что нулевой набор строки отличается от рассматриваемого единичного набора буквой, приписанной столбцу. Таблица различий набора m_1 приведена в табл. 1.4. Заметим, что содержимое строк этой таблицы можно рассматривать как результат суммирования по модулю два единичного набора с нулевыми наборами.

Любая импликанта, покрывающая единичный набор, состоит из совокупности букв, которой соответствуют столбцы, содержащиеся в каждой строке таблицы различий не менее одного единичного элемента. Например, набор m_1 покрывается импликантой $x_1\bar{x}_4$, поскольку четвертый столбец табл. 1.4 имеет единицу в первой, а первый — во всех остальных строках. Для того чтобы найти другие импликанты, нужно проверить остальные совокупности столбцов. Сложность этой проверки состоит в том, что в общем случае единичный и нулевой наборы могут различаться значениями нескольких переменных и одна переменная, в свою очередь, может отличать единичный набор от целого ряда нулевых наборов. Налицо необходимость решения комбинаторной задачи, которая носит название *задачи покрытия*. Напомним основной метод решения задачи покрытия и необходимые определения.

Покрытием таблицы (в данном случае таблицы различий) назовем совокупность ее столбцов, которая в каждой строке таблицы содержит не менее одного единичного элемента.

Естественно, что совокупность всех столбцов таблицы различий является покрытием. Для табл. 1.4 пример покрытия, которому соответствует импликанта $x_1\bar{x}_4$, был приведен ранее (первый и четвертый столбцы).

Покрытие таблицы назовем *безызбыточным*, если при исключении из него любого столбца оставшаяся совокупность столбцов не образует покрытия. Покрытие, например $\{x_1, \bar{x}_4\}$, является безызбыточным, а покрытие $\{x_1, \bar{x}_4, x_5\}$ — избыточным для табл. 1.4, поскольку из него можно удалить x_5 . Из построения таблицы различий следует, что безызбыточное покрытие определяет простую импликанту булевой функции, покрывающую данный единичный набор.

Покрытие таблицы назовем *кратчайшим*, если для этой таблицы не существует другого покрытия с меньшим числом столбцов. Например, для табл. 1.4 покрытие $\{\bar{x}_2, \bar{x}_4, \bar{x}_7\}$ является безызбыточным, но не кратчайшим из-за наличия покрытия $\{x_1, \bar{x}_4\}$. Покрытия $\{x_1, \bar{x}_4\}$, $\{\bar{x}_4, x_6\}$ являются кратчайшими, так как в табл. 1.4 нет столбца с единицами во всех строках. Кратчайшему покрытию таблицы различий соответствует наиболее короткая простая импликанта.

Рассмотрим строку 6 табл. 1.4. В ней записана только одна единица (на пересечении со столбцом \bar{x}_4). Совокупность таких столбцов будем называть *ядром покрытия*. Ядро обладает тем замечательным свойством, что оно обязательно входит в любое покрытие таблицы. В нашем примере ядро состоит из одного столбца \bar{x}_4 , следовательно, любая импликанта, покрывающая набор m_1 , содержит букву \bar{x}_4 . Столбец \bar{x}_4 имеет единицу также на пересечении со строкой 8. Этот столбец входит в любое покрытие

Таблица 1.5

	x_1	\bar{x}_2	\bar{x}_3	\bar{x}_4	x_5	x_6	\bar{x}_7
6				1			
7	1					1	1
11	1	1			1	1	

табл. 1.4, поэтому строку 8 можно удалить из таблицы. Будем говорить в таком случае, что строка 8 *поглощается* строкой 6. Возможны и более сложные случаи поглощения строк. Так, в табл. 1.4 строка 9 поглощается строкой 7, поскольку расположение единиц в строке 7 сохраняется в строке 9. Поглощаемые строки отмечены в табл. 1.4. знаком «*». Поглощаемые строки можно удалять из таблицы различий без потери вариантов ее покрытия. Удаляя из табл. 1.4 поглощаемые строки, получим табл. 1.5.

Основной метод нахождения всех безызбыточных покрытий состоит в следующем. Информацию, содержащуюся в одной строке, представляют в виде дизъюнкции букв. Каждая буква дизъюнкции соответствует столбцу, на пересечении которого с рассматриваемой строкой имеется единичный элемент. Так, строке 6 (табл. 1.5) соответствует буква \bar{x}_4 , строке 7 — выражение $(x_1 \vee x_6 \vee \bar{x}_7)$, строке 11 — $(x_1 \vee \bar{x}_2 \vee x_5 \vee x_6)$.

Полученные дизъюнкции объединяются конъюнкцией в конъюнктивную нормальную форму (КНФ) [35], которая затем преобразуется в ДНФ путем раскрытия скобок. ДНФ упрощается за счет выполнения поглощений вида $a \vee ab = a$. Каждой конъюнкции упрощенной ДНФ соответствует безызбыточное покрытие таблицы различий и, следовательно, простая импликанта, покрывающая тот единичный набор, для которого эта таблица была составлена.

Для табл. 1.5 КНФ имеет вид $\bar{x}_4(x_1 \vee x_6 \vee \bar{x}_7)(x_1 \vee \bar{x}_2 \vee x_5 \vee x_6)$. Раскрывая скобки и проводя поглощения, получим ДНФ $x_1 \bar{x}_4 \vee \bar{x}_4 x_6 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_4 \bar{x}_7 \vee \bar{x}_4 x_5 \bar{x}_7$.

Таким образом, единичный набор m_1 покрывается четырьмя простыми импликантами. Заметим, что эти импликанты мы могли бы выписать непосредственно из табл. 1.5. Более того, простые импликанты, покрывающие этот набор, можно было бы попытаться определить сразу по таблице истинности булевой функции путем сравнения данного набора с нулевыми наборами. Построение таблицы различий, а также составление и преобразование КНФ предохранили от потери вариантов покрытия.

Составляем далее таблицы различий для остальных единичных наборов m_2, m_3, m_4 и m_5 (табл. 1.6—1.9). Полученные про-

Таблица 1.6

	x_1	\bar{x}_2	\bar{x}_3	\bar{x}_4	\bar{x}_5	x_6	x_7
6				1	1		1
7	1				1	1	
8	1	1		1	1	1	
9	1		1		1	1	
10	1	1	1			1	1
11	1	1				1	1

Таблица 1.7

	x_1	\bar{x}_2	\bar{x}_3	x_4	\bar{x}_5	\bar{x}_6	\bar{x}_7
6					1	1	
7	1			1	1		1
8	1	1			1		1
9	1		1	1	1		1
10	1	1	1	1			
11	1	1		1			

Таблица 1.8

	\bar{x}_1	x_2	x_3	\bar{x}_4	\bar{x}_5	x_6	x_7
6	1	1	1	1	1		1
7		1	1		1	1	
8			1	1	1	1	
9		1			1	1	
10						1	1
11			1			1	1

Таблица 1.9

	x_1	\bar{x}_2	x_3	\bar{x}_4	\bar{x}_5	\bar{x}_6	\bar{x}_7
6			1	1	1	1	
7	1		1		1		1
8	1	1	1	1	1		1
9	1				1		1
10	1	1					
11	1	1	1				

стые импликанты приведены в табл. 1.10, из которой видно, что некоторые простые импликанты покрывают несколько единичных наборов. Так, простая импликанта $x_1 \bar{x}_4$ покрывает наборы m_1, m_2 и m_5 . Нашей задачей является определение кратчайшей ДНФ, поэтому необходимо выбрать минимальное число простых импли-

Таблица 1.10

1	$x_1\bar{x}_4, \bar{x}_4x_6, \bar{x}_2\bar{x}_4\bar{x}_7, \bar{x}_4x_5\bar{x}_7$
2	$x_1\bar{x}_4, x_1\bar{x}_5, x_1x_7, \bar{x}_2\bar{x}_5, \bar{x}_4x_6, \bar{x}_5x_6, \bar{x}_5x_7, x_6x_7$
3	$x_1\bar{x}_5, x_1\bar{x}_6, \bar{x}_2x_4\bar{x}_6, \bar{x}_2\bar{x}_5, \bar{x}_2\bar{x}_6\bar{x}_7, x_4x_5, x_4\bar{x}_6\bar{x}_7$
4	$\bar{x}_1x_6, x_2x_6, x_3x_6, \bar{x}_4x_6, \bar{x}_5x_6, x_6x_7, \bar{x}_5x_7, x_2x_3x_7, x_2\bar{x}_4x_7$
5	$x_1x_3, x_1\bar{x}_4, x_1\bar{x}_5, x_1\bar{x}_6, \bar{x}_2x_3\bar{x}_7, x_2\bar{x}_4\bar{x}_7, \bar{x}_2\bar{x}_6\bar{x}_7, \bar{x}_2\bar{x}_5$

Таблица 1.11

m_i	$x_1\bar{x}_4$	\bar{x}_4x_6	$\bar{x}_2\bar{x}_4\bar{x}_7$	$\bar{x}_4x_5\bar{x}_7$	$x_1\bar{x}_5$	x_1x_7	$\bar{x}_2\bar{x}_5$	\bar{x}_5x_6	\bar{x}_5x_7	x_6x_7	$x_1\bar{x}_6$	$\bar{x}_2x_4\bar{x}_6$	$\bar{x}_2\bar{x}_6\bar{x}_7$	x_4x_5	$x_4\bar{x}_6\bar{x}_7$	\bar{x}_1x_6	x_2x_6	x_3x_6	$x_2x_3x_7$	$x_2\bar{x}_4x_7$	x_1x_3	$\bar{x}_2x_5\bar{x}_7$
1	1	1	1	1																		
2	1	1				1	1	1	1	1												
3					1		1				1	1	1	1	1							
4		1						1	1	1						1	1	1	1	1		
5	1		1		1		1				1		1								1	1

кант так, чтобы они в совокупности покрывали все единичные наборы заданной булевой функции. Это можно сделать, вновь решая задачу покрытия.

Образуем таблицу покрытия (табл. 1.11), в которой строкам приписаны единичные наборы, а столбцам — простые импликанты. Единица на пересечении, например строки 1 и первого столбца, свидетельствует о том, что простая импликанта $x_1\bar{x}_4$ покрывает набор m_1 . Кратчайшее покрытие этой таблицы определяет простые импликанты — члены кратчайшей ДНФ заданной функции. Укажем на возможность дополнительного упрощения таблицы покрытия в случае, когда требуется определить только один вариант кратчайшей ДНФ. В табл. 1.11 первый единичный набор покрывается четырьмя простыми импликантами. Из них первые три покрывают, кроме того, и другие единичные наборы, в то время как импликанта $\bar{x}_4x_5\bar{x}_7$ покрывает только набор m_1 . Поэтому простую импликанту $\bar{x}_4x_5\bar{x}_7$ можно удалить из табл. 1.11. Аналогично можно установить, что из этой таблицы удаляются все столбцы с одной и двумя единицами. Из табл. 1.11 уберем также простую импликанту $\bar{x}_2\bar{x}_5$, поскольку имеется равноценная импликанта $x_1\bar{x}_5$, покрывающая те же единичные наборы и содержащая то же число букв, что и $\bar{x}_2\bar{x}_5$. В результате получим табл. 1.12. Ядро покрытия, состоящее из второго и третьего столбцов, является кратчайшим покрытием. Следовательно, кратчайшая ДНФ функции, заданной табл. 1.3, имеет вид

$$Z = \bar{x}_4x_6 \vee x_1\bar{x}_5.$$

Таблица 1.12

	$x_1\bar{x}_4$	\bar{x}_4x_6	$x_1\bar{x}_5$
1	1	1	
2	1	1	1
3			1
4		1	
5	1		1

Таблица 1.13

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	Z
1	0	—	0	—	1	0	1	0
2	—	0	0	1	1	—	—	0
3	0	—	1	0	—	0	—	0
4	0	1	0	0	—	—	0	0
5	—	—	0	1	0	—	—	1
6	—	—	—	—	0	1	1	1
7	0	1	1	0	—	1	—	1
8	—	—	1	0	1	1	0	1
9	1	0	1	0	—	—	0	1
10	—	0	1	—	1	1	0	1

Как уже отмечалось, такой метод минимизации булевых функций применим и к функциям, заданным таблицей интервалов. Проиллюстрируем особенности минимизации на следующем примере.

Необходимо синтезировать на элементах ИЛИ—НЕ комбинационную схему, алгоритм функционирования которой задан табл. 1.13. Синтез схемы из элементов ИЛИ—НЕ целесообразно производить исходя из ДНФ функции Z , т. е. функции, инверсной заданной $Z = f(x_1, x_2, \dots, x_7)$. Нулевые (единичные) интервалы функции Z являются единичными (нулевыми) интервалами функции \bar{Z} , поэтому построение ДНФ будем вести по нулевым интервалам функции Z , сравнивая их с единичными интервалами этой же функции.

Рассмотрим первый нулевой интервал. Его можно представить конъюнкцией внешних переменных $\bar{x}_1\bar{x}_3x_5\bar{x}_6x_7$. Любая простая импликанта функции \bar{Z} , покрывающая данный интервал, содержит буквы именно из этой конъюнкции. Следовательно, таблица различий (табл. 1.14) для интервала I_1 имеет пять столбцов, а не семь (число аргументов функции). В табл. 1.14—1.17 представлены таблицы различий для всех нулевых интервалов.

Полученные простые импликанты функции Z указаны в табл. 1.18. Составляя табл. 1.19, находим ДНФ функции Z :

$$\bar{Z} = \bar{x}_3 x_5 \vee \bar{x}_1 x_3 \bar{x}_6 \vee \bar{x}_3 \bar{x}_4 \bar{x}_7.$$

Вопрос о том, является ли полученная ДНФ кратчайшей для функции Z , остается открытым. Чтобы решить его, следует перечислить все нулевые наборы функции Z (число которых равно 23) и определить кратчайшую ДНФ функции \bar{Z} . Для построения схемы останется лишь перейти к базису элементов ИЛИ—НЕ. Изложение методов перехода от ДНФ к выражениям, описывающим схему из элементов заданного базиса, выходит за рамки книги. С подобными методами читатель может ознакомиться, например, в работе [30]. В рассматриваемом примере достаточно взять отрицание от \bar{Z} и использовать закон де Моргана

$$Z = \overline{\bar{x}_3 \vee \bar{x}_5 \vee \bar{x}_1 \vee \bar{x}_3 \vee x_6 \vee x_3 \vee x_4 \vee \bar{x}_7}.$$

Таким образом, функция, заданная табл. 1.13, реализуется комбинационной схемой, состоящей из четырех элементов ИЛИ—НЕ, не считая инверторов для получения \bar{x}_3, \bar{x}_5 .

В дальнейшем описанный метод минимизации булевой функции будем использовать и для синтеза многовыходной комбинационной схемы, определяя ДНФ (кратчайшие или близкие к ним)

Таблица 1.14

	\bar{x}_1	\bar{x}_3	x_5	\bar{x}_6	x_7	
5			1			*
6			1	1		*
7		1		1		*
8		1		1	1	*
9	1	1			1	*
10		1		1	1	*

Таблица 1.15

	\bar{x}_2	\bar{x}_3	x_4	x_5	
5				1	*
6				1	*
7	1	1	1		*
8		1	1		*
9		1	1		*
10		1			*

Таблица 1.16

	\bar{x}_1	x_3	\bar{x}_4	\bar{x}_6	
5		1	1		*
6				1	*
7				1	*
8				1	*
9	1				*
10				1	*

Таблица 1.17

	\bar{x}_1	x_2	\bar{x}_3	\bar{x}_4	\bar{x}_7	
5				1		*
6					1	*
7			1			*
8			1			*
9	1	1	1			*
10		1	1			*

Таблица 1.18

1	$\bar{x}_3 x_5, \bar{x}_1 x_5 \bar{x}_6, x_5 \bar{x}_6 x_7$
2	$\bar{x}_3 x_5$
3	$\bar{x}_1 x_3 \bar{x}_6, \bar{x}_1 \bar{x}_4 \bar{x}_6$
4	$\bar{x}_3 \bar{x}_4 \bar{x}_7$

Таблица 1.19

	$\bar{x}_3 x_5$	$\bar{x}_1 x_5 \bar{x}_6$	$x_5 \bar{x}_6 x_7$	$\bar{x}_1 x_3 \bar{x}_6$	$\bar{x}_1 \bar{x}_4 \bar{x}_6$	$\bar{x}_3 \bar{x}_4 \bar{x}_7$
1	1	1	1			
2	1					
3				1	1	
4						1

для каждой функции в отдельности. Методы совместной минимизации системы булевых функций (см., например, [22]) более сложны и ориентированы, как правило, на применение ЭВМ. Ограничимся для этого случая лишь следующей рекомендацией. При построении ДНФ функции $Z_i, l \geq i > 1$, надо попытаться использовать простые импликанты, найденные ранее для ДНФ функций Z_1, Z_2, \dots, Z_{i-1} .

1.3. СОСТЯЗАНИЯ В КОМБИНАЦИОННЫХ СХЕМАХ

Пусть комбинационная схема со входами x_1, x_2, \dots, x_n и выходом z реализует булеву функцию $Z = f(x_1, x_2, \dots, x_n)$. Рассмотрим функционирование комбинационной схемы во времени. В стационарном или установившемся режиме значения сигналов в промежуточных точках и на выходе схемы совпадают со значениями соответствующих булевых переменных. При изменении входных сигналов внутри схемы и на ее выходе имеет место переходный процесс, отражающий реакцию элементов схемы на изменение входных сигналов. Длительность переходного процесса, т. е. интервал времени между моментом поступления входного воздействия и моментом окончания изменения значений всех сигналов схемы, определяется внутренними (естественными) задержками элементов схемы. Величины этих задержек будем считать ненулевыми, ограниченными сверху некоторой максимальной величиной. Следующее входное воздействие может поступать лишь по окончании переходных процессов во всех точках схемы. Переходные процессы внутри схемы определяют вид переходного процесса на выходе схемы. В соответствии с таблицей истинности булевой функции требуется, чтобы выходной сигнал z либо оставался неизменным, либо изменял свое значение не более одного раза. Однако в действительности выходной сигнал комбинационной схемы может изменяться несколько раз в ответ на одно переключение входных сигналов. В этом случае говорят о неустойчивой работе схемы. Причиной не-

устойчивой работы схемы являясь *состязания* сигналов.

В схеме имеются *состязания*, если существуют такие соотношения величин естественных задержек элементов схемы и моментов изменения входных сигналов, при которых на ее выходе наблюдаются ложные изменения выходного сигнала.

Для иллюстрации этого явления обратимся к схеме (рис. 1.2), которая реализует булеву функцию (табл. 1.20), представленную в виде ДНФ

$$Z = x_1 x_2 \vee x_1 \bar{x}_2 x_3.$$

Пусть на входах схемы набор $m_6 = (101)$ значений входных сигналов сменяется набором $m_8 = (111)$ (осуществляется переход $m_6 \rightarrow m_8$). Исходя из таблицы истинности булевой функции устанавливаем, что выходной сигнал z должен оставаться неизменным, поскольку $f(m_6) = f(m_8) = 1$. Рассмотрим переходный процесс в схеме. При изменении $x_2: 0 \rightarrow 1$ выходной сигнал первого элемента, реализующего конъюнкцию $x_1 x_2$, устанавливается в единицу, а выходной сигнал второго элемента, реализующего конъюнкцию $x_1 \bar{x}_2 x_3$, — в нуль. Если при этом второй элемент переключится раньше первого, то на выходе схемы будут наблюдаться ложные изменения сигнала $z: 1 \rightarrow 0 \rightarrow 1$. Для перехода $m_6 \rightarrow m_8$ состязания можно устранить обеспечением следующего соотношения между величинами τ_1, τ_2, τ_3 естественных задержек элементов: $\tau_3 + \tau_2 > \tau_1$. Однако для обратного перехода $m_8 \rightarrow m_6$ ложные изменения сигнала z произойдут как раз при условии, что первый элемент переключится раньше второго.

Как следует из рассмотренного примера, состязания в комбинационной схеме могут возникнуть лишь при условии, что в ней одновременно изменяются два или более сигналов. Это условие назовем *условием состязаний*. В приведенном выше примере условия состязаний можно обнаружить в ДНФ, которая содержит импликанту с буквой x_2 и импликанту с \bar{x}_2 .

По числу изменений выходного сигнала состязания разделяют на статические и динамические.

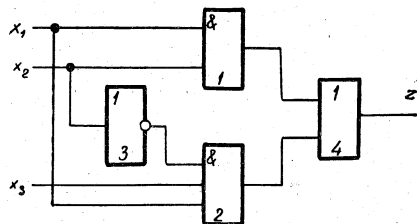


Рис. 1.2. Комбинационная схема с состязаниями

Таблица 1.20

	x_1	x_2	x_3	Z
1	0	0	0	0
2	0	0	1	0
3	0	1	0	0
4	0	1	1	0
5	1	0	0	0
6	1	0	1	1
7	1	1	0	1
8	1	1	1	1

Статические состязания приводят к четному числу изменений сигнала на выходе схемы. Такие состязания возможны для переходов $m_i \rightarrow m_j$, при которых $f(m_i) = f(m_j)$. В схеме, приведенной на рис. 1.2, имеют место статические состязания, например для переходов $m_6 \rightarrow m_8$ и $m_8 \rightarrow m_6$.

Динамические состязания проявляются в виде нечетного числа изменений сигнала на выходе схемы, при этом начальное и конечное значения выходного сигнала будут различными. Рассмотрим переходный процесс в схеме (рис. 1.2), возникающий во время перехода $m_2 \rightarrow m_8$. При наборе $m_2 = (001)$ на входе второго элемента установлены сигналы $x_1 = 0, \bar{x}_2 = 1, x_3 = 1$. Пусть одновременно изменились значения сигналов x_1, x_2 . Тогда новое значение сигнала $\bar{x}_2 = 0$ может установиться лишь через время τ_3 . Следовательно, сигналы на входе второго элемента сначала примут значения $x_1 = 1, \bar{x}_2 = 1, x_3 = 1$, а через время τ_3 установятся в состояния $x_1 = 1, \bar{x}_2 = 0, x_3 = 1$. При этом сигнал на выходе второго элемента изменится два раза: $0 \rightarrow 1 \rightarrow 0$. Если эти изменения произойдут раньше, чем выходной сигнал первого элемента установится в единицу, то выходной сигнал z изменится три раза: $0 \rightarrow 1 \rightarrow 0 \rightarrow 1$. Динамические состязания в комбинационных схемах и схемах с обратными связями (устройствах с памятью) не имеют таких нежелательных последствий, как статические. Поэтому в дальнейшем ограничимся рассмотрением только статических состязаний и там, где это не вызывает недоразумений, будем называть их просто состязаниями.

По значению выходного сигнала состязания можно разделить на *состязания в нуле* и *состязания в единице*, которые порождают соответственно ложные единичное и нулевое значения выходного сигнала. Дальнейшая классификация состязаний может быть проведена по причинам их возникновения.

Определим вначале *интервал* $I(m_i, m_j)$ *перехода* между наборами m_i, m_j как интервал, покрывающий оба этих набора и имеющий в качестве внешних переменных все те переменные, которые сохраняют свои значения для наборов m_i, m_j . Например, для перехода между наборами $m_i = (1010)$ и $m_j = (1100)$ интервал перехода $I(m_i, m_j) = \{(1010), (1000), (1110), (1100)\}$ можно представить в виде $(1 - - 0)$.

Состязания в схеме для перехода $m_i \rightarrow m_j$ назовем *функциональными*, если существует такой набор $m_k \in I(m_i, m_j)$, для которого $f(m_k) \neq f(m_i) = f(m_j)$. Рассмотрим это явление на примере схемы (рис. 1.2). Пусть на входе схемы происходит смена набора $m_6 = (101)$ на набор $m_7 = (110)$. Как следует из табл. 1.20, $f(m_6) = f(m_7) = 1$. Если допустить, что схема воспримет изменение сигнала x_3 до изменения сигнала x_2 , т. е. если на входе схемы кратковременно установится набор (100) , которому соответствует $Z = 0$, то на выходе схемы сначала установится нуль, а

затем единица. Эти состязания обнаруживаются по таблице истинности: $I(m_6, m_7) = \{(101), (100), (111), (110)\}$, $m_5 = (100)$, $f(m_5) = 0$. Функциональные состязания обусловлены тем, что сигналы на входе схемы изменяются не строго одновременно. Название этих состязаний подчеркивает их зависимость от свойств реализуемой булевой функции, а не от свойств ДНФ или схемы, которая реализует эту функцию. Условием функциональных состязаний является наличие двух или более входных сигналов, которые должны измениться одновременно. Если в схеме имеют место функциональные состязания для перехода $m_i \rightarrow m_j$, то устранить их можно лишь запрещением этого перехода или изменением самой функции. Функциональные состязания имеются в любой комбинационной схеме, реализующей функцию, отличную от константы, при условии, что для схемы возможны любые переключения на ее входе. В дальнейшем будем считать, что наряду с таблицей истинности булевой функции имеется список пар наборов, связанных переходами, принимая, что функциональные состязания для этих переходов отсутствуют.

Состязания в комбинационной схеме, свободной от функциональных состязаний, назовем *логическими*. Причиной этих состязаний является разброс величин естественных задержек логических элементов схемы. Их наличие может быть обнаружено изучением схемы или ДНФ, которую она реализует. Для простоты изложения рассмотрим схемы, построенные в соответствии с ДНФ булевой функции. Пример такой схемы приведен на рис. 1.2. Схема, построенная по ДНФ, не имеет логических состязаний в нуле. Это объясняется тем, что в ДНФ входят лишь элементарные конъюнкции, а ложный единичный сигнал может быть произведен логическим элементом, реализующим конъюнкцию вида $x_1 \bar{x}_1 x_2$, при $x_1: 0 \rightarrow 1 (1 \rightarrow 0)$ и $x_2 = 1$. Поэтому при анализе логических состязаний в схеме, построенной по ДНФ, следует рассматривать переходы только между единичными наборами.

Условие отсутствия логических состязаний формулируется следующим образом: схема свободна от логических состязаний для перехода между единичными наборами m_i и m_j , если в ДНФ реализуемой функции имеется импликанта, покрывающая как набор m_i , так и m_j . В рассмотренном примере состязаний для перехода между наборами $m_6 = (101)$ и $m_8 = (111)$ логические состязания в единице возникают из-за отсутствия в ДНФ импликанты $x_1 x_3$. Устранить эти состязания можно, заменив импликанту $x_1 \bar{x}_2 x_3$ на $x_1 x_3$ (упростив в данном случае схему). Таким образом, задачу устранения логических состязаний можно решать путем построения такой ДНФ функции, в которой для каждого из заданных переходов между единичными наборами имеется импликанта, покрывающая наборы этого перехода. ДНФ,

обладающую данным свойством, будем называть *свободной от состязаний*. Комбинационная схема, построенная по такой ДНФ, не имеет логических состязаний для всех заданных переходов. Эта схема свободна также и от динамических состязаний, если все переходы между нулевыми и единичными наборами связаны с изменением только одного входного сигнала.

Комбинационную схему, свободную от функциональных и логических состязаний, будем называть *устойчивой комбинационной схемой*. На выходе устойчивой комбинационной схемы отсутствуют ложные изменения выходного сигнала для всех заданных переходов между наборами значений входных сигналов при произвольном соотношении величин естественных задержек элементов схемы. Очевидно, что построение устойчивой схемы ведется с расчетом на «наихудший случай». Естественно предположить, что учет реального разброса величин задержек может привести к меньшим аппаратным затратам, однако на практике часто точное знание величин задержек в схеме не представляется возможным.

ДНФ, свободная от состязаний, используется непосредственно для построения комбинационной схемы на элементах И, ИЛИ, НЕ без ограничения на число входов элементов. В случае использования элементов с ограниченным числом входов и других базисов элементов необходимо производить преобразования ДНФ, свободной от состязаний. Эти преобразования не должны выводить получаемую форму представления функции из класса форм, свободных от состязаний. К числу таких преобразований относятся упрощения вида

$$a \vee ab = a, a \vee \bar{a}b = a \vee b, ab \vee a\bar{b} = a,$$

преобразования, основанные на законах де Моргана, а также факторизация, состоящая в вынесении за скобки одной или нескольких букв в членах ДНФ.

1.4. ПОСТРОЕНИЕ ДИЗЪЮНКТИВНОЙ НОРМАЛЬНОЙ ФОРМЫ, СВОБОДНОЙ ОТ СОСТЯЗАНИЙ

Пусть булева функция $Z = f(x_1, x_2, \dots, x_n)$ представлена таблицей истинности и задан список переходов между наборами значений аргументов (заданы все возможные переключения на входе синтезируемой схемы), причем каждый переход осуществляется без функциональных состязаний. Укажем способ построения кратчайшей ДНФ, свободной от состязаний, под которой понимается ДНФ, имеющая наименьшее число членов из

всех возможных для заданной функции ДНФ, свободных от состязаний.

Как было показано в предыдущем параграфе, ДНФ, свободная от состязаний, есть такая ДНФ, в которой для любой пары единичных наборов m_i, m_j , связанных переходом, имеется импликанта, покрывающая эту пару наборов, т. е. импликанта, покрывающая интервал $I(m_i, m_j)$ перехода между наборами m_i, m_j . Исходя из этого можно указать следующий путь построения кратчайшей ДНФ, свободной от состязаний [4].

Определим интервалы переходов между единичными наборами и построим таблицу интервалов булевой функции. Кратчайшую ДНФ, свободную от состязаний, найдем по таблице интервалов, воспользовавшись методом минимизации булевой функции (см. § 1.2). Этот способ решения рассматриваемой задачи рассчитан непосредственно на случай, когда все возможные по условиям работы переходы происходят между соседними наборами значений аргументов, т. е. когда в любом переходе изменяется только один из сигналов x_1, x_2, \dots, x_n .

Построение кратчайшей ДНФ, свободной от состязаний, данным способом имеет ряд особенностей в тех случаях, когда на входе синтезируемой схемы возможны одновременные изменения нескольких сигналов.

Первая особенность состоит в том, что при построении таблицы интервалов для переходов между единичными наборами возникает возможность удаления некоторых интервалов из таблицы. Например, интервал $I(m_1, m_2) = (1-00)$, где $m_1 = (1000)$, $m_2 = (1100)$, покрывается интервалом $I(m_1, m_3) = (1- -0)$, где $m_3 = (1110)$, и может быть удален из таблицы, поскольку любая простая импликанта, покрывающая $I(m_1, m_3)$, покрывает также $I(m_1, m_2)$.

Вторая особенность состоит в том, что перед построением таблиц различий необходимо произвести частичное доопределение функции, если она определена неполностью. Покажем это на примере. Пусть заданы переходы между единичными $m_1 = (0011)$, $m_2 = (1011)$ и нулевыми $m_3 = (0000)$, $m_4 = (1101)$ наборами. Предположим, что значение функции на наборах $m_5 = (0001)$ и $m_6 = (1001)$ не определено. Для интервала $I(m_1, m_2) = (-011)$ в этом случае можно было бы найти простую импликанту $\bar{x}_2 x_4$, которая доопределяет единицей значение функции для наборов m_5, m_6 . Если такая импликанта включена в искомую ДНФ, то она вызывает для перехода между m_3 и m_4 функциональные состязания в нуле, поскольку $m_5, m_6 \in I(m_3, m_4)$. Чтобы этого не произошло, следует доопределить нулем значение функции для всех наборов, покрываемых интервалами переходов между нулевыми наборами, т. е. включить в таблицу интервалов все интервалы переходов между нулевыми наборами.

Рассмотрим пример. Булева функция Z задана с помощью табл. 1.21, в которой перечислены единичные наборы, и табл. 1.22, в которой записаны нулевые наборы. Известно, что возможны следующие переходы между единичными наборами (указаны номера единичных наборов): 1—10, 1—13, 2—4, 2—6, 2—7, 2—11, 3—4, 4—7, 4—11, 5—6, 6—11, 7—8, 7—11, 8—10, 8—12, 9—10, 10—13, 12—13; переходы между нулевыми наборами: 1—5, 1—10, 3—4, 4—10, 6—7, 8—9. Переходы между единичными и нулевыми наборами происходят при изменении только одного сигнала.

Построим вначале единичные интервалы (табл. 1.23). Удалим интервалы, покрываемые другими интервалами. Например, $I(m_2, m_4)$, $I(m_2, m_6)$, $I(m_2, m_7)$, $I(m_2, m_{11})$, $I(m_4, m_{11})$, $I(m_6, m_{11})$, $I(m_7, m_{11})$ покрываются интервалом $I(m_4, m_7)$. Все удаляемые интервалы в табл. 1.23 отмечены знаком «*». Остальные интервалы приведены в табл. 1.24. Далее строим нулевые интервалы, доопределяющие заданную функцию (табл. 1.25). Удаляя покрыв-

Таблица 1.21

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7
1	1	0	0	0	1	1	0
2	1	0	0	0	0	1	1
3	1	0	0	1	0	0	0
4	1	0	0	1	0	1	1
5	0	0	0	1	0	0	0
6	0	1	0	1	0	1	1
7	0	1	1	0	0	1	1
8	0	1	1	0	1	1	0
9	1	0	1	0	0	0	0
10	1	0	1	0	1	1	0
11	0	1	0	0	0	1	1
12	0	0	1	0	1	1	0
13	0	0	0	0	1	1	0

Таблица 1.22

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7
1	0	0	0	0	1	0	1
2	1	0	0	0	0	0	0
3	1	0	0	1	1	1	0
4	0	0	0	1	1	0	1
5	0	1	0	1	1	0	1
6	0	0	1	0	1	0	1
7	0	1	1	0	0	0	0
8	0	1	0	0	1	1	0
9	0	1	0	0	0	0	0
10	0	1	0	0	1	0	1

Таблица 1.23

i, j	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	\tilde{x}_7	
1, 10	1	0	—	0	1	1	0	*
1, 13	—	0	0	0	1	1	0	*
2, 4	1	0	0	—	0	1	1	*
2, 6	—	—	0	—	0	1	1	*
2, 7	—	—	—	0	0	1	1	*
2, 11	—	—	0	0	0	1	1	*
3, 4	1	0	0	1	0	—	—	
4, 7	—	—	—	—	0	1	1	
4, 11	—	—	0	—	0	1	1	*
5, 6	0	—	0	1	0	—	—	
6, 11	0	1	0	—	0	1	1	*
7, 8	0	1	1	0	—	1	—	
7, 11	0	1	—	0	0	1	1	*
8, 10	—	—	1	0	1	1	0	
8, 12	0	—	1	0	1	1	0	*
9, 10	1	0	1	0	—	—	0	
10, 13	—	0	—	0	1	1	0	
12, 13	0	0	—	0	1	1	0	*

Таблица 1.24

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7
1	1	0	0	1	0	—	—
2	—	—	—	—	0	1	1
3	0	—	0	1	0	—	—
4	0	1	1	0	—	1	—
5	—	—	1	0	1	1	0
6	1	0	1	0	—	—	0
7	—	0	—	0	1	1	0

Таблица 1.25

i, j	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7	
1, 5	0	—	0	—	1	0	1	
1, 10	0	—	0	0	1	0	1	*
3, 4	—	0	0	1	1	—	—	
4, 10	0	—	0	—	1	0	1	*
6, 7	0	—	1	0	—	0	—	
8, 9	0	1	0	0	—	—	0	

ваемые интервалы и добавляя нулевой набор m_2 , не покрываемый нулевыми интервалами, получим таблицу нулевых интервалов (табл. 1.26), определяющую совокупность всех наборов, на которых функция принимает нулевое значение.

Таблица 1.26

	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	x_6	x_7
1	0	—	0	—	1	0	1
2	—	0	0	1	1	—	—
3	0	—	1	0	—	0	—
4	0	1	0	0	—	—	0
5	1	0	0	0	0	0	0

Для каждого единичного интервала из табл. 1.24 находим простые импликанты с помощью таблиц различий. В табл. 1.27 представлена, например, таблица различий первого единичного интервала; ее покрытие совпадает с ядром и определяет простую импликанту $x_4\bar{x}_5$. Составляя таблицы различий для других интервалов, находим простые импликанты, которые сведены в табл. 1.28. Кратчайшая ДНФ, свободная от состязаний, имеет вид

$$Z = x_4\bar{x}_5 \vee \bar{x}_5x_6x_7 \vee x_3x_6 \vee x_1x_3 \vee \bar{x}_2\bar{x}_4x_6.$$

В заключение рассмотрим возможность построения ДНФ, свободной от состязаний, для функции, которая представлена в виде некоторой ДНФ (кратчайшей или близкой к ней). Будем считать, что заданы все переключения, возможные при работе синтезируемой схемы. Предположим, что исходная ДНФ имеет логические состязания.

Если ДНФ не свободна от состязаний, то существуют интервалы переходов между единичными наборами, которые не покрыты импликантами заданной ДНФ. Для устранения состязаний достаточно определить переходы, во время которых возникают состязания, и включить в ДНФ наименьшее число простых импликант, покрывающих интервалы всех таких переходов.

При определении указанных переходов между единичными наборами следует использовать условие логических состязаний в схеме, построенной по ДНФ. Напомним, что этим условием является наличие переменной, например x_i , которая в одну импликанту входит с инверсией, а в другую — без нее. Переход между единичными наборами, различающимися x_i , происходит с состязаниями, если в ДНФ не включена импликанта, покрывающая интервал этого перехода.

Проиллюстрируем сказанное на примере булевой функции, заданной табл. 1.29. Известно, что переключения на входе синтезируемой схемы происходят следующим образом:

$$\boxed{\rightarrow m_1 \rightarrow m_2 \rightarrow m_3 \rightarrow m_4 \rightarrow m_5 \rightarrow m_6 \rightarrow m_7 \rightarrow m_8}$$

Пусть с целью построения схемы на двухвходовых элементах ИЛИ—НЕ найдена кратчайшая ДНФ функции \bar{Z} :

$$\bar{Z} = \bar{x}_1 \bar{x}_3 \vee x_1 \bar{x}_2.$$

В данную форму представления переменная x_1 входит как с инверсией, так и без нее. Поэтому наличие состязаний необходимо проверять только для тех переключений на входе, при которых изменяется входной сигнал x_1 , а выходной сигнал схемы сохраняется в нуле. Единственным таким переключением является переход между наборами $m_1 = (000)$, $m_2 = (100)$. Интервал $I(m_1, m_2) = (-00)$ не покрывается ни импликантой $\bar{x}_1 \bar{x}_3$, ни $x_1 \bar{x}_2$. Это свидетельствует о том, что для данного перехода приведенная ДНФ имеет состязания. Чтобы получить на ее основе ДНФ, свободную от состязаний, достаточно добавить простую импликанту $\bar{x}_2 \bar{x}_3$, покрывающую указанный интервал:

$$\bar{Z} = \bar{x}_1 \bar{x}_3 \vee x_1 \bar{x}_2 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_3.$$

Структурную формулу, описывающую устойчивую комбинационную схему из двухвходовых элементов ИЛИ—НЕ, можно получить следующим образом:

$$Z = \overline{\bar{x}_1 \bar{x}_3 \vee x_1 \bar{x}_2 \vee \bar{x}_2 \bar{x}_3} = \bar{x}_3 (\bar{x}_1 \vee \bar{x}_2) \vee x_1 \bar{x}_2 = x_3 \vee \bar{x}_1 \vee \bar{x}_2 \vee \bar{x}_1 \vee x_2.$$

Таблица 1.27

	x_1	\bar{x}_2	\bar{x}_3	x_4	\bar{x}_5	
1	1				1	*
2					1	
3	1		1	1		*
4	1	1		1		*
5				1		

Таблица 1.28

Номер интервала перехода	Простая импликанта
1	$x_4 \bar{x}_5$
2	$\bar{x}_5 x_6 x_7$
3	$x_4 \bar{x}_5$
4	$x_3 x_6$
5	$x_3 x_6$
6	$x_1 x_3$
7	$\bar{x}_2 \bar{x}_4 x_6$

Таблица 1.29

	x_1	x_2	x_3	Z
1	0	0	0	0
2	1	0	0	0
3	1	0	1	0
4	0	0	1	1
5	0	1	1	1
6	1	1	1	1
7	1	1	0	1
8	0	1	0	0

СИНТЕЗ УСТОЙЧИВЫХ АСИНХРОННЫХ АВТОМАТОВ

При логическом проектировании дискретных устройств с памятью необходимо обеспечить устойчивость их к состязаниям. Как и в комбинационных схемах, состязания в устройствах с памятью возникают во время переходного процесса в устройстве и обусловлены наличием естественных задержек в логических элементах и соединительных линиях, изменением величин этих задержек, неидеальностью формы перерабатываемых сигналов. При использовании интегральной технологии и интегральных схем практически трудно осуществить наладку спроектированных устройств путем введения корректирующих задержек во внутреннюю точку устройства для обеспечения его устойчивости. Применение специальных задержек, построенных на основе конденсаторов и сопротивлений, также ограничено из-за специфики интегральной технологии. Введение принудительной синхронизации прохождения сигналов по различным каналам проектируемого устройства позволяет лишь частично решить проблему обеспечения устойчивости и связано со значительной потерей быстродействия. В то же время естественное стремление максимально использовать быстродействие элементов приводит к широкому внедрению устройств, работающих в асинхронном режиме. Требование высокого быстродействия характерно для весьма широкого класса устройств автоматики. Далее рассмотрим логическое проектирование устойчивых быстродействующих асинхронных устройств с памятью, предназначенных для логической переработки дискретной информации.

2.1. ПОНЯТИЕ О КОНЕЧНОМ АВТОМАТЕ

Дискретное устройство условно можно представить в виде многополюсника (рис. 2.1) с n внешними входами, m внешними выходами и k обратными связями, в каждую из которых включен элемент задержки.

Пусть x_1, x_2, \dots, x_n — входные сигналы, z_1, z_2, \dots, z_m — выходные сигналы, Y_1, Y_2, \dots, Y_k — сигналы на входах элементов задержки, y_1, y_2, \dots, y_k — сигналы на выходах элементов задержки. Сигналы на выходах элементов задержки принято называть промежуточными. Полагаем, что все сигналы устройства потенциальные, двухуровневые. Комбинационная схема устройства, представленная на рис. 2.1, состоит из логических элементов и соединительных линий. Элементы задержки образуют блок памяти.

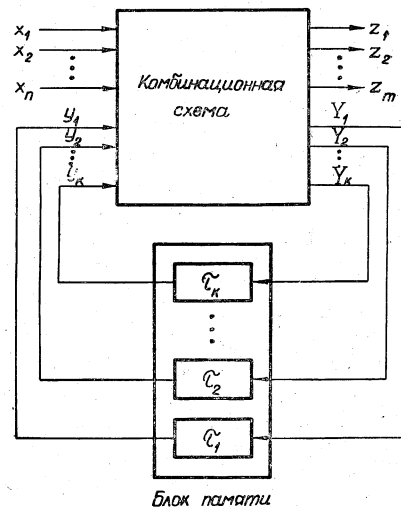


Рис. 2.1. Представление дискретного устройства с памятью

Каждый элемент задержки в c -й цепи обратной связи задерживает на конечное время $\tau_c > 0$ сигнал Y_c , появляющийся на входе элемента в момент t . Иными словами, после временной задержки τ_c (в момент $t + \tau_c$) сигнал y_c принимает значение Y_c , $c = 1, 2, \dots, k$.

Условимся, что i -й набор значений входных сигналов (или, короче, i -й входной набор) $(x_1^i, x_2^i, \dots, x_n^i)$ образует состояние входа ρ_i . Здесь x_a^i — значение входного сигнала x_a в i -м входном наборе ($a = 1, 2, \dots, n$). Все возможные состояния входа образуют множество состояний входа $R = \{\rho_1, \rho_2, \dots, \rho_r\}$, и, поскольку сигналы двузначные, $r \leq 2^n$. Аналогично l -й набор значений выходных сигналов (l -й выходной набор) $(z_1^l, z_2^l, \dots, z_m^l)$ образует состояние выхода λ_l , где z_b^l — значение выходного сигнала z_b в l -м выходном наборе ($b = 1, 2, \dots, m$). Все возможные выходные состояния образуют множество состояний выхода $L = \{\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_p\}$, причем $p \leq 2^m$. Далее, условимся, что j -й набор значений промежуточных сигналов на выходах элементов задержки $(y_1^j, y_2^j, \dots, y_k^j)$ образует внутреннее состояние κ_j , где y_c^j — значение промежуточного сигнала y_c в j -м наборе ($c = 1, 2, \dots, k$). Все возможные внутренние состояния образуют множество внутренних состояний $K = \{\kappa_1, \kappa_2, \dots, \kappa_s\}$, где $s \leq 2^k$.

Пару состояний (κ_j, ρ_i) принято называть полным состоянием $\mu_{ji} = (\kappa_j, \rho_i)$, где $\kappa_j \in K$, $\rho_i \in R$. Множество упорядоченных пар элементов, из которых первый принадлежит K , а второй — R (декартово произведение множеств $K \times R$), образует множество

полных состояний $\mathfrak{M} = K \times R = \{\mu_{11}, \mu_{12}, \dots, \mu_{sr}\}$. Например, пусть $\{\kappa_1, \kappa_2\} = \{(0), (1)\}$, $R = \{\rho_1, \rho_2, \rho_3, \rho_4\} = \{(00), (01), (10), (11)\}$. Тогда $\mathfrak{M} = K \times R = \{(0, 00), (1, 00), (0, 01), (1, 01), (0, 10), (1, 10), (0, 11), (1, 11)\}$.

Математической моделью рассматриваемых дискретных устройств является конечный автомат, под которым принято понимать совокупность шести объектов: конечного множества R состояний входа, конечного множества L состояний выхода, конечного множества K внутренних состояний, начального внутреннего состояния $\kappa_i^* \in K$, функции переходов φ и функции выходов f . Функцией φ задается отображение подмножества $\mathfrak{M}_\varphi \subseteq K \times R$ в K ($\varphi(\kappa_j, \rho_i) = \kappa_g$, $\kappa_g \in K$), а функцией f — отображение подмножества $\mathfrak{M}_f \subseteq K \times R$ в L ($f(\kappa_j, \rho_i) = \lambda_l$).

Запись вида $\varphi(\kappa_j, \rho_i) = \kappa_g$ означает, что конечный автомат, находящийся во внутреннем состоянии κ_j , при подаче состояния входа ρ_i переходит в следующее внутреннее состояние κ_g . Если $f(\kappa_j, \rho_i) = \lambda_l$, то автомат, находящийся во внутреннем состоянии κ_j , при подаче состояния входа ρ_i порождает состояние выхода λ_l . Далее рассматриваются только конечные автоматы, поэтому прилагательное «конечные» часто будет опускаться.

Если $\mathfrak{M}_\varphi = \mathfrak{M}_f = \mathfrak{M}$, то автомат называют полностью определенным. Если же существует хотя бы одно полное состояние μ_{ji} , для которого хотя бы одна из функций φ или f не определена, то автомат является частичным. Будем рассматривать только такие автоматы, для которых в любом полном состоянии μ_{ji} обе функции φ и f либо определены, либо не определены одновременно.

Автомат, характеризующийся одним внутренним состоянием, называют автоматом без памяти, или комбинационной схемой. В практике логического проектирования широко применяются две модели автомата: модель Мура и модель Мили. В модели Мура вместо функции выходов $f(\kappa_j, \rho_i)$ используется новая функция $f^*(\kappa_j)$, которая отображает подмножество K в множество L . Иными словами, в этой модели состояния выходов непосредственно зависят только от внутренних состояний. В модели Мили функция выходов $f(\kappa, \rho)$ отображает подмножество \mathfrak{M}_f в L . В этой модели состояния выхода зависят непосредственно от состояния входа и внутренних состояний. Функции переходов обеих моделей совпадают. Существуют способы [22], позволяющие преобразовать автомат модели Мура в эквивалентный (в смысле реализации одного и того же закона функционирования) автомат модели Мили, и наоборот.

Конечный автомат принято рассматривать в начале логического проектирования сложных дискретных устройств — в процессе так называемого абстрактного синтеза автомата. Цель

абстрактного синтеза — построение конечного автомата, например его таблиц переходов и выходов по одному из способов задания отображения множества входных последовательностей (т. е. последовательностей состояний входа) в множество выходных последовательностей (последовательностей состояний выхода), которое должен реализовать автомат. Абстрактный синтез условно разбивают на два этапа. Первый этап заключается в получении таблиц переходов и выходов, на втором этапе осуществляется сжатие этих таблиц с целью минимизации числа внутренних состояний автомата. Результаты абстрактного синтеза служат исходными данными для последующего структурного синтеза автомата. На этапе структурного синтеза модель дискретного устройства уточняется и на основе конечного автомата вводится новая модель — структурный автомат. Затем осуществляется оптимизация этой модели.

2.2. ПРЕДСТАВЛЕНИЕ АВТОМАТА ТАБЛИЦЕЙ ПЕРЕХОДОВ

Существуют различные способы представления конечного автомата. Мы рассмотрим один из них — представление функций переходов и выходов автомата с помощью таблиц переходов и выходов. Использование таблиц переходов и выходов оказывается удобным средством представления автоматов как при синтезе, так и при анализе их функционирования.

Таблица переходов представляет функцию переходов автомата. Строки этой таблицы соответствуют внутренним состояниям автомата, столбцы — состояниям входа автомата. На пересечении j -й строки и i -го столбца указывается соответствующее значение $\varphi(x_j, \rho_i)$ функции переходов. Прочерк на пересечении j -й строки и i -го столбца соответствует неопределенности в функции $\varphi(x_j, \rho_i)$. В табл. 2.1 приведен пример таблицы переходов автомата, для которого $K = \{x_1, x_2, x_3, x_4, x_5, x_6\}$, $R = \{\rho_1, \rho_2, \rho_3, \rho_4\}$, $L = \{\lambda_1, \lambda_2, \lambda_3\}$, x_1 — начальное внутреннее состояние. Так, в верхней строке табл. 2.1 указаны три значения функций переходов: $\varphi(x_1, \rho_1) = x_1$, $\varphi(x_1, \rho_2) = x_2$, $\varphi(x_1, \rho_4) = x_4$. Это означает, что если автомат находится во внутреннем состоянии x_1 , то при воздействии на автомат состояния входа ρ_1 он остается в том же внутреннем состоянии, при воздействии состояния входа ρ_2 автомат переходит в новое внутреннее состояние x_2 (факт перехода дальше будем обозначать $x_1 \rightarrow x_2$), воздействие на автомат входного состояния ρ_3 запрещено (прочерк в верхней строке таблицы), при воздействии состояния входа ρ_4 автомат переходит в новое внутреннее состояние x_4 ($x_1 \rightarrow x_4$). Функция переходов опре-

Таблица 2.1

	ρ_1	ρ_2	ρ_3	ρ_4
x_1	(x_1)	x_2	—	x_4
x_2	x_1	(x_2)	x_3	—
x_3	—	—	(x_3)	x_4
x_4	x_1	—	x_5	(x_4)
x_5	—	x_6	(x_5)	—
x_6	x_1	(x_6)	—	—

Таблица 2.2

Внутреннее состояние	Состояния входа			
	ρ_1	ρ_2	ρ_3	ρ_4
1_n	(1)	2	—	4
2	1	(2)	3	—
3	—	—	(3)	4
4	1	—	5	(4)
5	—	6	(5)	4
6	1	(6)	—	—

Таблица 2.3

Внутреннее состояние	Состояния входа			
	ρ_1	ρ_2	ρ_3	ρ_4
1_n	(1)	2	—	4
2	1	(2)	3	—
3	—	—	(3)	4
4	1	—	5	(4)
5	2	6	(5)	4
6	1	(6)	—	—

делена не для всех пар значений ρ и x , поэтому данная таблица переходов представляет частичный автомат.

Внутреннее состояние автомата x_j назовем *устойчивым* при состоянии входа ρ_i , если $\varphi(x_j, \rho_i) = x_j$. Внутреннее состояние автомата x_j назовем *неустойчивым* при состоянии входа ρ_i , если $\varphi(x_j, \rho_i) \neq x_j$. Например, в табл. 2.1 указано: $\varphi(x_1, \rho_1) = x_1$, следовательно, внутреннее состояние x_1 устойчиво при состоянии входа ρ_1 ; $\varphi(x_1, \rho_2) = x_2 \neq x_1$, значит, внутреннее состояние x_1 неустойчиво при состоянии входа ρ_2 ; $\varphi(x_2, \rho_2) = x_2$, следовательно, внутреннее состояние x_2 устойчиво при состоянии входа ρ_2 . Все внутренние состояния, устойчивые при соответствующем состоянии входа, отмечаются в таблице переходов символом x , взятым в круглые скобки. Для простоты условимся указывать в таблице переходов вместо x_j номер j (см. табл. 2.2, где приведена та же таблица переходов, что и в табл. 2.1). В этой таблице через 1_n обозначено начальное внутреннее состояние автомата.

Важный класс составляют автоматы, которые представляются *нормальной* таблицей переходов. В таких автоматах заданы переходы только во внутренние состояния, устойчивые при соответствующем состоянии входа. Более строго говоря, таблица переходов автомата является нормальной таблицей переходов, если для любого полного состояния μ_{ji} , на котором функция $\varphi(x_j, \rho_i)$ определена, имеет место

$$\varphi(\varphi(x_j, \rho_i), \rho_i) = \varphi(x_j, \rho_i).$$

Так, в табл. 2.2. представлена нормальная таблица переходов. Если же в ней вместо прочерка указать значение функции

переходов $\varphi(x_5, r_1) = x_2$, то получим другую таблицу переходов автомата (табл. 2.3), не являющуюся нормальной. Действительно, в табл. 2.3 указан переход из внутреннего состояния (5) под воздействием состояния входа r_1 во внутреннее состояние 2, неустойчивое при состоянии входа r_1 . В книге основное внимание уделяется изучению автоматов, представляемых нормальной таблицей переходов.

Таблица выходов автомата представляет его функцию выходов. Как и в таблице переходов, ее строки соответствуют внутренним состояниям автомата, а столбцы — состояниям входа автомата. На пересечении j -й строки и i -го столбца указывается соответствующее значение $f(x_j, r_i)$ функции выходов. Прочерки в таблице выходов соответствуют неопределенностям в функции f .

Таблицы переходов и выходов автомата принято совмещать в одну таблицу, которая задает обе функции φ и f и полностью представляет данный автомат. В зависимости от принятой модели автомата состояние выхода сопоставляется при этом со строкой таблицы переходов (для модели Мура) или указывается на пересечении строки и столбца и сопоставляется с полным состоянием (для модели Мили).

В табл. 2.4 приведена совмещенная таблица переходов и выходов для модели Мура, а в табл. 2.5 — для модели Мили. Обе таблицы построены на основе табл. 2.2. В дальнейшем для простоты изложения вместо названия «совмещенная таблица переходов и выходов» для модели Мили или Мура будем употреблять название «таблица переходов», указывая на модель автомата лишь тогда, когда это принципиально важно.

Таблицу переходов, в каждой j -й строке которой содержится не более одного внутреннего состояния (x_j) , устойчивого при состоянии входа $r_i \in R$, принято называть

Таблица 2.4

Внутреннее состояние	Состояния входа				Состояние выхода
	r_1	r_2	r_3	r_4	
1 _н	(1)	2	—	4	λ_1
2	1	(2)	3	—	λ_2
3	—	—	(3)	4	λ_2
4	1	—	5	(4)	λ_1
5	—	6	(5)	4	λ_3
6	1	(6)	—	—	λ_3

Таблица 2.5

Внутреннее состояние	Состояния входа				
	r_1	r_2	r_3	r_4	
1 _н	(1), λ_1	2, λ_2	—, —	4, λ_1	
2	1, λ_1	(2), λ_2	3, λ_2	—, —	
3	—, —	—, —	(3), λ_2	4, λ_1	
4	1, λ_1	—, —	5, λ_3	(4), λ_1	
5	—, —	6, λ_3	(5), λ_3	4, λ_1	
6	1, λ_1	(6), λ_3	—, —	—, —	

первоначальной таблицей переходов. Например, в табл. 2.4 и 2.5 представлены первоначальные таблицы переходов.

Первоначальная таблица переходов является исходной формой представления автомата. В процессе составления этой таблицы выясняется число внутренних состояний автомата (это число может быть избыточным), задаются функции переходов и выходов, определяющие закон функционирования автомата. Составлению первоначальной таблицы переходов предшествует формулировка задания на проектирование автомата. В ходе построения таблицы выясняются непротиворечивость и полнота задания закона функционирования автомата. Табличная форма записи функций переходов и выходов компактна и удобна для заключительного этапа абстрактного синтеза и для последующего структурного синтеза автомата.

Однако при задании автомата по словесному описанию его работы, особенно в случае проектирования сложных автоматов, табличная форма представляется не столь естественной и наглядной, как, например, графический способ задания автомата. В инженерной практике часто пользуются графическими методами описания функционирования проектируемых устройств, наглядно отображающими последовательности поступления входных сигналов на автомат и порождаемые ими последовательности выходных сигналов. Поэтому представляется целесообразным записывать эти последовательности в стандартной графической форме, а затем переходить к первоначальной таблице переходов автомата.

Укажем на естественный переход от первоначальной таблицы переходов автомата к соответствующему ей ориентированному графу, и наоборот. Для этого каждой j -й строке первоначальной

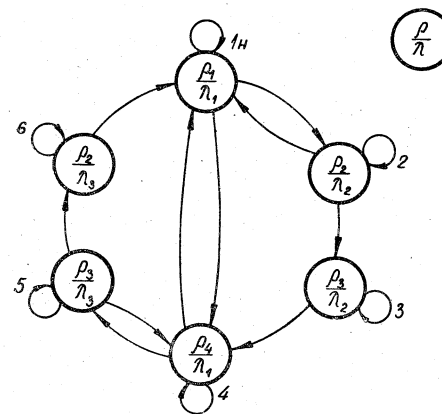


Рис. 2.2. Граф автомата

таблицы переходов сопоставим j -ю вершину графа автомата. Далее условимся, что если на пересечении j -й строки таблицы со столбцом, обозначенным r_i , указано внутреннее состояние с номером g , то из вершины j графа должна исходить дуга, заходящая в вершину g графа. В этом случае говорят, что из вершины j имеется дуга в вершину g . Если $j = g$, то вершина j имеет петлю. Затем, если на пересечении j -й строки таблицы и столбца, обо-

значенного ρ_i , указаны значения функций $\varphi(x_j, \rho_i) = x_g$ и $f(x_j, \rho_i) = \lambda_i$, то вершине g графа припишем в качестве обозначения пару символов (ρ_i, λ_i) . Начальному внутреннему состоянию с номером j_n в таблице сопоставим вершину j_n графа. Построенный описанным выше способом граф называют *графом автомата* [35].

На рис. 2.2 представлен граф автомата, сопоставленный первоначальной таблице переходов (табл. 2.4). Рассмотрим подробнее данный граф. Каждая вершина графа представлена парой: состоянием входа $\rho_i \in R$ и состоянием выхода $\lambda_i \in L$. Каждую такую пару можно рассматривать как некоторое следующее сообщение (информацию) о поведении автомата: состояние входа автомата ρ_i порождает состояние выхода λ_i . Так, в начальной вершине 1_n графа отражается начальное сообщение: состояние входа ρ_1 порождает состояние выхода λ_1 . Если состояние входа ρ_1 не меняется, то начальное сообщение неизменно — это отражено петлей у вершины 1_n . Состояние входа автомата ρ_1 может смениться либо на состояние входа ρ_2 , либо на состояние входа ρ_4 , что отражено на графе двумя дугами из вершины 1_n в вершины 2 и 4. Это повлечет за собой смену начального сообщения на новое: состояние входа ρ_2 порождает состояние выхода λ_2 (вершина 2) либо состояние входа ρ_4 порождает состояние выхода λ_1 (вершина 4). Подобный анализ можно проводить и далее, рассматривая указанные на графе последовательности смены сообщений. Обратим внимание на две вершины — 2 и 6. Эти вершины представляют неоднозначные сообщения: одно и то же состояние входа ρ_2 порождает состояния выхода λ_2 (вершина 2) и выхода λ_3 (вершина 6). Вершины 3 и 5 также представляют неоднозначные сообщения. Для устранения этой неоднозначности необходимо организовать память в автомате, в которой будет фиксироваться предшествующая смена сообщений, что можно сделать, приписав каждой вершине графа внутреннее состояние. После этого рассмотренные сообщения станут однозначными: если автомат находится во внутреннем состоянии x_{1n} (вершина 1_n), то состояние входа ρ_2 порождает состояние выхода λ_2 (из вершины 1_n имеется дуга в вершину 2); если же автомат находится во внутреннем состоянии x_5 (вершина 5), то состояние входа ρ_2 порождает состояние выхода λ_3 (из вершины 5 имеется дуга в вершину 6).

Граф автомата является *полным*, если в нем заданы вершины для всех состояний входов, в любой вершине задано состояние выхода и из любой вершины имеются дуги в вершины, представляющие все другие состояния входа. Если это условие не выполняется, граф автомата принято называть *частичным*. Полный граф представляет полностью определенный автомат, а частичный граф — частичный автомат.

При логическом проектировании нередко приходится работать с частичными графами автомата. Дело в том, что специалист, приступающий к проектированию дискретного устройства автоматики, обычно имеет (допустим, исходя из технического задания на проектирование) информацию о том, сколько внешних входов и выходов должен содержать автомат, какие входные и выходные наборы двоичных сигналов сопоставлены возможным состояниям входа и выхода автомата, в какой последовательности возможно поступление двоичных сигналов на входы автомата и т. д. Он знает, как должно взаимодействовать проектируемое устройство с другими устройствами или блоками создаваемой системы автоматики в целом. При этом известно, что некоторые последовательности состояний входа и выхода автомата могут быть запрещены.

При построении графа автомата необходимо выполнить два требования: 1) в графе автомата должны быть представлены своими вершинами все возможные по условиям работы автомата пары (ρ, λ) и указаны все возможные по условиям работы дуги между этими вершинами (*требование полноты*); 2) из любой вершины графа автомата запрещены дуги в две и более вершин, представляющих одинаковые состояния входа (*требование непротиворечивости*). Подробно с методом построения графа автомата можно ознакомиться в работах [35, 36].

Пример 2.2.1. Составить граф автомата и по нему первоначальную таблицу переходов для формирователя сигналов. Из технического задания на проектирование известно, что формирователь имеет два входа, на один из которых подается периодически меняющийся сигнал x_1 , а на другой — управляющий сигнал x_2 , и два выхода: с одного выхода снимается сигнал z_1 , а с другого — сигнал z_2 ; оба сигнала x_1 и x_2 не могут меняться одновременно. В зависимости от значения и длительности управляющего сигнала x_2 сигнал x_1 воспроизводится выходным сигналом z_1 либо выходным сигналом z_2 так, как показано на временной диаграмме работы формирователя, представленной в техническом задании (рис. 2.3,а) [9, 13].

Известно также, что в течение времени, когда сигнал $x_1 = 1$, запрещено более одного изменения сигнала x_2 . Рассмотрим временную диаграмму и выделим в ней все сообщения о поведении формирователя. Для этого разобьем диаграмму на промежутки времени, в течение которых все сигналы x_1, x_2, z_1, z_2 постоянны, и пронумеруем их, как указано на рис. 2.3,а. Для каждого выделенного промежутка времени определим пару (ρ, λ) и сведем в таблицу найденные различные пары (табл. 2.6). В этой таблице цифрой 1_n обозначено начальное сообщение. Каждую строку табл. 2.6 представим соответствующей вершиной на графе, а дуги между вершинами зададим в соответствии с последовательно-

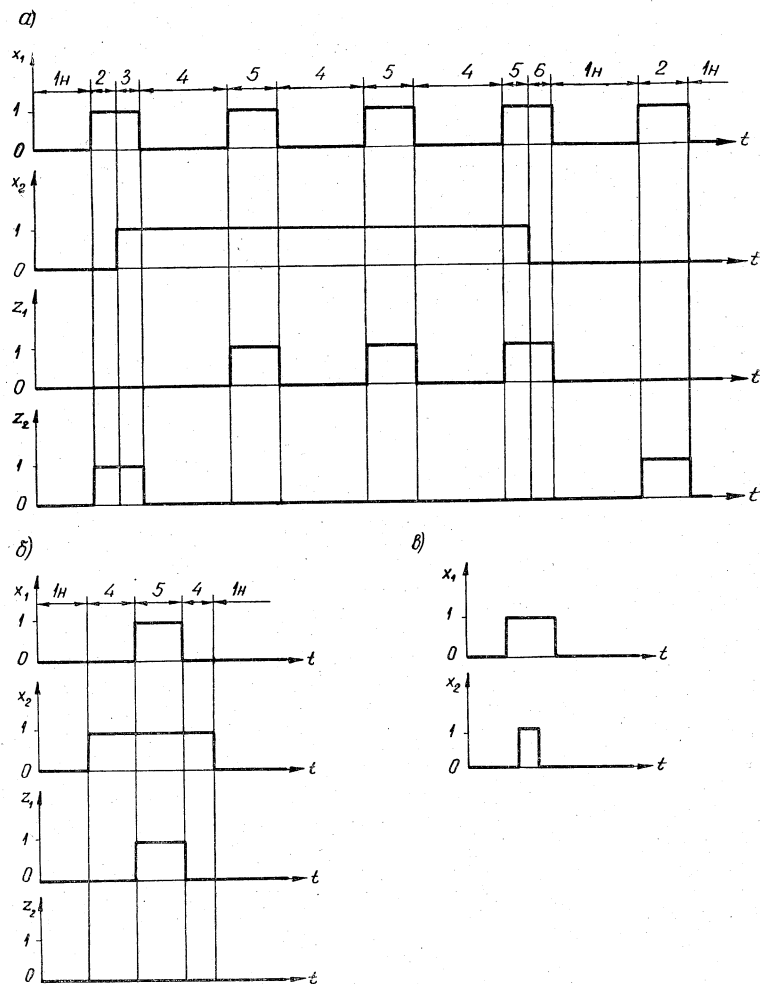


Рис. 2.3. Временные диаграммы работы формирователя сигналов: а — диаграмма, приведенная в техническом задании; б — фрагмент диаграммы, дополняющий временную диаграмму а; в — фрагмент временной диаграммы, отражающий запрещенную последовательность входных сигналов

стью смены сообщений, отраженной на временной диаграмме, приведенной на рис. 2.3,а. В результате такого построения получим граф, изображенный на рис. 2.4.

Проверим, удовлетворяет ли построенный граф двум требованиям к графу автомата, сформулированным выше. Сначала выясним, представлены ли на графе все возможные сообщения о работе формирователя. На входе формирователя возможны

Таблица 2.6

№	Сообщение				(ρ, λ)
	x ₁	x ₂	z ₁	z ₂	
1 _н	0	0	0	0	(ρ ₁ , λ ₁)
2	1	0	0	1	(ρ ₂ , λ ₂)
3	1	1	0	1	(ρ ₃ , λ ₂)
4	0	1	0	0	(ρ ₄ , λ ₁)
5	1	1	1	0	(ρ ₃ , λ ₃)
6	1	0	1	0	(ρ ₂ , λ ₃)

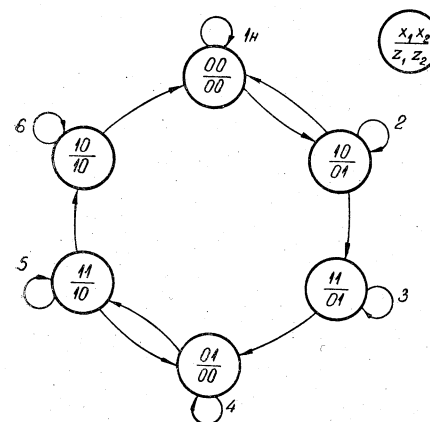


Рис. 2.4. Граф автомата, построенный по временной диаграмме, представленной на рис. 2.3,а

четыре входных состояния: $\rho_1 = (00)$, $\rho_2 = (01)$, $\rho_3 = (10)$, $\rho_4 = (11)$. Все они представлены вершинами графа. Состояние выхода (11) запрещено по условиям работы формирователя. Если $x_1 = 0$, то реакцией формирователя на это значение является состояние выхода $\lambda_1 = (00)$; если $x_1 = 1$, то $\lambda_2 = (01)$ либо $\lambda_3 = (10)$. Следовательно, вершины графа, изображенного на рис. 2.3, представляют все возможные сообщения. Проверим, указаны ли все возможные дуги между вершинами графа. Начнем проверку с вершины 1_н. В качестве обозначения ей приписано входное состояние $\rho_1 = (00)$.

Согласно условиям работы формирователя одновременное изменение значений сигналов x_1 , x_2 запрещено. Поэтому за входным состоянием $\rho_1 = (00)$ может последовать состояние входа $\rho_2 = (01)$ или состояние входа $\rho_4 = (01)$. Первая последовательность состояний входа отражена на графе дугой из вершины 1_н в вер-

шину 2, вторая не отражена ни на временной диаграмме рис. 3,а, ни на графе (рис. 2.4). Воспроизведем фрагмент временной диаграммы на рис. 2.3,б, проследив предполагаемый путь на графе от вершины 1_н к вершине 4.

Из построенного фрагмента диаграммы видно, что последовательная смена сообщения 1_н на сообщение 4 не противоречит ограничениям на функционирование проектируемого устройства, сформулированным в техническом задании, и отражает требуемые условия его работы. Однако временная диаграмма рис. 2.3,а, которая приведена в этом задании и по которой мы первоначально построили граф автомата, не полностью отражает требуемые условия работы. Продолжив построение фрагмента диаграммы

на рис. 2.3,б, убеждаемся в том, что по условиям работы допустима также последовательность сообщений 4, 5, 4, 1_н. Однако на графе автомата не указана дуга из вершины 4 в вершину 1_н. Таким образом, на графе автомата необходимо указать дугу из вершины 1_н в вершину 4, а также дугу из вершины 4 в вершину 1_н. Продолжим анализ вершины 1_н графа автомата. Петля при вершине 1_н указывает, что если сигналы x_1, x_2 не меняют своих значений, то и выходные сигналы не меняют своих значений. Далее, поскольку запрещена последовательность состояний входа (00), (11), то переходы из вершины 1_н в вершины 3 и 5 невозможны по условиям работы. Вершине 2 приписано то же состояние входа, что и вершине 6. Согласно требованию непротиворечивости возможен переход только в одну из этих двух вершин. Убеждаемся, что переход из вершины 1_н в вершину 6 запрещен. Таким образом, из вершины 1_н указаны все возможные переходы в другие вершины. Аналогично должны быть проанализированы и остальные вершины графа. Заметим, что из-за ограничений на порядок изменения входных сигналов следует, что из каждой вершины составляемого графа могут исходить не более двух дуг в другие вершины. Из вершин 3, 4 и 6 исходит по одной дуге. Рассмотрим вершину 3 графа и выясним, допустимо ли по условиям работы формирователя указание дуги из вершины 3 либо в вершину 6, либо в вершину 2 (в обе вершины недопустимо согласно требованию непротиворечивости). Обратимся к начальной вершине 1_н графа и, проследив путь, ведущий от нее через вершину 2 в вершину 3, воспроизведем фрагмент временной диаграммы, отражающей наблюдаемую при этом смену сообщений (рис. 2.3,в). Из построенного фрагмента диаграммы следует, что сигнал x_2 дважды меняет свое значение в течение времени, когда сигнал $x_1=1$, а это запрещено по условиям работы. Следовательно, нельзя указать дугу из вершины 3 в вершину 6 либо в вершину 2 графа. По тем же соображениям запрещена дуга из вершины 6 в вершину 5 или 3.

Построенный граф автомата и соответствующая первоначальная таблица переходов автомата приведены на рис. 2.5 и в табл. 2.4.

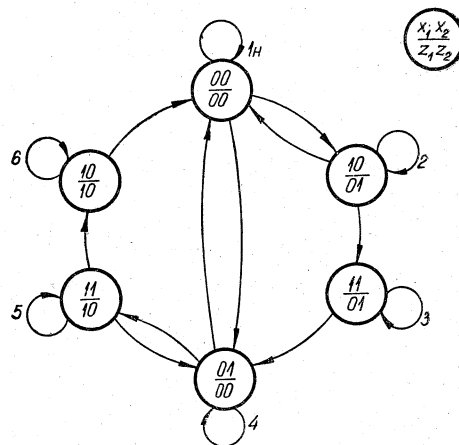


Рис. 2.5. Граф автомата к примеру 2.2.1

На примере формирователя сигналов будет иллюстрироваться и дальнейшая последовательность логического проектирования.

2.3. СЖАТИЕ ТАБЛИЦЫ ПЕРЕХОДОВ

Число строк в первоначальной таблице переходов и число вершин графа автомата совпадают с числом внутренних состояний автомата, введенных в процессе задания его функционирования. Поскольку процесс задания недостаточно формализован, введенное число внутренних состояний может быть избыточным. Уменьшение числа внутренних состояний автомата, или уменьшение количества строк его первоначальной таблицы переходов, позволяет в более компактной форме представить автомат на последующих этапах синтеза и в ряде случаев ведет к более простой реализации будущего устройства. Процесс сокращения размеров таблицы переходов путем объединения ее строк принято называть *сжатием* таблицы переходов.

Две строки таблицы переходов автомата будем называть *явно совместимыми*, если в этих строках на пересечении с каждым столбцом указаны непротиворечивые значения функций выходов и одинаковые значения функции переходов или в одной строке указаны значения функций переходов и выходов, а в другой значения этих функций не определены (прочерк), или в обеих строках указан прочерк. Два значения функции выходов (два выходных набора) называют *непротиворечивыми*, если значения каждой выходной переменной в обоих наборах совпадают с точностью до прочерка. Например, наборы $\lambda_1 = (0—)$ и $\lambda_2 = (—1)$ являются непротиворечивыми.

Две явно совместимые строки можно объединить в одну новую строку таблицы переходов по следующему правилу. Новой строке приписывается номер одной из объединяемых строк, а в таблице этим номером заменяется номер другой объединяемой строки (внутреннего состояния). В новой строке в каждом столбце указывается номер устойчивого внутреннего состояния, если он был указан хотя бы в одной из объединяемых строк; номер неустойчивого внутреннего состояния, если в этих строках указаны только неустойчивые внутренние состояния или прочерк и неустойчивое внутреннее состояние; прочерк, если в обеих строках указан прочерк. Несколько строк можно объединить в одну строку, если все они попарно являются явно совместимыми.

Рассмотрим, например, таблицу переходов для модели Мура из примера 2.2.1 (табл. 2.7). Строки 1 и 4 явно совместимы, так как им сопоставлены одинаковые состояния выхода; в столбцах, представляющих состояния входа (00) и (01), указаны одинаковые

номера внутренних состояний, а в столбцах, представляющих состояния входа (10) и (11), — номер внутреннего состояния и прочерк. Нетрудно убедиться, что строки 2, 3 и 5, 6 также явно совместимы. При поиске явно совместимых строк в таблице переходов для модели Мура надо просматривать лишь строки, которым сопоставлены непротиворечивые состояния выхода. Обратимся к таблице переходов для модели Мили из того же примера 2.2.1 (табл. 2.8). Но здесь, в отличие от табл. 2.7, для определения явно совместимых строк надо просматривать каждую пару строк и сравнивать в каждом столбце как номера внутренних состояний, так и сопоставленные им состояния выхода. В этой таблице имеются явно совместимые строки 1, 2; 1, 3; 1, 4; 2, 3; 3, 6; 4, 5; 4, 6; 5, 6.

При поиске всех явно совместимых строк необходимо сравнить каждую строку таблицы переходов со всеми другими строками. Для этого целесообразно построить так называемую *диаграмму объединений*, представляющую собой неориентированный граф, вершинами которого служат строки таблицы переходов, а ребра соединяют две вершины тогда, когда сопоставленные этим вершинам строки таблицы явно совместимы. На рис. 2.6 приведены диаграммы объединений для табл. 2.7 и 2.8. Для выяснения возможности объединения нескольких строк в одну надо провести анализ диаграммы объединений. Если эти строки образуют полный подграф диаграммы объединений, т. е. такой подграф,

Таблица 2.7

		x_1x_2				z_1z_2
		00	10	11	01	
1	(1)	2	—	4	00	
2	1	(2)	3	—	01	
3	—	—	(3)	4	01	
4	1	—	5	(4)	00	
5	—	6	(5)	4	10	
6	1	(6)	—	—	10	

Таблица 2.8

		x_1x_2				z_1z_2
		00	10	11	01	
1	(1), 00	2, 01	—	4, 00		
2	1, 00	(2), 01	3, 01	—		
3	—	—	(3), 01	4, 00		
4	1, 00	—	5, 10	(4), 00		
5	—	6, 10	(5), 10	4, 00		
6	1, 00	(6), 10	—	—		

Таблица 2.9

		x_1x_2				z_1z_2
		00	10	11	01	
1	(1)	2	3	(1)	00	
2	1	(2)	(2)	1	01	
3	1	(3)	(3)	1	10	

Таблица 2.10

		x_1x_2				z_1z_2
		00	10	11	01	
1	(1), 00	(1), 01	(1), 01	2, 00		
2	1, 00	(2), 10	(2), 10	(2), 00		

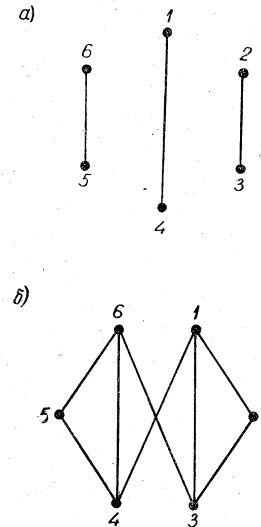


Рис. 2.6. Диаграмма объединений: а — для таблицы переходов 2.7; б — для таблицы переходов 2.8

каждая вершина которого соединена ребрами со всеми вершинами подграфа, то строки, представленные данным подграфом, можно объединить в одну. Так, из диаграммы объединений на рис. 2.6, а следует, что строки табл. 2.7 можно объединить в три строки и построить сжатую таблицу переходов автомата (табл. 2.9).

В диаграмме объединений на рис. 2.6, б содержатся два полных подграфа: подграф, представленный вершинами 1—3 и соединяющими их ребрами, и подграф, представленный вершинами 4—6 и соединяющими их ребрами. При объединении строк 1—3 и 4—6 получим сжатую табл. 2.10. Анализ табл. 2.9 и 2.10 показывает, что в результате объединения строк каждая новая строка представляет внутреннее состояние, устойчивое при нескольких состояниях входа. Например, в строке 1 табл. 2.9 указано, что внутреннее состояние 1 устойчиво как при состоянии входа (00), так и при состоянии входа (01). Это означает, что если автомат находится во внутреннем состоянии 1, устойчивом при состоянии входа (00), то при воздействии на автомат состояния входа

(01) последний останется в том же внутреннем состоянии 1, устойчивом уже при состоянии входа (01). В таблице переходов это соответствует передвижению вдоль строки 1 из крайнего левого столбца в крайний правый столбец.

Две строки таблицы переходов назовем *явно несовместимыми*, если на пересечении этих строк хотя бы с одним столбцом указаны различные состояния выхода. Например, в табл. 2.8 на пересечении строк 1 и 5 со столбцом, представляющим состояние входа (10), указаны различные состояния выхода, поэтому строки 1 и 5 явно несовместимы. Допустим теперь, что на пересечении пары строк (j, g), не являющихся явно несовместимыми, с некоторым столбцом указаны два внутренних состояния с различными номерами (p, r), которым сопоставлены два непротиворечивых значения функции выходов. Строки j, g можно было бы совместить в одну строку при условии, что строки p и r также можно совместить в одну. Проверка совместимости пары строк (p, r) влечет за собой проверку совместимости других пар. В общем случае процедура проверки носит итеративный характер и всегда заканчивается через конечное число шагов выявлением

возможности совмещения строк j, g [22]. Если для пары строк (j, g) найдены все пары, которые должны быть проверены на совместимость, и ни одна из них не содержит явно несовместимых строк, то пара строк (j, g) является *неявно совместимой*. При этом строки j, g , а также строки, образующие проверенные на совместимость пары, могут быть попарно объединены. Таким образом, в таблице переходов автомата возможен случай, когда некоторая строка явно совместима с одной строкой и неявно совместима с другой. При поиске вариантов объединения строк можно также воспользоваться диаграммой объединений.

Нетрудно понять, что если в каждом столбце нормальной таблицы переходов автомата не найдется ни одной пары устойчивых внутренних состояний, которым сопоставлены непротиворечивые состояния выхода, то такая таблица может содержать только явно совместимые строки. В тех случаях, когда таблица обладает указанным свойством, целесообразно осуществлять поиск явно совместимых строк. В последующем изложении будем использовать это полезное свойство. Если таблица переходов содержит неявно совместимые строки, необходимо использовать специальные методы минимизации числа состояний автомата, изложенные, например, в работах [17, 19, 22].

Как и для первоначальной таблицы переходов, для сжатой таблицы переходов автомата существует естественный переход к графической форме представления того же автомата в виде *диаграмм переходов*, и наоборот. В диаграмме переходов модели Мура в вершине графа, представляющей внутреннее состояние κ_j , записывается символ или номер этого внутреннего состояния, а под ним — соответствующее ему состояние выхода λ_j . Если значение функции $\varphi(\kappa_j, \rho_i) = \kappa_g$, то из вершины j имеется дуга в вершину g , которая отмечается символом ρ_i . Так, на рис. 2.7, а

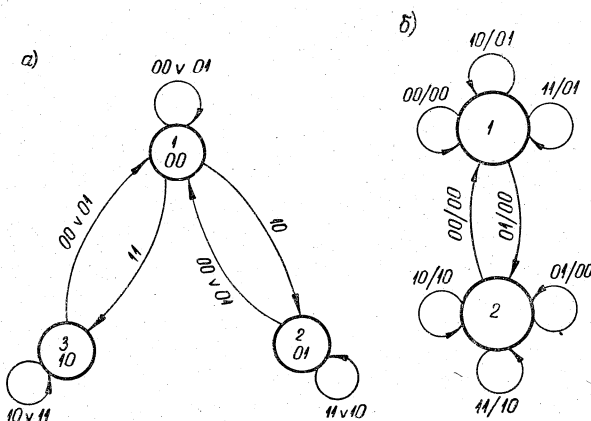


Рис. 2.7. Диаграмма переходов автомата из примера 2.2.1: а — для модели Мура; б — для модели Мили

приведена диаграмма переходов модели Мура, представляющая тот же автомат (формирователь сигналов из примера 2.2.1), что и табл. 2.10. В диаграмме переходов модели Мили в вершине, представляющей внутреннее состояние κ_j , записывается символ или номер этого внутреннего состояния, и если $\varphi(\kappa_j, \rho_i) = \kappa_g$, $f(\kappa_j, \rho_i) = \lambda_i$, то из вершины j имеется дуга в вершину g , которая отмечается помимо символа ρ_i символом λ_i , т. е. в виде ρ_i/λ_i . На рис. 2.7, б приведена диаграмма переходов модели Мили, представляющая автомат-формирователь сигналов и построенная на основе табл. 2.9.

При задании автомата его часто представляют в виде диаграмм переходов, минуя этап построения графа автомата или первоначальной таблицы переходов. Однако это требует от проектировщика известных навыков и опыта построения диаграмм переходов.

2.4. АСИНХРОННЫЙ АВТОМАТ

За этапом абстрактного синтеза следует этап структурного синтеза, целью которого является построение схемы автомата*. На данном этапе выбирается структурная модель устройства (структурный автомат), наиболее полно отражающая требования к проектируемому дискретному устройству, и осуществляется оптимизация выбранной модели. Исходным для этапа структурного синтеза является автомат, представленный сжатой таблицей переходов, и набор логических элементов и элементов памяти.

На этапе структурного синтеза осуществляется кодирование состояний входа, выхода и внутренних состояний символами из двоичного структурного алфавита, т. е. осуществляется выбор способа представления этих состояний в виде наборов двоичных сигналов. Как уже отмечалось, коды состояний входа и выхода проектируемого устройства зачастую бывают известны из его связи с другими устройствами системы. Однако кодирование внутренних состояний обычно осуществляется в процессе структурного синтеза и существенно зависит от требований к проектируемому устройству, отраженных структурной моделью.

Ниже будем рассматривать устройства, которые выполняются из логических элементов потенциального типа, обладающих свойством усиления сигналов. Память устройства организуется не за счет специально введенных элементов памяти и задержек, а за счет контуров обратных связей и задержек логических элементов. В таких устройствах могут иметь место состязания, обуслов-

* Строгое понятие «схема автомата» можно найти, например, в [17].

ленные разбросом задержек, присущих реальным логическим элементам. Устранение составяний часто связано с введением структурной или временной избыточности [35—37]. Поэтому критерии устойчивости к составяниям, быстродействия и сложности проектируемого устройства взаимосвязаны.

Рассмотрим реальную комбинационную схему. Логические элементы и соединительные линии между ними, образующие такую схему, обладают внутренними задержками. Суммарную задержку момента изменения сигнала на выходе комбинационной схемы относительно начала изменения сигналов на входе схемы можно промоделировать и указать ее на выходе в виде последовательного соединения выхода комбинационной схемы и элемента задержки [36]. Тем самым можно отобразить свойство инерционности реальной комбинационной схемы моделью, состоящей из идеальной (безынерционной) комбинационной схемы и элементов задержки, вынесенных на ее выходы.

Представим структурную модель устройства в виде комбинационной схемы, имеющей n внешних входов, m внешних выходов и k обратных связей от внутренних выходов схемы к ее внутренним входам. Естественные ненулевые задержки всех элементов и соединительных линий схемы вынесены на внешние выходы и в каждую из обратных связей так, как показано на рис. 2.8. Комбинационная схема представляется безынерционной. На внешних выходах комбинационной схемы указаны задержки $\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_m$, а в обратных связях — задержки $\tau_{m+1}, \tau_{m+2}, \dots, \tau_{m+k}$, где τ_i ($i=1, 2, \dots, m+k$) — конечная ненулевая задержка. Модель характеризуется конечным числом сигналов: входных x_1, \dots, x_n , выходных z_1, \dots, z_m и промежуточных y_1, \dots, y_k . Каждому состоянию входа автомата, состоянию выхода

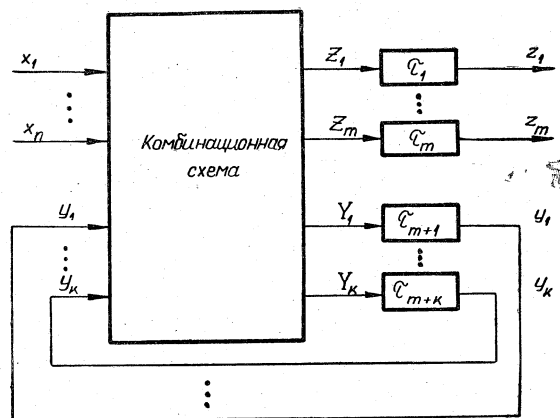


Рис. 2.8. Структурная модель автомата

(значению функции выходов автомата), внутреннему состоянию (значению функции переходов автомата) однозначно сопоставлены наборы значений соответствующих сигналов. Значения выходных сигналов безынерционной комбинационной схемы модели определяются булевыми функциями

$$\begin{aligned} Z_1 &= f_1(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k), \\ Z_2 &= f_2(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k), \end{aligned} \quad (2.1)$$

$$Z_m = f_m(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k),$$

а значения сигналов Y_1, \dots, Y_k на выходах безынерционной комбинационной схемы модели — булевыми функциями

$$\begin{aligned} Y_1 &= \varphi_1(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k), \\ Y_2 &= \varphi_2(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k), \end{aligned} \quad (2.2)$$

$$Y_k = \varphi_k(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k).$$

Система уравнений (2.1) называется *системой уравнений выходов*, система (2.2) — *системой уравнений переходов*. Входные, выходные и промежуточные сигналы в уравнениях (2.1) и (2.2) рассматриваются соответственно соответственно как двоичные входные, выходные и промежуточные переменные.

Построенную указанным способом модель будем называть *структурным автоматом*. Функционирование структурного автомата зависит от соотношения величин задержек τ_i , характера изменения во времени сигналов, образующих входной набор (эти сигналы могут меняться в изменяющемся наборе одновременно или неодновременно), частоты изменения наборов входных сигналов. Пусть задержки, вынесенные на внешние выходы комбинационной схемы (рис. 2.8), образуют множество выходных задержек $T_B = \{\tau_1, \tau_2, \dots, \tau_m\}$. Они определяют длительность прохождения сигналов от различных входов $x_1, \dots, x_n, y_1, \dots, y_k$ к выходам структурного автомата. Максимальная по длительности задержка из множества T_B задает максимальное время, необходимое для установления нового состояния выхода, т. е. время реакции структурного автомата на входное воздействие. Аналогично максимальная по длительности задержка из множества задержек в обратных связях $T_{\Pi} = \{\tau_{m+1}, \tau_{m+2}, \dots, \tau_{m+k}\}$ задает максимальное время, необходимое для установления следующего внутреннего состояния, устойчивого при новом состоянии входа, сменившем предыдущее, т. е. время переходного процесса в цепях обратной связи структурного автомата.

Потребуем, чтобы интервал времени между любыми двумя соседними изменениями состояния входа автомата всегда превышал время реакции и время переходного процесса в цепях обратной связи структурного автомата.

Пусть описанный структурный автомат удовлетворяет следующим требованиям: 1) величины всех задержек из множества выходных задержек T_B равны между собой; 2) величины всех задержек из множества задержек в обратных связях T_P равны между собой; 3) изменения всех входных сигналов при смене входных наборов происходят одновременно. Такой структурный автомат будем называть *синхронным автоматом*. Структурный автомат, не являющийся синхронным, будем называть *асинхронным*.

Неодновременность изменений входных сигналов, неравенство величин выходных задержек и задержек в обратных связях могут быть причиной состязаний в структурном автомате. В синхронном автомате «выравнивание» задержек и достижение одновременности изменения входных сигналов осуществляются с помощью синхронизирующих сигналов, подаваемых на входы автомата извне от специального генератора и «регулирующих» порядок изменения во времени наборов входных, выходных и промежуточных сигналов. В ряде случаев источником синхронизирующих сигналов могут служить изменения входных сигналов [37]. В синхронных автоматах синхронизирующие сигналы позволяют устранить состязания, однако используемая для этой цели принудительная синхронизация приводит к снижению быстродействия.

Далее рассматриваются только асинхронные автоматы, называемые автоматами. Считается, что вынесенные суммарные задержки реальных элементов комбинационной схемы конечны и могут изменяться во времени. Эти задержки далее будем называть случайными, подчеркивая тем самым случайный характер изменения их величин во времени. Соотношения между этими величинами произвольны в некоторых заданных пределах. При этом будем считать, что известна верхняя граница величин задержек. В условиях разброса временных характеристик элементов необходимо обеспечить безошибочную работу автомата, т. е. при произвольных соотношениях задержек автомат всегда должен реализовать функции переходов и выходов, указанные в его таблице переходов.

Рассмотрим процесс функционирования автомата, изображенного на рис. 2.8, который представлен нормальной таблицей переходов. В таком автомате в ответ на изменение входного набора значение каждой переменной Z_b, Y_c ($b=1, 2, \dots, m, c=1, 2, \dots, k$) может измениться не более одного раза. Пусть автомат находится во внутреннем состоянии, устойчивом при действующем

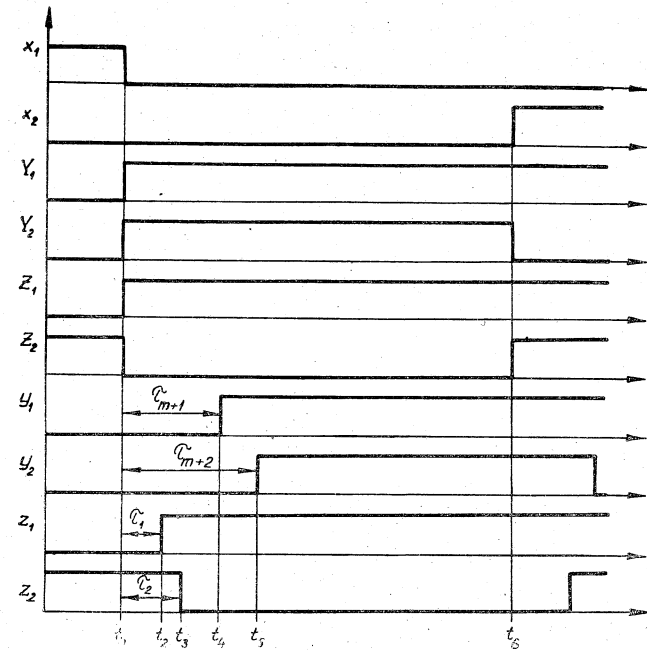


Рис. 2.9. Временная диаграмма функционирования асинхронного автомата модели Мили. В промежутки времени $t < t_1, t_5 \leq t < t_6$ автомат находится в устойчивых внутренних состояниях, а в промежутки $t_1 \leq t < t_4, t_4 \leq t \leq t_5$ — в неустойчивых внутренних состояниях

шем входном наборе. При этом все входные, выходные и промежуточные сигналы постоянны. Предположим, в некоторый момент времени произошла смена действующего входного набора на новый (рис. 2.9). На выходах безынерционной комбинационной схемы (рис. 2.8) в этот же момент появляются сигналы $Z_1, \dots, Z_m, Y_1, \dots, Y_k$, значения которых определяются выражениями (2.1) и (2.2). После задержки $t_b \in T_B$ значение выходного сигнала Z_b становится значением z_b . Аналогично после временной задержки $t_{m+c} \in T_P$ значение Y_c становится значением y_c , и переходный процесс в элементах задержки t_{m+c} заканчивается. На входах комбинационной схемы устанавливается новый набор значений промежуточных сигналов, определяемых уравнениями (2.2), а автомат переходит в предписанное внутреннее состояние, устойчивое при новом входном наборе. Дальнейшее функционирование происходит аналогично. Если бы все задержки на внешних выходах были равны между собой и все задержки в обрат-

ных связях также были равны между собой, то сигналы z_b изменились бы строго одновременно и сигналы y_c также изменились бы строго одновременно. При этом автомат перешел бы в предписанное устойчивое внутреннее состояние через одно внутреннее состояние, неустойчивое при новом входном наборе. Так как условие равенства задержек не выполняется, то сигналы z_b , y_c изменяются неодновременно, и в общем случае переход в предписанное устойчивое состояние может осуществиться через последовательность нескольких внутренних состояний, неустойчивых при новом входном наборе (как показано на рис. 2.9) и не указанных в таблице переходов автомата. Однако выражения (2.1) и (2.2), описывающие комбинационную схему автомата, должны быть такими, чтобы сигналы Z_b , Y_c не изменялись в ответ на изменение сигналов y_1, \dots, y_k . В этом случае автомат работает безошибочно при произвольных соотношениях задержек.

Конечной целью структурного синтеза является нахождение схемы автомата, реализующей заданные условия работы и удовлетворяющей некоторому критерию оптимума. Под оптимальной будем понимать устойчивую к состязаниям схему автомата, обладающую максимально возможным быстродействием при минимальном числе логических элементов. Оптимизация по всем трем требованиям в комплексе затруднительна из-за необходимости перебора большого числа вариантов. Поэтому при выполнении синтеза будем искать схему автомата, близкую к оптимальной в следующем смысле. Требование устойчивости схемы к состязаниям необходимо выполнять всегда, и в процессе синтеза ему должны подчиняться остальные требования, которые учитываются при выборе тех или других способов устранения состязаний. Для обеспечения устойчивости схемы выбираются такие способы, которые по возможности не накладывают ограничений на быстродействие будущей схемы и позволяют учесть при этом требование простоты структуры автомата, т. е. построения схемы, близкой к минимальной по числу ее элементов.

Структурный синтез выполняется в следующей последовательности:

1. Кодирование внутренних состояний автомата. На этом этапе вводятся промежуточные переменные, и наборы их значений сопоставляются внутренним состояниям. Различным состояниям сопоставляются различные наборы, поэтому число k этих переменных должно удовлетворять неравенству $2^k \geq s$, где s — число внутренних состояний. Код выбирается таким, чтобы схема не имела специфических состязаний, вызванных неодновременностью изменений промежуточных переменных и чтобы при этом не накладывалось ограничений на ее быстродействие. При этом в определенном смысле учитывается требование простоты структуры автомата. Кодирование заканчивается построением кодиро-

ванной таблицы переходов автомата, в которой вместо состояний указаны их коды.

2. Синтез комбинационной схемы автомата. На этом этапе анализируется кодированная таблица переходов и строятся таблицы интервалов, на основе которых находятся кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, функций переходов и выходов. По ДНФ находятся формулы, описывающие комбинационную схему, реализуемую на элементах заданного базиса. В качестве таких элементов в книге рассматриваются элементы ИЛИ—НЕ. Синтез заканчивается представлением схемы автомата в графической форме.

2.5. СОСТЯЗАНИЯ В АСИНХРОННОМ АВТОМАТЕ

Целью структурного синтеза является получение схемы автомата, т. е. комбинационной схемы с обратными связями. Напомним, что специальные элементы памяти в цепях обратной связи не используются, поскольку память автомата реализуется за счет естественных задержек элементов комбинационной схемы. Как следует из гл. 1, в комбинационной схеме во время переходного процесса могут возникнуть состязания, вызванные как неодновременностью изменения сигналов, так и наличием естественных задержек элементов. Асинхронный автомат (рис. 2.8) отражает возможность появления состязаний из-за неравенства вынесенных суммарных задержек комбинационной схемы. Однако, как было показано в гл. 1, при анализе некоторых видов состязаний требовалось учитывать естественные задержки отдельных логических элементов. Следовательно, для учета всех видов состязаний в устройстве с памятью необходимо допустить наличие естественных задержек логических элементов комбинационной схемы автомата.

При изменении входных x_1, x_2, \dots, x_n и промежуточных y_1, y_2, \dots, y_k сигналов в схеме асинхронного автомата могут иметь место логические и функциональные состязания, анализ которых можно свести к анализу состязаний в комбинационной схеме, поскольку они имеют одинаковую природу. Тем не менее остановимся подробнее на функциональных состязаниях, поскольку они накладывают специфические требования на выполнение структурного синтеза. Дело в том, что если состязания в комбинационной схеме могут привести лишь к кратковременным ошибочным сигналам на ее выходах, то в схеме автомата с памятью из-за состязаний возможны «длительные» ошибки, ведущие к неверному функционированию автомата после появления ошибочных выходных и промежуточных сигналов.

Логические состязания, возникающие в схеме автомата, можно устранить путем построения ДНФ, свободных от состязаний, для каждой из булевых функций систем (2.1) и (2.2). Более подробно этот вопрос будет рассмотрен в § 2.7.

Обобщим понятие «функциональные состязания» на случай многовыходной комбинационной схемы. Для этого представим выражения (2.1) и (2.2), описывающие комбинационную схему автомата, в виде следующей системы булевых функций:

$$W_i = \psi_i(x_1, x_2, \dots, x_n, y_1, y_2, \dots, y_k), \quad i=1, 2, \dots, m+k,$$

где

$$W_i = \begin{cases} Z_i & \text{при } 1 \leq i \leq m, \\ Y_{i-m} & \text{при } m < i \leq m+k; \end{cases}$$

$$\psi_i = \begin{cases} f_i & \text{при } 1 \leq i \leq m, \\ \varphi_{i-m} & \text{при } m < i \leq m+k. \end{cases}$$

Пусть автомат находится в полном состоянии μ_{ij} , которому соответствует набор

$$\alpha = (x_1^\alpha, x_2^\alpha, \dots, x_n^\alpha, y_1^\alpha, y_2^\alpha, \dots, y_k^\alpha)$$

значений входных и промежуточных переменных. Предположим, что в результате изменения значения некоторых переменных автомат должен перейти согласно таблице переходов в полное состояние μ_{gh} , $\mu_{gh} \neq \mu_{ij}$, которому соответствует набор $\beta = (x_1^\beta, x_2^\beta, \dots, x_n^\beta, y_1^\beta, \dots, y_k^\beta)$.

Пусть, далее, $W^\beta = (W_1^\beta, W_2^\beta, \dots, W_{m+k}^\beta)$ — набор значений функций W_1, W_2, \dots, W_{m+k} , порождаемых набором β .

Через $I(\alpha, \beta)$, как и раньше, будем обозначать интервал перехода $\alpha \rightarrow \beta$.

Состязания в многовыходной комбинационной схеме для перехода $\alpha \rightarrow \beta$ назовем *функциональными*, если существует такой набор $\delta \in I(\alpha, \beta)$, для которого $W^\delta \neq W^\beta$.

Функциональные состязания в схеме автомата по виду переменных, значения которых изменяются при переходе $\alpha \rightarrow \beta$, принято делить на три типа. Функциональные состязания для перехода $\alpha \rightarrow \beta$ называют *состязаниями между входными переменными*, если наборы α и β различаются значениями только входных переменных. Если переход $\alpha \rightarrow \beta$ сопровождается функциональными состязаниями, причем наборы α и β различаются значениями только промежуточных переменных, то их называют *состязаниями между промежуточными переменными*, или *гонками*. Функциональные состязания для перехода $\alpha \rightarrow \beta$ являются

Таблица 2.11

		$x_1 x_2$				
		00	01	11	10	$y_1 y_2$
1	(1), 0	2, 1	(1), 0	3, 1	00	
2	3, 0	(2), 1	(2), 0	4, 0	01	
3	(3), 0	(3), 0	2, 0	(3), 1	11	
4	(4), 1	3, 0	(4), 0	(4), 0	10	

Таблица 2.12

		$x_1 x_2 x_3$				
		000	010	110	100	101
1	(1), λ_1	(1), λ_1	(1), λ_1	(1), λ_1	2, λ_2	

состязаниями между входными и промежуточными переменными, если наборы α и β различаются значениями как входных, так и промежуточных переменных. Часто состязания этого вида называют *существенными состязаниями*.

Проиллюстрируем состязания указанных типов на примере таблицы переходов автомата (табл. 2.11), справа в которой указаны значения промежуточных переменных y_1, y_2 , сопоставленные внутренним состояниям этого автомата.

Состязания между входными переменными.

Этот тип состязаний возникает из-за неодновременности изменения значений входных переменных (сигналов) на входах или во внутренних узлах комбинационной схемы при смене состояния входа автомата. Рассмотрим переход от набора $\alpha = (00, 00)$ к набору $\beta = (11, 00)$. В этом переходе должны измениться одновременно значения переменных x_1, x_2 (в автомате имеются условия состязаний между входными переменными). Для набора β в таблице переходов указан на пересечении строки 1 и третьего столбца набор $W^\beta = (Z^\beta, Y_1^\beta, Y_2^\beta) = (0, 00)$. Интервал перехода от α к β $I(\alpha, \beta) = \{(00, 00), (01, 00), (10, 00), (11, 00)\}$. Пусть $\delta = (01, 00)$.

В таблице переходов для набора δ указано $W^\delta = (1, 01)$. Поскольку $W^\delta \neq W^\beta$, то в автомате для рассматриваемого перехода имеются состязания между входными переменными.

Действительно, если на входе автомата сигналы x_1, x_2 изменяются не строго одновременно или если из-за случайных величин задержек логических элементов сигналы появляются в определенных узлах комбинационной схемы так, что изменения не являются одновременными, то автомат для рассматриваемого перехода может оказаться в полном состоянии, характеризуемом набором $(01, 00)$ либо $(10, 00)$. Рассмотрим вновь случай набора $\delta = (01, 00)$. Этот набор вызывает появление ошибочных значений переменных $Z=1, Y_2=1$. Если ошибочное значение Y_2 сохраняется в промежутке времени, превышающем величину задержки комбинационной схемы в цепи $Y_2 \rightarrow y_2$, то, как следует из табл. 2.11, на входе автомата набор δ сменится набором $(01, 01)$, а затем, когда в комбинационной схеме установится значение $x_1=1$, — набором $(11, 01)$, для которого в табл. 2.11 указано

$W = (0, 01)$. В результате такого перехода выходной сигнал меняется дважды: $0 \rightarrow 1 \rightarrow 0$ (кратковременный ошибочный сигнал), а промежуточная переменная Y_2 принимает устойчивое ошибочное единичное значение. Если же при переходе от набора α к набору β сначала изменится значение x_1 , а затем x_2 , то возможна следующая последовательность смены наборов на входах комбинационной схемы автомата: $(00, 00)$, $(10, 00)$, $(10, 11)$, $(11, 11)$, $(11, 01)$. На выходах комбинационной схемы установятся те же значения сигналов, что и в предыдущем случае.

Проанализируем еще один переход от $\alpha = (11, 10)$ к $\beta = (00, 10)$. В этом случае возможна последовательность смены наборов: $(11, 10)$, $(01, 10)$, $(01, 11)$, $(00, 11)$. На входе комбинационной схемы установится набор $(00, 11)$, который порождает ошибочные значения $Z = 0$, $Y_2 = 1$.

Рассмотрим возможность обеспечения устойчивости автомата к состязаниям между входными переменными. Два входных набора $\rho_1 = (x_1^1, x_2^1, \dots, x_n^1)$, $\rho_2 = (x_1^2, x_2^2, \dots, x_n^2)$ являются *соседними*, если $x_a^1 \neq x_a^2$ для одного a ($1 \leq a \leq n$) и $x_e^1 = x_e^2$ для всех $e \neq a$. Если любому изменению состояния входа автомата, указанному в таблице переходов, сопоставлен переход между соседними входными наборами, то, очевидно, в автомате отсутствуют состязания между входными переменными. Ограничение на переходы между соседними входными наборами является фактически ограничением на условия работы синтезируемого автомата, которое надо учитывать в начале логического проектирования. Однако в некоторых случаях этого можно не требовать и допускать изменение значений более чем одной входной переменной при смене входных наборов автомата. Тем самым в автомате допускается существование условий состязаний между входными переменными, если при этом не нарушается предписанный автомату закон функционирования. Например, в табл. 2.12 показан фрагмент таблицы переходов (одна строка), анализ которого выявляет возможность изменения значений двух входных переменных. Так, при изменении входного набора от (010) к (100) интервал перехода содержит четыре набора: $\{(000)$, (010) , (110) , $(100)\}$. Любому из этих наборов соответствуют одно и то же состояние выхода λ_1 и внутреннее состояние χ_1 . Следовательно, условия состязаний между входными переменными x_1 и x_2 в данном случае не приводят к появлению ошибок. Аналогично можно проанализировать каждую строку таблицы переходов и выяснить, имеются ли в автомате состязания между входными переменными. В случае, когда такие состязания обнаруживаются, следует изменить условия работы (таблицу переходов) автомата, если это возможно по системным соображениям. Если же такое изменение нельзя произвести, можно воспользоваться другими структурными моделями автомата [23, 24],

рассмотрение которых выходит за рамки книги. Ограничимся классом таблиц переходов, для которых состязания между входными переменными отсутствуют.

Состязания между промежуточными переменными (гонки). Гонки в автомате возникают из-за того, что при переходе автомата из одного внутреннего состояния в другое промежуточные сигналы изменяются неодновременно.

Проиллюстрируем гонки на примере перехода $\chi_2 \rightarrow (\chi_4)$ (табл. 2.11). Этому переходу соответствует смена набора $\alpha = (10, 01)$ на набор $\beta = (10, 10)$. Интервал перехода содержит четыре набора $I(\alpha, \beta) = \{(10, 01)$, $(10, 11)$, $(10, 00)$, $(10, 10)\}$. Набор $\delta = (10, 11) \in I(\alpha, \beta)$ порождает на выходе комбинационной схемы набор $W^\delta = (1, 11)$. Поскольку $W^\delta \neq W^\beta = (0, 10)$, то в автомате имеются гонки для перехода $\alpha \rightarrow \beta$. Результат гонок определяется действительным соотношением величин естественных задержек. В рассматриваемом примере автомат может перейти либо в намеченное внутреннее состояние (χ_4) (при этом на его выходе возможно появление кратковременной ошибки $Z = 1$), либо в ошибочное внутреннее состояние (χ_3) . Наличие или отсутствие гонок в автомате зависит от кода внутренних состояний синтезируемого автомата. § 2.6 посвящен изложению способов построения противогоночного кода внутренних состояний.

Существенные состязания. Для иллюстрации состязаний этого типа обратимся вновь к таблице переходов автомата (табл. 2.11). Пусть автомат под действием входного набора $x_1 x_2 = (01)$ переходит из внутреннего состояния (1) в состояние (2). Согласно таблице в этом переходе изменяется вначале сигнал x_2 , а затем сигнал y_2 . Если элементы комбинационной схемы воспримут изменения сигналов x_2 , y_2 в этой последовательности, то данный переход окончится благополучно, поскольку в нем нет условий ни для гонок, ни для состязаний между входными переменными. Предположим, что часть схемы, реализующая функцию Y_1 , еще не восприняла новое значение $x_2 = 1$, но уже восприняла новое значение $y_2 = 1$. Иными словами, ко входам подсхемы, реализующей функцию Y_1 , приложен набор $(00, 01)$. Согласно таблице переходов этому набору соответствует переход автомата во внутреннее состояние (3). Следовательно, значение Y_1 изменится с нуля на единицу и автомат перейдет во внутреннее состояние (3).

Когда же изменение x_2 с нуля на единицу достигнет подсхемы, реализующей Y_1 , автомат останется в том же внутреннем состоянии (3), устойчивом при входном наборе (01) . Таким образом, вместо предписанного перехода $(1) \rightarrow (2)$ автомат может совершить переход $(1) \rightarrow (3)$. Выходной сигнал примет при этом ошибочное значение $z = 0$, что свидетельствует о возможности нарушения требуемого функционирования автомата из-за

существенных состязаний. Это можно установить и формально: $\alpha = (00, 00)$, $\beta = (01, 01)$, $I(\alpha, \beta) = \{(00, 00), (01, 00), (00, 01), (01, 01)\}$. Пусть $\delta = (00, 01)$. Тогда $W^\delta \neq W^\beta = (1, 01)$, то в автомате имеются существенные состязания.

Как следует из данного примера, даже если коды входных и внутренних состояний являются соседними, в автомате имеются условия существенных состязаний, которые могут привести к ошибочному функционированию. В общем случае для обеспечения устойчивости автомата к существенным состязаниям требуется введение в обратные связи специальных искусственных задержек или фильтров [22, 35]. Интуитивно ясно, что эти меры нужны, чтобы обеспечить изменение промежуточных сигналов на входах комбинационной схемы лишь после того, как все изменения входных сигналов будут восприняты всеми элементами схемы. Однако если предположить (см. § 2.8), что соединительные линии между логическими элементами схемы обладают нулевыми задержками, то устойчивость автомата к существенным состязаниям можно обеспечить без использования задержек путем специальных преобразований схемы автомата.

Кроме состязаний указанных видов в автомате с несколькими выходами z_1, z_2, \dots, z_m могут возникать специфические состязания, обусловленные тем, что величины задержек в прохождении сигналов от входов автомата к его выходам различны и случайны. Эти состязания, называемые в дальнейшем *состязаниями между выходными сигналами*, возникают в процессе смены одного выходного набора другим и могут привести к кратковременному появлению на выходах автомата наборов значений выходных сигналов, не предусмотренных законом функционирования автомата. Пусть, например, на выходах некоторого автомата набор (01) сменяется на (10). В этом переходе на выходах автомата можно наблюдать любой набор из интервала $I((01), (10)) = \{(01), (00), (11), (10)\}$. Известно, что этот автомат не должен порождать набор (11). Однако если наборы изменяются в последовательности $(01) \rightarrow (11) \rightarrow (10)$, то данное требование будет нарушено. Если состязующиеся выходные сигналы подаются на входы другого автомата, то такие состязания, по существу, являются состязаниями между входными сигналами этого автомата и должны быть устранены. Один из способов устранения состязаний между выходными сигналами заключается в синхронизации переходного процесса на выходах автомата. Другой способ состоит в упорядочении изменений выходных сигналов, например, так, чтобы каждый переход от одного набора к другому происходил только через соседние выходные наборы. Иными словами, реакцией автомата на появление нового входного набора должна быть последовательность соседних выходных наборов. Ясно, что данное требование можно учитывать уже

при составлении таблицы переходов. Этот способ может повлечь необходимость введения дополнительных внутренних состояний автомата и преобразования таблицы переходов автомата в таблицу, не являющуюся нормальной. Способ устранения состязаний между выходными сигналами будет иллюстрироваться на примерах синтеза в § 2.9.

Согласно вышеизложенному в схеме асинхронного автомата могут иметь место состязания следующих видов: между входными сигналами, между выходными сигналами, гонки, логические, существенные.

Необходимость устранения состязаний первых двух видов учитывается при построении таблицы переходов автомата, по которой производится структурный синтез. Устойчивость автомата к гонкам достигается за счет выбора соответствующего кода внутренних состояний. Логические состязания устраняются путем построения ДНФ, свободных от состязаний, для каждой из булевых функций, описывающих комбинационную схему автомата. И наконец, устойчивость автомата к существенным состязаниям достигается за счет соответствующей организации схемы автомата.

2.6. ПРОТИВОГОНОЧНОЕ КОДИРОВАНИЕ

На данном этапе синтеза асинхронного автомата необходимо выбрать код внутренних состояний, сопоставляя каждому внутреннему состоянию набор значений промежуточных переменных. Кодирование внутренних состояний определяет не только число обратных связей автомата и число булевых функций, реализуемых комбинационной схемой, но и многие важные свойства синтезируемого автомата и прежде всего его устойчивость к гонкам.

Кодирование внутренних состояний, позволяющее обеспечить устойчивость автомата к гонкам, будем называть *противогоночным*. Противогоночный код внутренних состояний дает возможность такого задания системы булевых функций переходов и выходов, при котором в комбинационной схеме не возникают функциональные состязания, обусловленные изменениями значений промежуточных переменных. Способ реализации этой возможности будет описан в следующем параграфе, а сейчас рассмотрим два основных подхода к построению противогоночного кода внутренних состояний [32].

В соответствии с определением функциональных состязаний условия гонок возникают в том случае, если во время перехода $x_1 \rightarrow x_2$ изменяются значения нескольких промежуточных переменных. Если внутренние состояния закодированы соседним

кодом, то промежуточные переменные никогда не изменяются одновременно и гонки в автомате невозможны. Поэтому наличие соседнего кода внутренних состояний может служить *достаточным условием отсутствия гонок* в автомате.

Первый подход к рассматриваемой задаче заключается в соседнем кодировании внутренних состояний. Его особенностью является то, что внутренним состояниям, связанным переходом, последовательно приписываются соседние наборы значений фиксированного числа промежуточных переменных. При неудачном исходе кодирования предпринимается попытка увеличить длину кода и процесс повторяется сначала. Следует отметить ограниченность данного подхода, поскольку соседнее кодирование возможно далеко не для всех таблиц переходов. Для таких таблиц можно попытаться произвести соседнее кодирование, видоизменив таблицу переходов, путем ввода, например, дополнительных состояний [18]. Обычно это сопровождается перебором большого числа вариантов. Кроме того, введение дополнительных состояний может вызвать снижение быстродействия синтезируемого автомата. Поэтому соответствующие методы преобразования и кодирования таблиц переходов рассматривать не будем.

Суть второго подхода состоит в поразрядном способе образования противогоночного кода с использованием необходимого и достаточного условия противогоночного кодирования. Опишем данный способ для нормальных таблиц переходов модели Мили. Обозначим через $M_{1,2}$ множество внутренних состояний, в которых хотя бы кратковременно может находиться автомат при переходе $x_1 \rightarrow x_2$, заданном таблицей переходов. В это множество входят также внутренние состояния x_1 и x_2 . Если, например, $x_1 = (010)$, $x_2 = (001)$ и известно, что сигнал y_2 изменяется раньше сигнала y_3 , то $M_{1,2} = \{(010), (000), (001)\}$. Если же порядок изменения значений промежуточных переменных неизвестен, то $M_{1,2} = \{(010), (000), (011), (001)\}$. В последнем случае множество $M_{1,2}$ является интервалом и его можно представить следующим образом: $M_{1,2} = (0 \text{---})$.

Пусть в одном столбце указаны два устойчивых состояния x_2 , x_4 ($x_2 \neq x_4$). Назовем *парой переходов* любые два перехода $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$ в эти состояния под воздействием одного и того же состояния входа. Для произвольной пары переходов $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$ гонки отсутствуют тогда и только тогда, когда

$$M_{1,2} \cap M_{3,4} = \emptyset. \quad (2.3)$$

Это условие будем называть *необходимым и достаточным условием противогоночного кодирования* [32].

Для произвольного порядка изменения значений промежуточных сигналов интервалы $M_{1,2}$ и $M_{3,4}$ не пересекаются только при

наличии переменной y_i , являющейся внешней переменной для обоих интервалов и принимающей различные значения на этих интервалах, т. е. при

$$y_i^1 = y_i^2 \neq y_i^3 = y_i^4. \quad (2.4)$$

В дальнейшем будем говорить, что переменная y_i развязывает переходы $x_1 \rightarrow x_2$ и $x_3 \rightarrow x_4$, или является *развязывающей переменной* для пары переходов $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$. Если, например, $x_1 = (010)$, $x_2 = (001)$, $x_3 = (101)$, $x_4 = (110)$, то y_1 является развязывающей переменной для этой пары переходов, поскольку $y_1^1 = y_1^2 = 0$, $y_1^3 = y_1^4 = 1$.

Код внутренних состояний заданного автомата будем называть *правильным*, если для любой пары переходов в нем имеется развязывающая переменная. Правильный код внутренних состояний не накладывает никаких ограничений на быстродействие автомата.

Сложность задачи построения правильного кода для заданной таблицы переходов обусловлена ее комбинаторным характером. Это объясняется тем, что для одной пары переходов может быть несколько развязывающих переменных, а промежуточная переменная, в свою очередь, может развязывать несколько пар переходов. Одним из основных способов решения этой задачи является сведение ее к хорошо изученной задаче покрытия. В таблице покрытия строкам соответствуют пары переходов, а столбцам — возможные разряды кода (промежуточные переменные). Наличие единицы на пересечении столбца и строки свидетельствует о том, что переменная, соответствующая столбцу, развязывает пару переходов, приписанную данной строке. Разряды кода, приписываемые столбцам таблицы, можно определить последовательным перебором двоичных s -разрядных чисел, где s — число внутренних состояний автомата. При этом следует рассматривать не более половины всех 2^s двоичных чисел, поскольку двоичное число (разряд кода) и его инверсия удовлетворяют условию (2.4) для одних и тех же пар переходов. Учитывая, что промежуточная переменная, сохраняющая нулевое (единичное) значение для всех внутренних состояний, не развязывает ни одной пары переходов, получаем: число возможных разрядов кода не превышает $2^{s-1} - 1$. Построение правильного кода происходит путем определения безызбыточного покрытия таблицы по тому или иному критерию. Например, кратчайшему покрытию соответствует правильный код минимальной длины. Такому коду соответствует автомат с минимальным числом обратных связей. Однако при этом часто не удается получить автомат с наименьшим числом логических элементов. Построение правильного кода, при котором синтезируемый автомат имеет минимальную

сложность структуры, является одной из тех задач, для которых эффективный метод решения еще не найден. Мы ограничимся способом построения такого правильного кода внутренних состояний, который определяет минимум числа булевых функций, реализуемых комбинационной частью автомата.

Проиллюстрируем способ построения правильного кода на примере таблицы переходов автомата без выходов (табл. 2.13).

Таблица 2.13

	1	2	3	4	5
1	5	(1)	—	—	(1)
2	5	1	—	(2)	(2)
3	5	4	(3)	(3)	—
4	5	(4)	(4)	2	—
5	(5)	1	4	3	2

Таблица 2.14

	y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	y_6	y_7	y_8	y_9	y_{10}	y_{11}	y_{12}	y_{13}	y_{14}	y_{15}
x_1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0
x_2	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1
x_3	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1
x_4	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1
x_5	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1
$x_i \rightarrow x_j, x_k \rightarrow x_l$															
2, 1; 3, 4						1	1								
5, 1; 3, 4						1								1	
5, 4; 3			1	1							1	1			
4, 2; 5, 3					1					1			1		
5, 2; 1								1		1			1		1

* *

Таблица 2.16

Таблица 2.15

	y_5	y_6	y_{11}
1	0	0	0
2	0	0	1
3	1	1	0
4	0	1	1
5	1	0	1

	00	10	11	01	$z_1 z_2$
1	(1)	2	3	(1)	00
2	1	(2)	(2)	1	01
3	1	(3)	(3)	1	10

Составим таблицу покрытия (табл. 2.14), в которой слева перечислим все пары переходов из таблицы переходов, а сверху запишем $2^{5-1}-1=15$ двоичных чисел. Значения элементов данной таблицы определим, пользуясь условием (2.4). В результате столбцы y_1, y_2, y_8 остались незаполненными. Это свидетельствует о том, что промежуточные переменные y_1, y_2, y_8 не развязывают ни одну из заданных пар переходов и их можно было не вклю-

Таблица 2.17

	00	10	11	01	y
1	(1), 00	(1), 01	(1), 01	2, 00	0
2	1, 00	(2), 10	(2), 10	(2), 00	1

Таблица 2.18

x

	0	1	z
1	(1)	2	0
2	3	(2)	0
3	(3)	4	1
4	1	(4)	1

Таблица 2.19

$z \quad y$

	z	y
1	0	0
2	0	1
3	1	1
4	1	0

чать в таблицу покрытия. В этой таблице знаком «*» отмечены столбцы, образующие один из вариантов кратчайшего покрытия, которому соответствует правильный код минимальной длины (табл. 2.15).

Для таблицы переходов с m выходными переменными получение правильного k -разрядного кода приводит к системе $m+k$ уравнений выходов и переходов. Это число может быть сокращено лишь при условии, что выходная переменная z_i одновременно является и промежуточной переменной. Такой случай возможен, если каждому внутреннему состоянию соответствует одно значение переменной z_i . Подобные переменные следует отмечать в таблице покрытия среди разрядов кода и использовать их для образования правильного кода. Наибольшие воз-

можности совмещения уравнений выходов и переходов возникают в таблицах переходов модели Мура.

Продолжим рассмотрение примера 2.2.1. Формирователь импульсов описывается таблицей переходов модели Мура (табл. 2.16). Из ее анализа следует, что существуют только две пары переходов: $x_1 \rightarrow x_2, x_3$ и $x_1 \rightarrow x_3, x_2$. Переменная z_1 развязывает первую пару, так как $z_1^1 = z_1^2 = 0, z_1^3 = 1$, а переменная z_2 — пару $x_1 \rightarrow x_3, x_2$, поскольку $z_2^1 = z_2^3 = 0, z_2^2 = 1$. Таким образом, код состояний выхода является правильным кодом внутренних состояний. При этом достигнуто полное совмещение уравнений выходов с уравнениями переходов.

Для сравнения приведем таблицу переходов модели Мили для синтезируемого формирователя (табл. 2.17). В этом случае автомат имеет два внутренних состояния, для кодирования которых достаточно ввести промежуточную переменную y . Система уравнений выходов и переходов содержит три уравнения, в то время как для модели Мура потребовалось лишь два уравнения.

Приведем еще один пример. Определим правильный код внутренних состояний для таблицы переходов счетного триггера

(Т-триггера) (табл. 2.18). Выходная переменная z развязывает пару переходов $\kappa_1 \rightarrow \kappa_2$, $\kappa_3 \rightarrow \kappa_4$. Чтобы развязать оставшуюся пару переходов $\kappa_4 \rightarrow \kappa_1$, $\kappa_2 \rightarrow \kappa_3$, достаточно ввести промежуточную переменную y , для которой справедливо $y^4 = y^1 \neq y^2 = y^3$. В итоге получим правильный код внутренних состояний (табл. 2.19), который является к тому же соседним.

Рассмотренные примеры иллюстрируют тот факт, что представлению синтезируемого автомата таблицей переходов модели Мура соответствует система уравнений выходов и переходов, имеющая не больше уравнений, чем система для модели Мили. Доказательство утверждения приводится в работах [26, [33]. Вопрос о том, всегда ли при этом структура автомата для модели Мура будет проще, остается, к сожалению, открытым. Сравнительный синтез ряда устройств автоматики и изучение практических схем показывают, что во многих случаях реализация таблицы переходов модели Мура действительно приводит к экономии аппаратных затрат. Это позволяет в дальнейшем использовать указанный критерий выбора правильного кода.

2.7. СИНТЕЗ КОМБИНАЦИОННОЙ СХЕМЫ АСИНХРОННОГО АВТОМАТА

Код внутренних состояний определяет число промежуточных переменных автомата и их значения на всех внутренних состояниях, задавая неявно систему уравнений выходов и переходов

[illegible]

Ниже рассмотрим, каким образом осуществляется построение комбинационной схемы, реализующей систему (2.5). Прежде всего необходимо определить эту систему путем построения таблицы системы булевых функций. Данную таблицу легко получить из *кодированной таблицы переходов* синтезируемого автомата. Под этой таблицей понимается таблица переходов, в которой номера всех состояний (входа, выхода и внутренних состояний) заменены их кодами. Система (2.5) будет задана кодированной таблицей переходов полностью лишь в случае соседнего кода внутренних состояний. Несоседнее кодирование внутренних состояний, например x_1 и x_2 , приводит к тому, что во время пе-

перехода $x_1 \rightarrow x_2$ автомат может находиться в состояниях, отличных от x_1 и x_2 . Для того чтобы из этих состояний автомат переходил в требуемое состояние x_2 , в кодированной таблице необходимо перечислить наборы, сопоставленные всем возможным неустойчивым состояниям, и указать для них в столбце таблицы переходов набор, сопоставленный x_2 . Как следует из определения противогоночного кодирования, при таком доопределении системы булевых функций никогда не встретится противоречие, т. е. ситуация, когда в одном пересечении строки и столбца таблицы должны быть записаны различные коды исходя из требований двух переходов при одном состоянии входа. Тем самым устраняются функциональные состязания, вызываемые одновременными изменениями значений промежуточных переменных, иными словами, реализуется способность кода устранять гонки в автомате.

Проиллюстрируем сказанное на примерах. Исходя из таблицы переходов T -триггера (табл. 2.18) построим кодированную таблицу переходов (табл. 2.20). Внутренние состояния закодированы соседним кодом, поэтому система булевых функций Y_1 и Y_2 определяется ею полностью. Приводя данную таблицу к виду, принятому для представления булевых функций, получим таблицу системы (2.5) (табл. 2.21).

Случай несоседнего кода внутренних состояний рассмотрим на примере таблицы переходов

Таблица 2.20

	x		
	0	1	$z=y_1 \ y_2$
1	(00)	01	00
2	11	(01)	01
3	(11)	10	11
4	00	(10)	10

Таблица 2.21

	x	y_1	y_2	Y_1	Y_2
1	0	0	0	0	0
2	0	0	1	1	1
3	0	1	1	1	1
4	0	1	0	0	0
5	1	0	0	0	1
6	1	0	1	0	1
7	1	1	1	1	0
8	1	1	0	1	0

на примере таблицы переходов (табл. 2.22). Заданный код является правильным, поскольку для каждой пары переходов имеется развязывающая переменная. В нижней части кодированной таблицы переходов (табл. 2.23) приведены все возможные неустойчивые состояния (строки 6—9). Состояние 6 возникает во время переходов $x_1 \rightarrow x_5$, $x_5 \rightarrow x_1$ и $x_5 \rightarrow x_2$, поэтому для строки 6 указаны коды состояний x_5 , x_1 и x_2 соответственно в первом, втором и пятом столбцах. Аналогично заполнены остальные строки.

После того как построена таблица системы булевых функций (2.5), требуется определить такую форму представления системы, которой соответствует наиболее простая

Таблица 2.22

		$x_1x_2x_3$				y_1	y_2	y_3	y_4
		1 — —	000	001	011	010			
1	5	(1)	—	—	(1)	1	0	0	1
2	5	—	—	(2)	(2)	1	0	1	0
3	5	—	(3)	(3)	—	0	1	1	0
4	5	(4)	(4)	—	—	0	1	0	1
5	(5)	1	4	3	2	0	0	0	0

Таблица 2.23

		$x_1x_2x_3$				y_1	y_2	y_3	y_4
		1 — —	000	001	011	010			
1	0000	(1001)	—	—	(1001)	1	0	0	1
2	0000	—	—	(1010)	(1010)	1	0	1	0
3	0000	—	(0110)	(0110)	—	0	1	1	0
4	0000	(0101)	(0101)	—	—	0	1	0	1
5	(0000)	1001	0101	0110	1010	0	0	0	0
6	0000	1001	—	—	1010	1	0	0	0
7	0000	1001	0101	—	—	0	0	0	1
8	0000	—	0101	0110	—	0	1	0	0
9	0000	—	—	0110	1010	0	0	1	0

(по числу заданных элементов) комбинационная схема. При этом синтезируемая схема не должна содержать логических состязаний. Данную задачу можно решить, воспользовавшись методами, изложенными в гл. 1.

Прежде всего необходимо определить список возможных переходов между наборами значений аргументов. Очевидно, что данная информация содержится в кодированной таблице переходов. Получение списка основано на правиле функционирования модели автомата. Переход между внутренними состояниями совершается согласно принятой модели (рис. 2.8) в два этапа: на первом этапе изменяются значения входных переменных (проис-

Таблица 2.24

m_i, m_j	$I(m_i, m_j)$	Y_1
1,5	— 0 0	0
5,6	1 0 —	0
2,3	0 — 1	1
3,7	— 1 1	1
7,8	1 1 —	1
4,1	0 — 0	0

Таблица 2.25

m_i, m_j	$I(m_i, m_j)$	Y_2
5,6	1 0 —	1
6,2	— 0 1	1
2,3	0 — 1	1
7,8	1 1 —	0
8,4	— 1 0	0
4,1	0 — 0	0

ходит переход по строке), на втором — значения промежуточных переменных (один или несколько переходов по столбцу таблицы переходов). Каждому этапу соответствуют пары наборов значений аргументов булевых функций, связанные переходом. Например, для T -триггера (табл. 2.20 и 2.21) имеем следующее чередование строк наборов значений аргументов (строк табл. 2.21): 1, 5, 6, 2, 3, 7, 8, 4, 1.

Имея таблицу для каждой из функций и список наборов, связанных переходами, можно найти кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний (см. гл. 1). Затем, применяя правила де Моргана и выполняя факторизацию, где это возможно, следует перейти от ДНФ к *структурным формулам*, описывающим схему из элементов заданного базиса.

Для T -триггера таблицы интервалов функций Y_1 и Y_2 приведены в табл. 2.24, 2.25. Функции Y_1 и Y_2 имеют следующие кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний:

$$Y_1 = xy_1 \vee y_1y_2 \vee \bar{x}y_2 = Z_1,$$

$$Y_2 = \bar{x}y_2 \vee \bar{y}_1y_2 \vee x\bar{y}_1.$$

Выполнение синтеза комбинационной схемы в приведенной последовательности гарантирует получение устойчивой комбинационной схемы, однако требует полного перечисления неустойчивых состояний автомата и составления ряда вспомогательных таблиц. Представляется заманчивым отказаться от такого перечисления и строить таблицу интервалов для системы булевых функций исходя только из таблицы переходов и противоголоного кода внутренних состояний. Оказывается, что это возможно, если при построении ДНФ не требовать устойчивости к логическим состязаниям, возникающим при изменении значений входных переменных.

Рассмотрим способ такого построения интервалов для нормальной таблицы модели Мили, внутренние состояния которой закодированы правильным кодом. В дальнейшем покажем, что принятые ограничения несущественны и способ применим для более широкого класса таблиц переходов. Столбцы нормальной таблицы переходов задают переходы между устойчивыми внутренними состояниями. Любому переходу $x_1 \rightarrow x_2$ при состоянии входа p_1 соответствует множество $M_{1,2}$ внутренних состояний, в которых может находиться автомат в течение перехода. Для правильного кода внутренних состояний данное множество является интервалом. Приписывая к этому интервалу набор значений входных переменных (код состояния входа p_1), можно получить интервал на множестве наборов значений аргументов системы (2.5). Полученный интервал обладает тем свойством, что на нем все функции сохраняют свои значения, поскольку для модели

Мили значения выходных и промежуточных переменных изменяются лишь при изменении значений входных переменных. Внутренними переменными интервала являются промежуточные переменные, поэтому при изменении их значений не могут возникнуть логические состязания. Если же для состояния входа ρ_1 задан единственный переход $x_1 \rightarrow x_1$, то такой переход можно представить интервалом, внутренними переменными которого являются только входные переменные. Для такого перехода наличие данного интервала позволит устранить логические состязания из-за изменения значений входных переменных. Таблицу интервалов всех переходов между внутренними состояниями, задаваемых таблицей переходов, назовем *структурной таблицей* асинхронного автомата.

Рассмотрим построение структурной таблицы автомата, заданного табл. 2.22. В первом столбце этой таблицы задано одно устойчивое состояние (x_5), в которое имеются переходы из остальных состояний. Все эти переходы мы вправе представить интервалом (1 — — — — —), для которого $Y_1 = Y_2 = Y_3 = Y_4 = 0$. Во втором столбце табл. 2.22 есть переход $x_5 \rightarrow x_1$, которому соответствуют интервал (000—00—) и значения $Y_1 = Y_4 = 1$, $Y_2 = Y_3 = 0$. Переход в состояние 4 отображается интервалом (00—0101). Определяя аналогично интервалы всех переходов между внутренними состояниями, получим структурную таблицу автомата (табл. 2.26). ДНФ, определяемые из этой таблицы, следует проверять на логические состязания при изменении значений только входных переменных по методике, описанной в гл. 1.

Таблица 2.26

Переход	x_1	x_2	x_3	y_1	y_2	y_3	y_4	Y_1	Y_2	Y_3	Y_4
1—4→5	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0
5→1	0	0	0	—	0	0	—	1	0	0	1
4→4	0	0	—	0	1	0	1	0	1	0	1
5→4	0	0	1	0	—	0	—	0	1	0	1
3→3	0	—	1	0	1	1	0	0	1	1	0
5→3	0	1	1	0	—	—	0	0	1	1	0
2→2	0	1	—	1	0	1	0	1	0	1	0
5→2	0	1	0	—	0	—	0	1	0	1	0
1→1	0	—	0	1	0	0	1	1	0	0	1

Структурная таблица для T-триггера представлена в табл. 2.27. Из нее можно записать кратчайшие ДНФ

$$Y_1 = \bar{x}y_2 \vee xy_1,$$

$$Y_2 = \bar{x}y_2 \vee x\bar{y}_1.$$

Таблица 2.27

Переход	x	y_1	y_2	$Y_1=Z$	Y_2
1 2→3	0	—	1	1	1
2 4→1	0	—	0	0	0
3 1→2	1	0	—	0	1
4 3→4	1	1	—	1	0

Таблица 2.28

Переход	x_1	x_2	y_1	y_2	$Y_1=Z_1$	$Y_2=Z_2$
1 2,3→1	0	—	—	—	0	0
2 1→2	1	0	0	—	0	1
3 3→3	1	—	1	0	1	0
4 1→3	1	1	—	0	1	0
5 2→2	1	—	0	1	0	1

В каждое уравнение входная переменная входит и с отрицанием, и без него, что свидетельствует о наличии логических состязаний. Из табл. 2.20 следует, что для Y_1 состязания имеют место при переключении (011)→(111), а для Y_2 — при (101)→→(001). Пары этих наборов покрываются простыми импликантами y_1y_2 и $\bar{y}_1\bar{y}_2$, включение данных импликант в ДНФ приводит к получению ранее указанных ДНФ, свободных от состязаний.

Закончим синтез формирователя (пример 2.2.1). В таблице переходов (табл. 2.16) заданы переходы только в первое внутреннее состояние при $\rho_1 = (00)$ и $\rho_4 = (01)$, поэтому все эти переходы можно отобразить одним интервалом (0 — — —), для которого $Y_1 = Y_2 = 0$. Данный интервал записываем в строке 1 структурной таблицы (табл. 2.28). Из этой таблицы, пользуясь

ранее описанным методом минимизации булевых функций, получим кратчайшие ДНФ для инверсий функций с целью построения схемы на элементах ИЛИ—НЕ:

$$\bar{Y}_1 = \bar{x}_1 \vee y_2 \vee \bar{x}_2 \bar{y}_1,$$

$$\bar{Y}_2 = \bar{x}_1 \vee y_1 \vee x_2 \bar{y}_2.$$

Полученные ДНФ свободны от состязаний, поскольку любой аргумент входит в ДНФ только один раз. От этих выражений

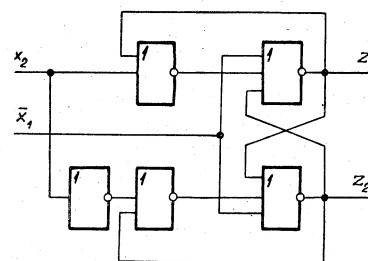


Рис. 2.10. Формирователь сигналов

переходим к структурным формулам

$$Y_1 = \bar{x}_1 \vee y_2 \vee \bar{x}_2 \vee y_1 = Z_1,$$

$$Y_2 = \bar{x}_1 \vee y_1 \vee \bar{x}_2 \vee y_2 = Z_2,$$

которым соответствует схема, приведенная на рис. 2.10.

2.8. УСТРАНЕНИЕ СУЩЕСТВЕННЫХ СОСТЯЗАНИЙ

Как уже отмечалось в § 2.5, существенные состязания в схеме автомата возникают в тех случаях, когда какой-либо логический элемент воспримет изменение промежуточного сигнала y_i до изменения входного сигнала x_j , вызвавшего изменение y_i .

Для того чтобы выяснить возможности устранения существенных состязаний, обратимся вновь к таблице переходов счетного триггера (Т-триггера), заданного таблицей переходов автомата (табл. 2.18). Функции Y_1 и Y_2 представлены в виде кратчайших ДНФ, свободных от состязаний:

$$Y_1 = xy_1 \vee y_1 y_2 \vee \bar{x} y_2,$$

$$Y_2 = \bar{x} y_2 \vee \bar{y}_1 y_2 \vee x \bar{y}_1.$$

Как следует из предыдущих параграфов, этим выражениям соответствует схема (рис. 2.11), свободная от всех видов состязаний, кроме, разумеется, существенных. Примем, что автомат находится во внутреннем состоянии (1) с $x=0$, $y_1=y_2=0$. Проведем анализ поведения схемы автомата при переключении входного сигнала. Изменение $x: 0 \rightarrow 1$ приводит к тому, что выходной сигнал элемента И₅ устанавливается в единицу, переключая $y_2: 0 \rightarrow 1$. Если элемент И₃ воспримет это изменение раньше, чем изменение x (из-за задержки инвертора или провода), то y_1 переключится в единицу. В итоге на выходах элементов И может установиться комбинация (10000), которой соответствует устойчивое состояние (4), т. е. $y_1=1$, $y_2=0$.

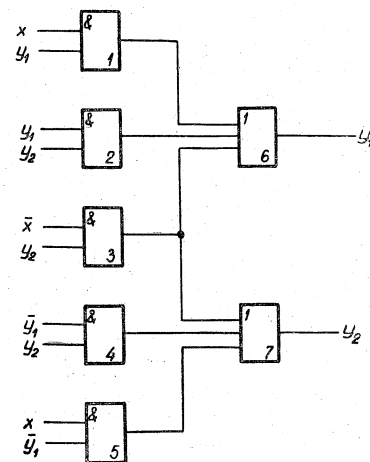


Рис. 2.11. Первый вариант схемы с состязаниями для Т-триггера

Этот ошибочный переход имел место из-за того, что промежуточный сигнал y_2 выиграл состязание у входного сигнала x на входах в элемент И₃. Данный элемент реализует импликанту $\bar{x}y_2$, которая покрывает набор (001), соответствующий состоянию (3) при $x=0$. Таким образом, возможность ошибочного функционирования заложена уже в конфигурации таблицы переходов автомата и таблицы функции Y_1 :

x		x			
		0	1	y ₁	y ₂
1	(1)	2	x̄y ₂	0	0
2	3	(2)		1	0

Y₁

Из этого примера можно заключить, что таблица переходов содержит условия существенных состязаний, если в ней имеется хотя бы одна тройка внутренних состояний κ_1 , κ_2 , κ_3 , связанных переходами следующим образом:

$$\Phi(\kappa_1, \rho_1) = \kappa_1, \Phi(\kappa_1, \rho_2) = \kappa_2, \Phi(\kappa_2, \rho_1) = \kappa_3.$$

Иными словами, наличие приведенной выше конфигурации в таблице переходов автомата свидетельствует о возможности существенных состязаний, исход которых зависит от реального соотношения величин задержек в схеме автомата.

Для того чтобы обеспечить независимость работы схемы от скоростей срабатывания логических элементов, т. е. чтобы устранить существенные состязания, достаточно включить в обратные связи элементы задержки, величины которых превышают максимальную из задержек $\tau_{m+c} \in T_p$ (рис. 2.8). Несмотря на то что такой способ устранения существенных состязаний приводит к увеличению длительности переходного процесса автомата примерно в два раза, в общем случае он оказывается единственно возможным.

Использование элементов задержки можно избежать, допуская следующее предположение о временных параметрах схемы автомата: если сигнал от узла схемы, являющегося входом или выходом логического элемента, передается ко входам нескольких элементов, то изменения данного сигнала воспринимаются этими элементами практически одновременно.

Иными словами, предположим, что величины задержек в проводах, соединяющих логические элементы, пренебрежимо малы по сравнению с величинами задержек элементов, а временами нарастания и спада сигналов можно пренебречь.

Обратимся к нашему примеру. В рассмотренном переходе существенные состязания проявились как состязания в нуле из-за наличия элемента, реализующего импликанту $\bar{x}y_2$. Заменяем его элементом ИЛИ—НЕ: $\bar{x}y_2 = \bar{x}\sqrt{y_2}$ (рис. 2.12). Если справедливо сделанное выше предположение, то данный элемент всегда воспримет изменение сигнала x до изменения сигнала y_2 .

Отсюда следует общее правило устранения существенных состязаний, проявляющихся как состязания в нуле, для функций, представленных в виде ДНФ [38]. Конъюнкцию вида $x_p \bar{x}_g y_i \bar{y}_j$, представляющую единичное значение функции Y в конфигурации

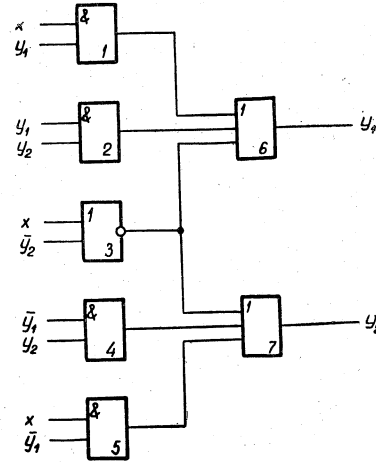


Рис. 2.12. Второй вариант схемы с состязаниями для T-триггера

1	(1)	2		1	0	0		
2		3	(2)	2	1	0		Y

необходимо заменить выражением

$$x_p \bar{x}_g y_i \bar{y}_j = x_p (\bar{x}_g y_i \bar{y}_j) = x_p x_g \sqrt{y_i} \sqrt{y_j}.$$

Благодаря подобной замене устраняются входные инверторы, из-за которых возникают состязания в нуле и состязующиеся сигналы x и y воспринимаются элементами в нужной последовательности.

Существенные состязания могут проявляться и как состязания в единице. В нашем примере это наблюдается для Y_1 в следующей конфигурации:

	x							
	0	1			0	1	y_1	y_2
3	(3)	4			3	1	1	1
4		1	(4)		4	0	1	0

Y_1

Рассмотрим переход из внутреннего состояния (3) при $x: 0 \rightarrow 1$. В этом случае изменения состязующихся сигналов x и y_2

воспринимаются элементом ИЛИ через элементы I_1, I_2 . Если задержка элемента I_1 больше задержек элементов I_2, I_3 —НЕ, то y_1 может принять нулевое значение. Таким образом, схема установится в ошибочное состояние (2) или начнет совершать переходы между состояниями (2) и (4). Это происходит из-за того, что выходной сигнал элемента, реализующего $y_1 y_2$, устанавливается в нуль, а выходной сигнал элемента, реализующего $x y_1$, — в единицу.

Решение проблемы состоит в такой модификации схемы, при которой состязующиеся сигналы воспринимаются одним элементом:

$$x y_1 \vee y_1 y_2 = y_1 (x \vee y_2).$$

В результате выражение для функции Y_1 приобретает следующий вид:

$$Y_1 = x \sqrt{y_2} \vee y_1 (x \vee y_2).$$

Проведем теперь аналогичный анализ существенных состязаний для функции Y_2 . Состязания в нуле для этой функции проявляются в конфигурации

	x							
	1	0			1	0	y_1	y_2
4	(4)	1			4	0	0	1
1		2	(1)		1	1	0	0

Y_2

Единичный набор функции Y_2 покрывается импликантой $x \bar{y}_1$.

Состязания между сигналами x и \bar{y}_1 не приводят к ошибке, так как элемент I_5 всегда воспримет изменение x до изменения y_1 .

Состязания в единице проявляются в конфигурации

	x							
	1	0			1	0	y_1	y_2
2	(2)	3			2	1	1	0
3		4	(3)		3	0	1	1

Y_2

Состязующимися сигналами в этом случае являются \bar{y}_1 и \bar{x} в импликантах $\bar{y}_1 y_2$ и $\bar{x} y_2$. Изменим выражение для Y_2 таким образом, чтобы сигналы x и y_1 поступали на один логический элемент, минуя другие, в том числе и инвертор:

$$Y_2 = x \bar{y}_1 \vee \bar{y}_1 y_2 \vee \bar{x} y_2 = x \bar{y}_1 \vee y_2 (\bar{x} \vee \bar{y}_1) = x \bar{y}_1 \vee y_2 x \bar{y}_1.$$

Общее правило устранения существенных состязаний, проявляющихся как состязания в единице, для функций, представленных в виде ДНФ, состоит в следующем:

а) для конфигурации

1	(1)	2	
2	3	(2)	

$$A\bar{y}_j$$

1	1	1	
2	0	1	

$$A\bar{x}_i$$

$$A\bar{y}_j \vee A\bar{x}_i = A(\bar{x}_i \vee \bar{y}_j) = A\bar{x}_i\bar{y}_j,$$

где A — некоторая конъюнкция входных и промежуточных переменных, \bar{y}_j и \bar{x}_i — состязующиеся сигналы ($\bar{y}_j = y_j$ или \bar{y}_j);

б) для конфигурации

1	(1)	2	
2	3	(2)	

$$A\bar{y}_j$$

1	1	1	
2	0	1	

$$Ax_i$$

$$A\bar{y}_j \vee Ax_i = A(x_i \vee \bar{y}_j).$$

В примере синтеза T -триггера получаем структурные формулы

$$\bar{Y}_1 = \overline{x \vee \bar{y}_2 \vee \bar{y}_1 \vee x \vee y_2},$$

$$Y_2 = \overline{x \bar{y}_1 y_2 x y_1},$$

которым соответствует схема, устойчивая к состязаниям всех видов (рис. 2.13).

В заключение заметим, что подобный анализ и последующие изменения формул необходимо проводить и для выходных переменных Z_1, Z_2, \dots, Z_m синтезируемого автомата. Кроме того,

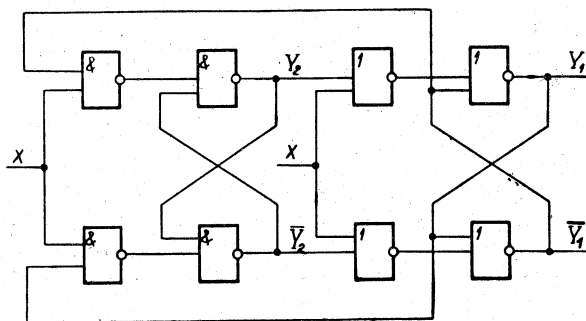


Рис. 2.13. Схема T -триггера, устойчивого к состязаниям всех видов

преобразования форм представления функций, производимые при переходе к элементам И—НЕ, ИЛИ—НЕ, не должны нарушать расположения полученных ранее скобок и приводить к появлению инверсий входных переменных там, где они отсутствовали в исходной форме.

2.9. ПРИМЕРЫ СИНТЕЗА

Для иллюстрации описанной последовательности синтеза устойчивых асинхронных автоматов рассмотрим дополнительно ряд примеров. В качестве примеров исследуем широко применяемые в дискретной автоматике так называемые многостабильные ячейки. Эти ячейки часто используются в качестве подавтоматов при синтезе сложных автоматов. В процессе проектирования необходимо обеспечить их устойчивость не только к функциональным и логическим состязаниям, но и к состязаниям между выходными сигналами, поскольку выходы таких ячеек могут соединяться со входами других подавтоматов, для которых, в свою очередь, требуется обеспечить устойчивость ко всем видам состязаний, в том числе и к состязаниям между входными сигналами. Рассматриваемые ниже примеры иллюстрируют возможный способ обеспечения устойчивости автомата к состязаниям между выходными переменными.

Пример 2.9.1. Синтез бистабильной ячейки. Предварительно рассмотрим элемент памяти, имеющий два входа и один выход, на один вход которого подается сигнал x_1 , «записывающий» единицу в элемент памяти, а на другой — сигнал x_2 , «стирающий» единицу, хранящуюся в этом элементе. Сигнал z_1 представляет информацию, хранящуюся в элементе памяти.

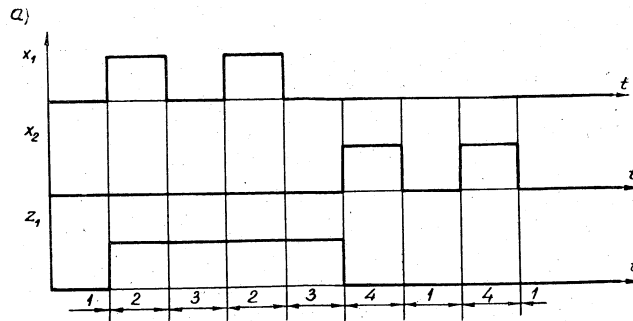
Одновременное изменение сигналов x_1, x_2 запрещено. Запрещен также входной набор $(x_1, x_2) = (11)$, т. е. на входе элемента памяти всегда $x_1 x_2 = 0$. Временная диаграмма требуемой работы элемента памяти приведена на рис. 2.14,а. Согласно § 2.2 строим на ее основе граф автомата (рис. 2.14,б), а затем — первоначальную таблицу переходов (табл. 2.29). Сжимая эту таблицу путем объединения строк 1 и 4, 2 и 3, строим сжатую таблицу переходов

Таблица 2.29

		$x_1 x_2$				
		00	10	01	z_1	
1	(1)	2	4	0		
2	3	(2)	—	1		
3	(3)	2	4	1		
4	1	—	(4)	0		

Таблица 2.30

		$x_1 x_2$				
		00	10	01	z_1	
1	(1)	2	(1)	0		
2	(2)	(2)	1	1		



дов модели Мура (табл. 2.30). В ней указано два внутренних состояния, поэтому для их кодирования требуется одна промежуточная переменная y_1 , в качестве которой будем рассматривать выходную переменную z_1 . Кодированная таблица переходов автомата представлена в табл. 2.31. На ее основе строим структурную таблицу автомата, в которой перечислены четыре интервала возможных переходов в автомате (табл. 2.32). Во внутреннее состояние (1), устойчивое при входном наборе (00) (табл. 2.30), можно перейти только из внутреннего состояния (1), устойчивого при входном наборе (01), под воздействием входного набора (00). Возможен и противоположный переход между ними под воздействием входного набора (01). Это отражено в верхней строке табл. 2.32. Подобным анализом возможных переходов, указанных в табл. 2.30, строится структурная таблица.

Таблица 2.31

		$x_1 x_2$			$z_1 = y_1$
		00	10	01	
1	(0)	1	(0)	0	
2	(1)	(1)	0	1	

Таблица 2.32

Переход	$x_1 x_2 y_1$	Y_1
1	1→1	0—0
2	2→2	—0 1
3	1→2	1 0—
4	2→1	0 1—

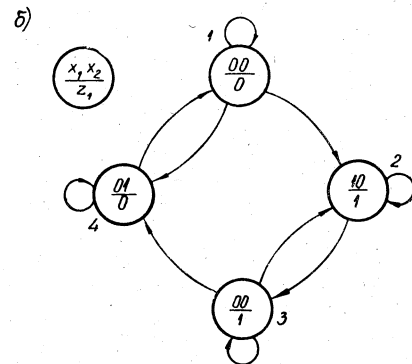


Рис. 2.14 Элемент памяти: а — временная диаграмма функционирования; б — граф автомата

Чтобы построить схему элемента памяти на элементах ИЛИ—НЕ, будем искать ДНФ для инверсии функции Y_1 . Для этого сравним каждый нулевой интервал (строки 1 и 4 табл. 2.32) с единичными интервалами переходов (строки 3 и 4). Нетрудно убедиться, что нулевой интервал перехода 1, представленный строкой 1 структурной таблицы, покрывается простой импликантой $\bar{x}_1 \bar{y}_1$, а нулевой интервал 4 — простой импликантой x_2 . Следовательно,

$$\bar{Y}_1 = \bar{x}_1 \bar{y}_1 \vee x_2 \text{ или } Y_1 = \overline{\bar{x}_1 \bar{y}_1 \vee x_2}, z_1 = y_1.$$

Схема, реализующая эти выражения, устойчива ко всем видам состязаний (рис. 2.15).

Теперь проведем синтез бистабильной ячейки, которая в отличие от полученного элемента памяти имеет два выхода: на одном из них по-прежнему выдается сигнал z_1 , на другом — его инверсия $z_2 = \bar{z}_1$. Условия работы ячейки те же, что и для рассмотренного элемента памяти, только выходные наборы представлены значениями двух переменных z_1 и z_2 . Очевидно, таблицы переходов ячейки будут теми же, что и в табл. 2.29—2.31. Представим сжатую таблицу переходов таблицей модели Мили и найдем соответствующую кодированную таблицу, где по-прежнему промежуточная переменная $y_1 = z_1$ (табл. 2.33). Структурная таблица получается та же, что и табл. 2.32, построенная на основе таблицы переходов модели Мура, а бистабильная ячейка

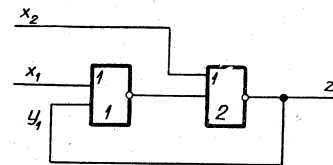


Рис. 2.15. Схема элемента памяти

Таблица 2.33

		$x_1 x_2$			y_1
		00	10	01	
1	(0), 01	1, 10	(0), 01	0	
2	(1), 10	(1), 10	0, 01	1	

описывается уравнениями $Z_1 = \overline{x_1 \vee z_1 \vee x_2}$, $Z_2 = \bar{Z}_1$. Ее схема приведена на рис. 2.16 и отличается от схемы рис. 2.15 только дополнительным инвертором 3. Нетрудно убедиться, что в полученной ячейке имеются состязания между выходными переменными. Действительно, при изменении выходного набора (01)→(10), (10)→(01) возможно кратковременное появление наборов (11), (00), не предусмотренное заданными условиями работы бистабильной ячейки.

Для устранения состязаний между выходными переменными бистабильной ячейки потребуем, чтобы любое изменение выходного набора вызывало кратковременное появление только одного

промежуточного выходного набора, например набора (00) (требование соседнего кодирования состояний выхода). Это требование можно выполнить, возвратившись к начальному этапу синтеза и отразив нужные условия работы на графе автомата (рис. 2.17), а затем провести последующий синтез (заметим, что в граф автомата, представленного на рис. 2.17, введены две новые вершины 5 и 6, сопоставленные внутренним состояниям, неустойчивым при состояниях входа соответственно (10) и (01), поэтому первоначальная таблица его переходов не является нормальной). Однако это требование можно учесть на более позднем этапе — при кодировании внутренних состояний. Обратимся к кодированной таблице переходов бистабильной ячейки (табл. 2.33). По ней нетрудно установить, что условия состязаний между сигналами z_1, z_2 имеют место при взаимных переходах между внутренними состояниями (1) и (2). Для устранения таких состязаний введем новое внутреннее состояние 3, неустойчивое при входных наборах (10) и (01), и потребуем, чтобы взаимные переходы между состояниями (1) и (2) всегда проходили через внутреннее состояние 3. Очевидно, введя при этом две новые промежуточные переменные y_1 и y_2 и сопоставив внутреннему состоянию 3 набор значений промежуточных переменных (00), обеспечим кодирование внутренних состояний соседним кодом. В зависимости от модели Мура или Мили выходной набор (00) сопоставляется или с той строкой таблицы переходов, которая представляет введенное неустойчивое внутреннее состояние (для модели Мура), или указывается в тех местах таблицы переходов, в которых в качестве значения функции переходов записано ве-

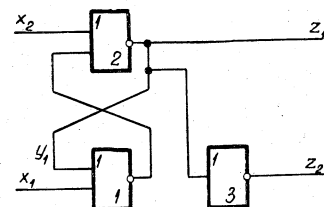


Рис. 2.16. Бистабильная ячейка, имеющая состязания между выходными сигналами

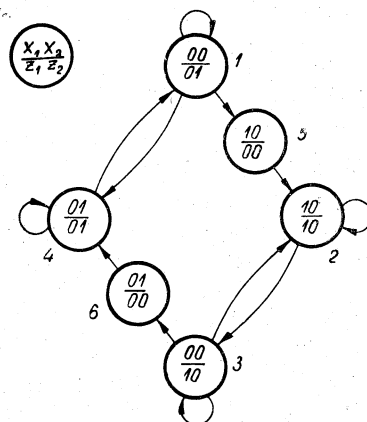


Рис. 2.17. Граф автомата для бистабильной ячейки. Вершины 5, 6 представляют внутренние состояния, неустойчивые при состояниях входа соответственно 10 и 01

Таблица 2.34

		$x_1 x_2$		$y_1 = z_1 \quad y_2 = z_2$	
		00	10	01	
1	(1), 01	3, 00	(1), 01	0	1
2	(2), 10	(2), 10	3, 00	1	0
3	—	2, 10	1, 01	0	0

Таблица 2.35

Переход	$x_1 \quad x_2$	$y_1 \quad y_2$	$Y_1 = Z_1 \quad Y_2 = Z_2$
1	(1)→(1)	0 — 0 1	0 1
2	(2)→(2)	— 0 1 0	1 0
3	3→(2)	1 0 0 1	0 0
4	(1)→3	1 0 — 0	1 0
5	(2)→3	0 1 1 0	0 0
6	3→(1)	0 1 0 —	0 1

денное неустойчивое внутреннее состояние (для модели Мили). Построенная указанным способом таблица переходов модели Мили представлена в табл. 2.34. Переходим к построению структурной таблицы (табл. 2.35). Рассмотрим подробнее ее построение, поскольку табл. 2.34 не является нормальной таблицей переходов. Правила построения структурной таблицы те же, что и правила ее построения на основе нормальной таблицы переходов. Отличие имеет место лишь для случаев, когда необходимо отразить переход из одного внутреннего состояния в другое, которое неустойчиво при соответствующем входном наборе, т. е. переходы $(x_1) \rightarrow x_2$ и $x_1 \rightarrow x_2$. Например, в табл. 2.34 указаны переходы (1)→3 и (2)→3 под воздействием входных наборов соответственно (10) и (01). Переход $(x_1) \rightarrow x_2$ совершается в два этапа: сначала изменяются значения входных переменных (переход вдоль строки таблицы переходов), затем — значения промежуточных переменных (переходы вдоль столбца). При переходе вдоль столбца функция переходов изменяет свое значение.

Переходы вида $x_1 \rightarrow x_2$ между двумя внутренними состояниями, неустойчивыми при одном и том же состоянии входа p_i , также сопровождаются изменением значений функции переходов. Поскольку в рассматриваемых переходах изменяются значения промежуточных переменных (а также выходных переменных для модели Мили), то данные переходы нельзя представлять интервалом. Для каждого внутреннего состояния, в котором может находиться автомат при таком переходе, надо указать соответствующий набор входных и промежуточных переменных. Учитывая сказанное, представим переходы (1)→3 и (2)→3 бистабильной ячейки строками 3 и 5 табл. 2.35.

Что же касается переходов вида $x_1 \rightarrow (x_2)$, где x_1 — внутреннее состояние, неустойчивое при определенном входном наборе, а (x_2) — состояние, устойчивое при том же входном наборе, то их можно представить интервалом перехода, в котором некото-

рые промежуточные переменные являются внутренними переменными интервала. Действительно, эти переходы соответствуют переходам вдоль столбца таблицы переходов, причем на пересечении рассматриваемого столбца и строк, представляющих состояние x_1 , (x_2), указаны одни и те же значения функции переходов, а также функции выходов (для модели Мили). Так, в структурной таблице (табл. 2.35) переходы $3 \rightarrow (2)$ и $3 \rightarrow (1)$ представлены интервалами переходов в строках 4 и 6. На основе построенной структурной таблицы находим все простые импликанты для функций $Y_1 = Z_1$, $Y_2 = Z_2$ (табл. 2.36, 2.37). Нетрудно убедиться, что кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для этих функций имеют вид

$$Z_1 = x_2 \vee z_2, Z_2 = x_1 \vee z_1.$$

Таким образом, бистабильная ячейка, устойчивая к состязаниям и построенная на элементах ИЛИ—НЕ (рис. 2.18), описывается выражениями

$$Z_1 = \overline{x_2} \vee \overline{z_2}, Z_2 = \overline{x_1} \vee \overline{z_1}.$$

Заметим, что ячейка памяти на рис. 2.15 и полученная бистабильная ячейка имеют одинаковые схемы. Хотя синтез ячейки был проведен на основе таблицы переходов модели Мили, тот же результат получается на основе таблицы переходов модели Мура. В инженерной практике бистабильную ячейку называют асинхронным R — S -триггером (через R (англ. reset) обозначается сигнал x_2 , а через S (англ. set) — сигнал x_1 , через Q — выходной сигнал) [2, 3].

Пример 2.9.2. Синтез трехстабильной ячейки. Трехстабильная ячейка имеет три входа и три выхода и является трехстабильным элементом памяти. Входные сигналы x_1, x_2, x_3 «записывают» единицу в элемент памяти. Выходные сигналы z_1, z_2, z_3 представляют хранящуюся в нем информацию. Одновременное изменение значений

Таблица 2.36
 $Y_1 = Z_1$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$y_2, \bar{x}_1 \bar{y}_1$
3	y_2
5	x_2
6	$x_2, \bar{x}_1 \bar{y}_1$

Таблица 2.37
 $Y_2 = Z_2$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
2	$y_1, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
3	x_1
4	$x_1, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
5	y_1

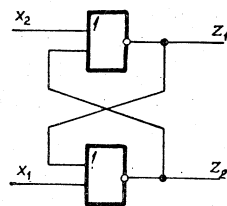


Рис. 2.18. Схема бистабильной ячейки

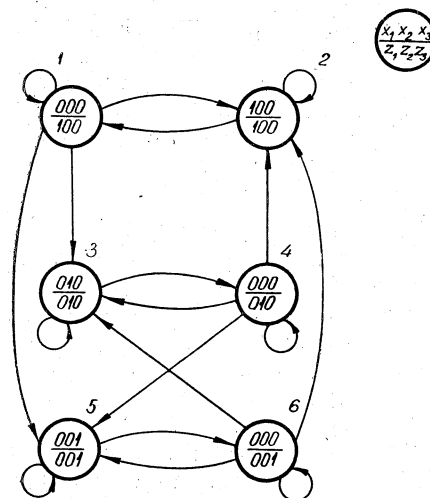


Рис. 2.19. Граф автомата трехстабильной ячейки

двух и более сигналов x_1, x_2, x_3 запрещено. Граф автомата, отражающий требуемый алгоритм работы ячейки, приведен на рис. 2.19, а в табл. 2.38 — первоначальная нормальная таблица переходов автомата. Объединяя строки 1 и 2, 3 и 4, 5 и 6, получаем сжатую таблицу переходов автомата с тремя внутренними состояниями (табл. 2.39). При кодировании внутренних состояний в качестве промежуточных переменных y_1, y_2, y_3 можно использовать выходные переменные, сопоставив каждому устойчивому внутреннему состоянию выходной набор, указанный для этого состояния в сжатой таблице.

Анализ табл. 2.39 показывает, что в первом слева столбце имеются только устойчивые внутренние состояния, а в трех остальных столбцах — по одному устойчивому внутреннему состоянию.

Таблица 2.38

$x_1x_2x_3$					
	000	100	010	001	$z_1z_2z_3$
1	(1)	2	3	5	100
2	1	(2)	—	—	100
3	4	—	(3)	—	010
4	(4)	2	3	5	010
5	6	—	—	(5)	001
6	(6)	2	3	5	001

Таблица 2.39

$x_1x_2x_3$					
	000	100	010	001	$z_1z_2z_3$
1	(1)	(1)	2	3	100
2	(2)	1	(2)	3	010
3	(3)	1	2	(3)	001

Следовательно, выбранный код внутренних состояний является противогоночным.

Как и в случае бистабильной ячейки, нетрудно убедиться, что в синтезируемом автомате имеют место состязания между выходными переменными. Для их устранения потребуем, чтобы все заданные переходы между выходными наборами проходили только через выходной набор $(z_1 z_2 z_3) = (000)$. Для этого введем внутреннее состояние 4, неустойчивое при входных наборах (100) , (010) , (001) , и потребуем, чтобы взаимные переходы между внутренними состояниями (1)—(3) всегда проходили через внутреннее состояние 4, которому сопоставим набор значений промежуточных переменных (000) . Выполнив эти требования, на основе табл. 2.39 получим новую таблицу переходов (модель Мили), не являющуюся нормальной (табл. 2.40). Построение структурной таблицы (табл. 2.41) осуществляется так же, как и при синтезе бистабильной ячейки. Затем методом, рассмотренным в гл. 1, находим импликанты, покрывающие все интервалы переходов между нулевыми наборами функций $Y_1 = Z_1$,

Таблица 2.40

$x_1 x_2 x_3$					$y_1 = z_1 \quad y_2 = z_2 \quad y_3 = z_3$		
	000	100	010	001			
1	(1), 100	(1), 100	4, 000	4, 000	1	0	0
2	(2), 010	4, 000	(2), 010	4, 000	0	1	0
3	(3), 001	4, 000	4, 000	(3), 001	0	0	1
4	—	1, 100	2, 010	3, 001	0	0	0

Таблица 2.41

Переход	x_1	x_2	x_3	y_1	y_2	y_3	$Y_1 = Z_1$	$Y_2 = Z_2$	$Y_3 = Z_3$
1	(1)→(1)	—	0	0	1	0	0	0	0
2	(2)→(2)	0	—	0	0	1	0	1	0
3	(3)→(3)	0	0	—	0	0	1	0	1
4	(2)→4	1	0	0	0	1	0	0	0
5	(3)→4	1	0	0	0	0	1	0	0
6	4→(1)	1	0	0	—	0	0	1	0
7	(1)→4	0	1	0	1	0	0	0	0
8	(3)→4	0	1	0	0	0	1	0	0
9	4→(2)	0	1	0	0	—	0	1	0
10	(1)→4	0	0	1	1	0	0	0	0
11	(2)→4	0	0	1	0	1	0	0	0
12	4→(3)	0	0	1	0	0	0	0	1

Таблица 2.42

$$\bar{Y}_1 = \bar{Z}_1$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
2	$y_2, \bar{x}_1 \bar{y}_1$
3	$y_3, \bar{x}_1 \bar{y}_1$
4	y_2
5	y_3
7	x_2
8	$x_2, y_3, \bar{x}_1 \bar{y}_1$
9	$x_2, \bar{x}_1 \bar{y}_1$
10	x_3
11	$x_3, y_2, \bar{x}_1 \bar{y}_1$
12	$x_3, \bar{x}_1 \bar{y}_1$

Таблица 2.43

$$\bar{Y}_2 = \bar{Z}_2$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$y_1, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
3	$y_3, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
4	x_1
5	$x_1, y_3, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
6	$x_1, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
7	y_1
8	y_3
10	$x_3, y_1, \bar{x}_2 \bar{y}_2$
11	x_3
12	$x_3, \bar{x}_2 \bar{y}_2$

Таблица 2.44

$$\bar{Y}_3 = \bar{Z}_3$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$y_1, \bar{x}_3 \bar{y}_3$
2	$y_2, \bar{x}_3 \bar{y}_3$
4	$x_1, y_2, \bar{x}_3 \bar{y}_3$
5	x_1
6	$x_1, \bar{x}_3 \bar{y}_3$
7	$x_2, y_1, \bar{x}_3 \bar{y}_3$
8	x_2
9	$x_2, \bar{x}_3 \bar{y}_3$
10	y_1
11	y_2

$Y_2 = Z_2, Y_3 = Z_3$ (табл. 2.42—2.44). Поскольку каждый интервал перехода, представленный в таблицах, покрывается однобуквенной простой импликантой, причем некоторые интервалы покрываются только одной импликантой, то можно, не строя специальных таблиц покрытий, определить кратчайшие покрытия непосредственно по табл. 2.42—2.44. Действительно, в табл. 2.42, например, интервалы 4, 5, 7, 10 покрываются только одной однобуквенной импликантой. Эти же импликанты покрывают и остальные интервалы переходов. Следовательно, импликанты x_2, x_3, y_2, y_3 представляют наименьшее число импликант, покрывающих все интервалы переходов для функции Z_1 . Кратчайшие

ДНФ, свободные от состязаний, для функций $\bar{Z}_1, \bar{Z}_2, \bar{Z}_3$ имеют вид

$$\bar{Z}_1 = x_2 \vee x_3 \vee z_2 \vee z_3,$$

$$\bar{Z}_2 = x_1 \vee x_3 \vee z_1 \vee z_3,$$

$$\bar{Z}_3 = x_1 \vee x_2 \vee z_1 \vee z_2.$$

Трехстабильная ячейка, устойчивая к состязаниям и построенная на элементах ИЛИ—НЕ (рис. 2.20), описывается выражениями

$$Z_1 = x_2 \vee x_3 \vee z_2 \vee z_3,$$

$$Z_2 = x_1 \vee x_3 \vee z_1 \vee z_3,$$

$$Z_3 = x_1 \vee x_2 \vee z_1 \vee z_2.$$

Трехстабильную ячейку называют трехстабильным триггером [3].

Пример 2.9.3. Синтез пятистабильной ячейки. Пятистабильная ячейка имеет пять входов и пять выходов. На двух ее соседних выходах выходные сигналы принимают единичное значение, а на остальных трех — нулевое. В зависимости от входного набора две единицы в выходном наборе циклически сдвигаются вправо или влево. Например, выходной набор $z_1 z_2 z_3 z_4 z_5 = (01100)$ может смениться набором (11000) или (00110) . Одновременное изменение двух и более входных сигналов $x_1 \div x_5$ запрещено. Требуемый закон функционирования пятистабильной ячейки задан в виде диаграммы переходов модели Мура (рис. 2.21). На основе этой диаграммы построим таблицу переходов автомата (табл. 2.45), которая в отличие от предыдущих примеров не является первоначальной таблицей переходов автомата. В качестве кодов внутренних состояний автомата можно использовать вы-

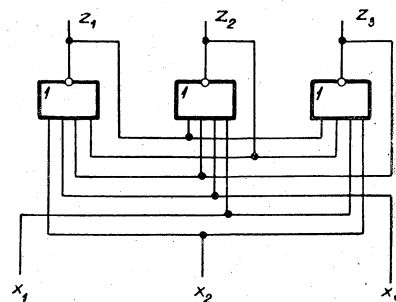


Рис. 2.20. Схема трехстабильной ячейки

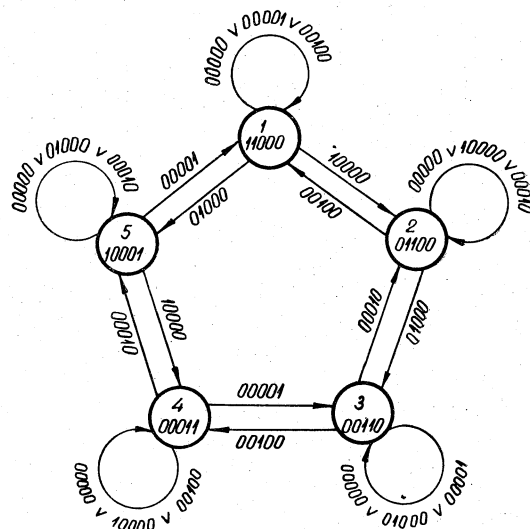


Рис. 2.21. Диаграмма переходов пятистабильной ячейки с одновходовым управлением

Таблица 2.45

$x_1 x_2 x_3 x_4 x_5$						
00000	10000	01000	00100	00010	00001	$z_1 z_2 z_3 z_4 z_5$
1 (1)	2 (2)	5	(1)	—	(1)	11000
2 (2)	(2)	3	1	(2)	—	01100
3 (3)	—	(3)	4	2	(3)	00110
4 (4)	(4)	—	(4)	5	3	00011
5 (5)	4	(5)	—	(5)	1	10001

ходные наборы, сопоставленные устойчивым внутренним состояниям (1)—(5), и убедиться непосредственно по табл. 2.45, что такой код является противогоночным. Например, под воздействием входного набора (10000) возможна пара переходов между внутренними состояниями 1→2, 5→4. Для этой пары найдутся две выходные переменные z_2 и z_5 , которые развязывают указанные переходы. Так, при переходе 1→2 переменная z_2 сохраняет единичное, а при переходе 5→4 — нулевое значение. Аналогичную проверку можно провести для всей таблицы переходов. Однако, как и в двух предыдущих примерах, автомат, представленный этой таблицей переходов, имеет состязания между выходными переменными. Например, при переходе из внутреннего состояния (1) во внутреннее состояние (2) под воздействием входного набора (10000) выходной набор (11000) сменяется выходным набором (01100). При этом на выходе автомата могут кратковременно появиться наборы (01000) и (11100). Для устранения такого вида состязаний потребуем, чтобы каждый переход от одного (исходного) выходного набора к другому (конечному), указанный в таблице переходов, проходил только через один набор, соседний с исходным и конечным наборами и содержащий одну единицу и четыре нуля. Так, для рассмотренного выше перехода между выходными наборами допустимо лишь кратковременное появление в переходе соседнего набора (01000). По табл. 2.45 для всех переходов между внутренними состояниями можно найти пять различных соседних наборов требуемого вида. Эти наборы сопоставим пяти новым внутренним состояниям автомата, рассматривая найденные наборы как наборы значений промежуточных переменных y_1, \dots, y_5 . Преобразуем нормальную таблицу переходов 2.45, введя в нее пять внутренних состояний 6—10, неустойчивых при всех входных наборах, представленных табл. 2.45, и потребуем, чтобы каждый переход из одного внутреннего состояния в другое, указанный в этой таблице, проходил через одно вновь введенное внутреннее состояние, такое, которому сопоставлен набор значений промежуточных переменных, соседний с исходным и конечным наборами зна-

Таблица 2.46

$x_1x_2x_3x_4x_5$						
00000	10000	01000	00100	00010	00001	$y_1y_2y_3y_4y_5$
1 (1), 11000	6, 01000	10, 10000	(1), 11000	—	(1), 11000	11000
2 (2), 01100	(2), 01100	7, 00100	6, 01000	(2), 01100	—	01100
3 (3), 00110	—	(3), 00110	8, 00010	7, 00100	(3), 00110	00110
4 (4), 00011	(4), 00011	—	(4), 00011	9, 00001	8, 00010	00011
5 (5), 10001	9, 00001	(5), 10001	—	(5), 10001	10, 10000	10001
6 —	2, 01100	—	1, 11000	—	—	01000
7 —	—	—	—	2, 01100	—	00100
8 —	—	—	4, 00011	—	3, 00110	00010
9 —	4, 00011	3, 00110	—	5, 10001	—	00001
10 —	—	5, 10001	—	—	1, 11000	10000

чений переменных y_1, \dots, y_5 и содержащий ровно одну единицу. В результате получим таблицу переходов, представляющую автомат с 10 внутренними состояниями, не являющуюся нормальной таблицей переходов (табл. 2.46). В этой таблице, например, указан переход под воздействием входного набора (10000) из внутреннего состояния (1), устойчивого при входном наборе (00000), сначала во внутреннее состояние 6, неустойчивое при входном наборе (10000) и представленное набором значений промежуточных переменных (01000), а затем во внутреннее состояние (2), устойчивое при входном наборе (10000). Подобным способом определены и остальные значения функций переходов и выходов автомата. Очевидно, при этом не нарушается требование противоположного кодирования, так как всем внутренним состояниям автомата, связанным переходом, сопоставлены соседние наборы значений промежуточных переменных.

На основе табл. 2.46 строим структурную таблицу (табл. 2.47), а затем находим простые импликанты, покрывающие интервалы переходов между нулевыми наборами функций $Y_1 = Z_1, \dots, Y_5 = Z_5$ (табл. 2.48—2.52).

Кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций Z_1, \dots, Z_5 имеют вид

$$Z_1 = x_1 \vee z_3 \vee z_4,$$

$$Z_2 = x_2 \vee z_4 \vee z_5,$$

$$Z_3 = x_3 \vee z_1 \vee z_5,$$

$$Z_4 = x_4 \vee z_1 \vee z_2,$$

$$Z_5 = x_5 \vee z_2 \vee z_3.$$

Таблица 2.47

Переход	x_1	x_2	x_3	x_4	x_5	y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	$Y_1=Z_1, Y_2=Z_2, Y_3=Z_3, Y_4=Z_4, Y_5=Z_5$				
1 (1)→(1)	0	0	0	0	—	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0
2 (1)→(1)	0	0	—	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0
3 (2)→(2)	—	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0
4 (2)→(2)	0	0	0	—	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0
5 (3)→(3)	0	—	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0
6 (3)→(3)	0	0	0	0	—	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0
7 (4)→(4)	0	0	—	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1
8 (4)→(4)	—	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1
9 (5)→(5)	0	0	0	—	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1
10 (5)→(5)	0	—	0	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1
11 (1)→6	1	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0
12 6→(2)	1	0	0	0	0	0	1	—	0	0	0	1	1	0	0
13 (5)→9	1	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1
14 9→(4)	1	0	0	0	0	0	0	0	—	1	0	0	0	1	1
15 (2)→7	0	1	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0	0
16 7→(3)	0	1	0	0	0	0	0	1	—	0	0	0	1	1	0
17 (1)→10	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	0
18 10→(5)	0	1	0	0	0	1	0	0	0	—	1	0	0	0	1
19 (3)→8	0	0	1	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0
20 8→(4)	0	0	1	0	0	0	0	0	1	—	0	0	0	1	1
21 (2)→6	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0
22 6→(1)	0	0	1	0	0	—	1	0	0	0	1	1	0	0	0
23 (4)→9	0	0	0	1	0	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1
24 9→(5)	0	0	0	1	0	—	0	0	0	1	1	0	0	0	1
25 (3)→7	0	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0
26 7→(2)	0	0	0	1	0	0	—	1	0	0	0	1	1	0	0
27 (5)→10	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0
28 10→(1)	0	0	0	0	1	1	—	0	0	0	1	1	0	0	0
29 (4)→8	0	0	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0
30 8→(3)	0	0	0	0	1	0	0	—	1	0	0	0	1	1	0

Таблица 2.48

$$Y_1 = Z_1$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	2
3	$y_3, \bar{x}_3\bar{y}_1y_2, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1$
4	$y_3, \bar{x}_3\bar{y}_1y_2, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5$
5	$y_3, y_4, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2$
6	$y_3, y_4, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2$
7	$y_4, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_5$
8	$y_4, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_5$
11	x_1

Окончание таблицы 2.48

1	2
12	$x_1, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{y}_1y_2, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5$
13	x_1
14	$x_1, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1y_5$
15	$y_3, x_2\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5$
16	$y_3, x_2\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1y_2, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_5$
19	$y_3, y_4, x_3\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_5, \bar{x}_2\bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_5$
20	$y_4, x_3\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2$
21	y_3
23	y_4
25	$y_3, y_4, x_4\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5, \bar{x}_2\bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_5$
26	$y_3, x_4\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5$
29	$y_4, x_5\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1y_5$
30	$y_4, x_5\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{x}_4\bar{y}_1, \bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_5, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_5$

Таблица 2.49

$$\bar{Y}_2 = \bar{Z}_2$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
5	$y_4, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_2y_3$
6	$y_4, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_2y_3$
7	$y_4, y_5, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_3$
8	$y_4, y_5, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_3$
9	$y_5, \bar{x}_5y_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3$
10	$y_5, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_5y_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3$
13	$y_5, x_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_5y_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3$
14	$y_5, x_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_3$
15	x_2
16	$x_2, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_2y_3$
17	x_2
18	$x_2, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_5y_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3$
19	$y_4, x_3\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_2y_3$
20	$y_4, x_3\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{x}_5\bar{y}_2, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_3$
23	$y_4, y_5, x_4\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_3$
24	$y_5, x_4\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3$
25	y_4
27	y_5
29	$y_4, y_5, x_5\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2, \bar{y}_1\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{x}_3\bar{y}_1\bar{y}_3$
30	$y_4, x_5\bar{y}_1, \bar{x}_4\bar{y}_1\bar{y}_2$

Таблица 2.50

$$\bar{Y}_3 = \bar{Z}_3$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$y_1, \bar{x}_1y_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
2	$y_1, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_1y_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
7	$y_5, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_5y_2\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_3y_4$
8	$y_5, \bar{x}_5y_2\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_3y_4$
9	$y_1, y_5, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_2\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
10	$y_1, y_5, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_5y_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{y}_2\bar{y}_3\bar{y}_4$
11	y_1
13	$y_1, y_5, x_1\bar{y}_2, \bar{x}_2\bar{x}_4\bar{y}_2\bar{y}_4, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_2\bar{y}_3\bar{y}_4$
14	$y_5, x_1\bar{y}_2, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3$
17	$y_1, x_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_1y_2\bar{y}_3$
18	$y_1, x_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_2\bar{y}_3\bar{y}_4$
19	x_3
20	$x_3, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_3y_4$
21	x_3
22	$x_3, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_1y_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
23	$y_5, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, x_4\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{x}_5\bar{y}_3y_4$
24	$y_5, x_4\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{x}_5\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_5\bar{y}_2\bar{y}_3, \bar{y}_2\bar{y}_3\bar{y}_4$
27	$y_1, y_5, x_5\bar{y}_4, \bar{y}_2\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{x}_4\bar{y}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
28	$y_1, x_5\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
29	y_5

Таблица 2.51

$$\bar{Y}_4 = \bar{Z}_4$$

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$y_1, y_2, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5, \bar{y}_3\bar{y}_4\bar{y}_5$
2	$y_1, y_2, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5, \bar{y}_3\bar{y}_4\bar{y}_5$
3	$y_2, \bar{x}_2y_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5$
4	$y_2, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_2y_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5$
9	$y_1, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_4y_5$
10	$y_1, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_4y_5$
11	$y_1, y_2, x_1\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{x}_5\bar{y}_3\bar{y}_5, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5, \bar{y}_3\bar{y}_4\bar{y}_5$
12	$y_2, x_1\bar{y}_5, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5$
13	y_1
15	y_2
17	$y_1, y_2, x_2\bar{y}_3, \bar{y}_3\bar{y}_4\bar{y}_5, \bar{x}_3\bar{x}_5\bar{y}_3\bar{y}_5, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
18	$y_1, x_2\bar{y}_3, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4$
21	$y_2, x_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_2y_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5$
22	$y_2, x_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5, \bar{y}_3\bar{y}_4\bar{y}_5$
23	x_4
24	$x_4, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_4y_5$
25	x_4
26	$x_4, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_2y_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5$
27	$y_1, x_5\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_4y_5$
28	$y_1, x_5\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{x}_2\bar{y}_4, \bar{x}_1\bar{y}_3\bar{y}_4, \bar{x}_2\bar{y}_4\bar{y}_5, \bar{y}_3\bar{y}_4\bar{y}_5$

Таблица 2.52

$Y_5 = Z_5$	
Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$y_2, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_2 y_1 \bar{y}_5, \bar{x}_2 y_4 \bar{y}_5$
2	$y_2, \bar{x}_2 y_1 y_5, \bar{x}_2 y_4 y_5$
3	$y_2, y_3, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_3 y_1 \bar{y}_5, \bar{x}_2 y_4 \bar{y}_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4 \bar{y}_5$
4	$y_2, y_3, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_3 y_1 y_5, \bar{x}_2 y_4 y_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4 y_5$
5	$y_3, \bar{x}_3 y_1 \bar{y}_5, \bar{x}_3 y_4 \bar{y}_5$
6	$y_3, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_3 y_1 y_5, \bar{x}_3 y_4 y_5$
11	$y_2, x_1 y_5, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_2 y_1 y_5, \bar{x}_2 y_4 y_5$
12	$y_2, x_1 y_5, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_2 y_4 y_5, \bar{x}_3 y_1 y_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4 y_5$
15	$y_2, y_3, x_2 y_1, \bar{x}_3 y_1 y_5, x_1 \bar{x}_4 y_1 y_4, \bar{y}_1 \bar{y}_4 y_5$
16	$y_3, x_2 y_1, \bar{x}_3 y_1 y_5$
17	y_2
19	y_3
21	$y_2, y_3, x_3 y_4, \bar{x}_2 y_4 y_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4 y_5, \bar{x}_1 \bar{x}_4 y_1 y_4$
22	$y_2, x_3 y_4, \bar{x}_2 y_4 y_5$
25	$y_3, x_4 y_5, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_3 y_1 y_5, \bar{x}_3 y_4 y_5$
26	$y_3, x_4 y_5, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_2 y_4 y_5, \bar{x}_3 y_1 y_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4 y_5$
27	x_5
28	$x_5, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_2 y_1 y_5, \bar{x}_2 y_4 y_5$
29	x_5
30	$x_5, \bar{x}_2 \bar{x}_3 y_5, \bar{x}_3 y_1 y_5, \bar{x}_3 y_4 y_5$

Пятистабильная ячейка, устойчивая к состязаниям всех видов и построенная на элементах ИЛИ—НЕ (рис. 2.22), описывается выражениями

$$Z_1 = \overline{x_1 \vee z_3 \vee z_4}, \quad Z_4 = \overline{x_4 \vee z_1 \vee z_2},$$

$$Z_2 = \overline{x_2 \vee z_4 \vee z_5}, \quad Z_5 = \overline{x_5 \vee z_2 \vee z_3}.$$

$$Z_3 = \overline{x_3 \vee z_1 \vee z_5},$$

Пятистабильную ячейку полученного вида называют пятистабильным триггером с одновходовым управлением, работающим в режиме последовательного переключения [3].

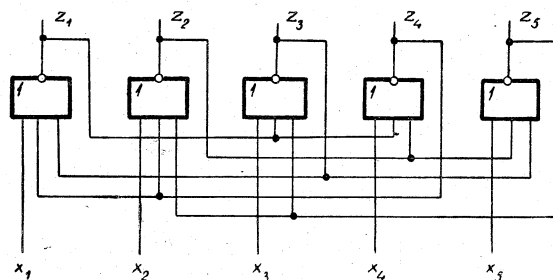


Рис. 2.22. Схема пятистабильной ячейки с одновходовым управлением

СИНТЕЗ АСИНХРОННЫХ АВТОМАТОВ НА ОСНОВЕ КОМПОЗИЦИОННОЙ МОДЕЛИ

Как было показано в предыдущей главе, дискретные устройства автоматики описываются структурной моделью — асинхронным автоматом и методы теории конечных автоматов могут применяться для их проектирования и анализа поведения. Такие устройства автоматики, как пересчетные схемы, многостабильные устройства, распределители, регистры сдвига и т. д., описываются конечными автоматами, имеющими большое число внутренних состояний, причем с увеличением числа выходных сигналов устройств число внутренних состояний резко возрастает. Попытка произвести логическое проектирование сложного дискретного устройства, рассматриваемого как один автомат, наталкивается на серьезные трудности вычислительного характера. Это приводит к тому, что синтез автоматов без применения вычислительных машин зачастую становится невозможным. На практике же проектируемое устройство представляют в виде композиции узлов, включающей набор стандартных устройств, и схемы, управляющей работой этих устройств. В терминах теории конечных автоматов это означает, что синтезируемый автомат A представляется в виде композиции нескольких автоматов, содержащей управляющий автомат (УА) и ряд автоматов, структура и алгоритм функционирования которых считаются заданными. Синтез автомата в данном случае сводится к синтезу УА, который имеет существенно меньше состояний, чем автомат в целом.

При таком подходе к синтезу сложных автоматов преследуется цель не только упростить сам процесс синтеза, но и максимально использовать стандартные отработанные схемы для построения нового автомата. Задача выбора стандартных схем, наиболее подходящих для построения заданного устройства, сложна и ее рассмотрение выходит за рамки книги. Заметим лишь, что при решении этой задачи, вероятно, не следует исключать соображения, которыми руководствуется опытный инженер, подбирая узлы для построения сложного дискретного устройства. В даль-

нейшем будем считать, что такой выбор уже сделан. Настоящая глава посвящена изучению методов синтеза сложных автоматов на основе композиции нескольких автоматов [14—16].

3.1. КОМПОЗИЦИЯ АВТОМАТОВ

Ограничимся случаем, когда композиция автоматов включает только асинхронные автоматы (рис. 3.1), причем подавтоматы A_1, \dots, A_p могут быть связаны между собой лишь через УА. Выходы подавтоматов являются выходами всего автомата и одновременно входами УА, на который, кроме того, поступают внешние входные сигналы x_1, \dots, x_n .

Поскольку все автоматы являются асинхронными, то любой сигнал e_{11}, \dots, e_{pwp} ; Q_{11}, \dots, Q_{plp} изменяется не более одного раза в ответ на изменение внешних входных сигналов x_1, \dots, x_n .

Примем, что функционирование во времени асинхронного автомата A , представленного данной композицией, происходит следующим образом. Пусть в некоторый начальный момент времени все автоматы находятся в устойчивых внутренних состояниях. В ответ на изменение внешних входных сигналов x_1, \dots, x_n УА изменяет значения некоторых сигналов e_{11}, \dots, e_{pwp} . Эти переключения вызывают изменения выходных сигналов Q_{11}, \dots, Q_{plp} , необходимые для установления нового состояния выхода автомата A . Выходные сигналы e_{11}, \dots, e_{pwp} УА не изменяются при переключении на его входах Q_{11}, \dots, Q_{plp} . Автоматы УА, A_1, \dots, A_p переходят в устойчивые состояния, и лишь после этого возможны новые изменения внешних входных сигналов.

Будем считать, что подавтоматы A_1, \dots, A_p устойчивы к состязаниям всех видов, в том числе к состязаниям между входными переменными. Иначе говоря, если для установления нужного состояния выхода подавтомата A_i требуется изменить зна-

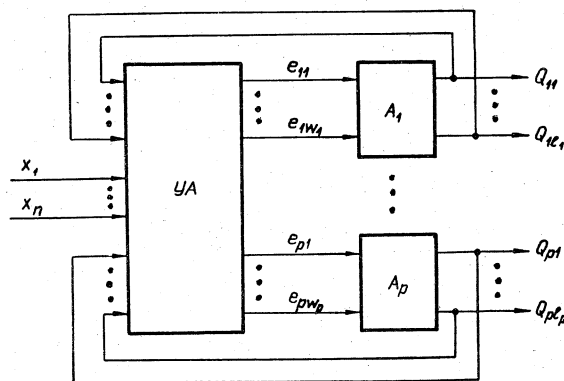


Рис. 3.1. Представление синтезируемого автомата в виде композиции управляющего автомата (УА) и подавтоматов A_1, \dots, A_p

чения нескольких входных переменных одновременно, то он переходит в соответствующее внутреннее состояние, при этом значения его выходных сигналов изменяются только раз. В случае, когда последовательность $E_i^1 \rightarrow E_i^2$ состояний входа E_i^1 и E_i^2 подавтомата A_i может вызвать состязания между входными переменными, будем требовать, чтобы УА не генерировал таких переключений на входе подавтомата A_i . Например, для бистабильной ячейки переключение $(11) \rightarrow (00)$ происходит с состязаниями, т. е. приводит к неопределенному переходу. Данную ячейку можно использовать в качестве подавтомата A_i при условии, что УА не производит данного переключения.

Возможны различные предположения о соотношении временных параметров УА и подавтоматов A_1, \dots, A_p . Предположение, что подавтоматы A_1, \dots, A_p обладают существенно меньшим быстродействием, чем УА (например, из-за наличия элементов задержки), позволяет произвести синтез всего автомата A путем синтеза УА в последовательности, изложенной в гл. 2. При составлении таблицы переходов УА обратные связи с выходов подавтоматов можно условно разорвать и рассматривать их как равноценные входы УА, поскольку изменения сигналов в обратных связях возможны только после окончания переходного процесса в УА.

Однако нашей целью является построение асинхронного автомата A из однотипных логических элементов без использования специальных элементов задержки, поэтому в дальнейшем не будем принимать такого предположения, т. е. будем считать, что все автоматы в рассматриваемой композиции (рис. 3.1) обладают быстродействием одного порядка. В этом случае при синтезе асинхронного УА возникает ряд особенностей, которые рассматриваются в следующих параграфах главы.

3.2. СОСТЯЗАНИЯ В КОМПОЗИЦИИ АСИНХРОННЫХ АВТОМАТОВ

Как указывалось ранее, в композиции асинхронных автоматов (рис. 3.1) подавтоматы A_1, \dots, A_p должны быть устойчивы к состязаниям всех видов. Поэтому обеспечение устойчивости композиции асинхронных автоматов сводится к устранению состязаний в УА. Напомним, что состязания в асинхронном автомате разделяются на логические и функциональные. Логические состязания устраняются на этапе построения структурных формул. Функциональные состязания можно разделить на состязания между переменными:

- x_1, \dots, x_n ,
- y_1, \dots, y_k ,

- в) x_1, \dots, x_n и y_1, \dots, y_k ,
 г) Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} ,
 д) x_1, \dots, x_n и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} ,
 е) y_1, \dots, y_k и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} ,

где y_1, \dots, y_k — промежуточные переменные УА.

Как и раньше, будем требовать, чтобы состязания между входными переменными x_1, \dots, x_n отсутствовали, например, принимая, что в любой момент времени изменяется лишь один внешний входной сигнал. Для устранения состязаний между y_1, \dots, y_k необходимо, чтобы эти переменные своими значениями образовали противогоночный код внутренних состояний УА. Существенные состязания (состязания между переменными x_1, \dots, x_n и y_1, \dots, y_k) будем устранять без использования элементов задержки методом, изложенным в § 2.8, принимая предположение о нулевых задержках в соединительных линиях. Этот же метод будем применять для устранения состязаний между переменными x_1, \dots, x_n и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} , если они возможны.

Условия для появления состязаний между переменными Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} существуют лишь тогда, когда УА в ответ на изменение входных сигналов x_1, \dots, x_n должен изменить значения нескольких выходных сигналов всего автомата. Согласно условиям функционирования композиции автоматов, выходные сигналы УА должны изменяться лишь в ответ на изменения внешних входных сигналов x_1, \dots, x_n и оставаться неизменными при последующем изменении сигналов Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Предположим, в УА, удовлетворяющем этим условиям, имеются состязания между переменными Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Из этого предположения следует возможность существования такого набора значений этих переменных, обусловленного неодновременностью их изменений, который вызывает изменение состояния выхода УА, что противоречит условиям его функционирования. Таким образом, в УА отсутствуют состязания между переменными Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Рассмотрим возможности устранения состязаний между переменными y_1, \dots, y_k и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Ликвидировать условия для возникновения данных состязаний можно, запретив одновременные изменения сигналов y_1, \dots, y_k и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Если УА построен таким образом, что согласно его таблице переходов состояние выхода E изменяется только при неизменном внутреннем состоянии, а переходы между внутренними состояниями не вызывают такого изменения состояния выхода E , которому соответствуют переключения сигналов Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} , то сигналы y_1, \dots, y_k и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} не будут изменяться одновременно. Эту ситуацию можно проиллюстрировать на фрагменте таблицы переходов УА (табл. 3.1).

Таблица 3.1

		$x_i Q_j$				
		11	10	00	01	y_k
1	$2, E_3$	$(1), E_1$	$(1), E_2$	$(1), E_2$	0	
2	$(2), E_3$	—	—	—	1	

Таблица 3.2

		$x_i Q_j$				
		11	10	00	01	y_k
1	—	$(1), E_1$	$2, E_1$	—	0	
2	$3, E_3$	—	$(2), E_2$	$(2), E_2$	1	
3	$(3), E_3$	—	—	—	—	

Пусть в начальном состоянии (x_1) $Q_j=0$, а $x_i=1$. Изменение $x_i: 1 \rightarrow 0$ порождает такое состояние E_2 , при котором $Q_j=1$. Состояние выхода E_3 не вызывает изменения Q_j . Из табл. 3.1 следует, что в УА невозможны состязания между y_k и Q_j . Если же для данных переключений в таблице переходов имеется фрагмент, приведенный в табл. 3.2, т. е. переход $x_1 \rightarrow x_2$ приводит к изменению $E_1 \rightarrow E_2$, то запретить одновременные изменения сигналов y_k и Q_j возможно, доопределяя значение функции выхода для неустойчивого состояния (00, x_1) предыдущим состоянием выхода E_1 . В этом случае Q_j изменяется лишь после того, как сигнал y_k

установится в единицу. Естественно, что платой за устранение этих состязаний является снижение быстродействия автомата А.

Другая возможность устранения состязаний между сигналами y_1, \dots, y_k и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} без снижения быстродействия автомата состоит в следующем. Допустим, что изменения сигналов e_{11}, \dots, e_{pw_p} и, соответственно, выходных сигналов Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} могут происходить одновременно с изменениями y_1, \dots, y_k . Иными словами, во время перехода $x_1 \rightarrow x_2$ автомата А допускается произвольный порядок изменения значений переменных y_1, \dots, y_k ; Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Наборы значений этих переменных образуют код внутренних состояний автомата А, т. е. они являются промежуточными переменными (подавтоматы A_1, \dots, A_p можно рассматривать как некоторые элементы памяти автомата А). Тогда в соответствии с § 2.6 для устранения этих состязаний в асинхронном автомате А достаточно потребовать, чтобы для любой пары переходов $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$, происходящих при одном входном наборе, существовала развязывающая переменная, т. е. чтобы было справедливо

$$y_i^1 = y_i^2 \neq y_i^3 = y_i^4 \text{ или } Q_{bc}^1 = Q_{bc}^2 \neq Q_{bc}^3 = Q_{bc}^4, \\ 1 \leq i \leq k, 1 \leq b \leq p, 1 \leq c \leq l_b. \quad (3.1)$$

Условия (3.1) являются условиями отсутствия гонок в композиции асинхронных автоматов при произвольном порядке из-

менения значений промежуточных переменных. Эти условия следует использовать в случаях, когда нет информации о том, в какой последовательности могут изменяться сигналы y_1, \dots, y_k , Q_{11}, \dots, Q_{p1_p} . Возможность получения такой информации появляется, если выходные переменные e_{11}, \dots, e_{pw_p} УА использовать в качестве промежуточных y_1, \dots, y_k . В следующем параграфе рассмотрим этот случай.

3.3. КОМПОЗИЦИОННАЯ МОДЕЛЬ АСИНХРОННОГО АВТОМАТА

Представим синтезируемый автомат A композицией асинхронного УА и p подавтоматов A_1, \dots, A_p . Примем, что все выходы УА соединены с его входами, т. е. выходные переменные e_{11}, \dots, e_{pw_p} являются одновременно и промежуточными переменными (рис. 3.2). По-прежнему считаем, что для каждого подавтомата известны закон функционирования и его схема, причем схема свободна от состязаний всех видов. Такую структуру автомата A назовем *композиционной моделью*. Выясним, какие типы состязаний возникают в схеме, полученной на основе этой модели, и каким образом их можно устранить. Исследуем вначале частный случай — композиционную модель с одним подавтоматом (рис. 3.3).

В соответствии с принятыми выше правилами функционирования УА значения его выходных сигналов e_1, \dots, e_w не изменяются в ответ на смену значений сигналов Q_1, \dots, Q_l . Для данной модели это означает, что в таблице переходов УА изменение

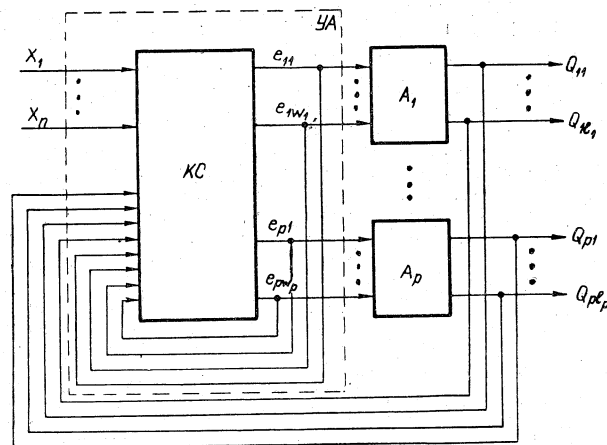


Рис. 3.2. Композиционная модель асинхронного автомата

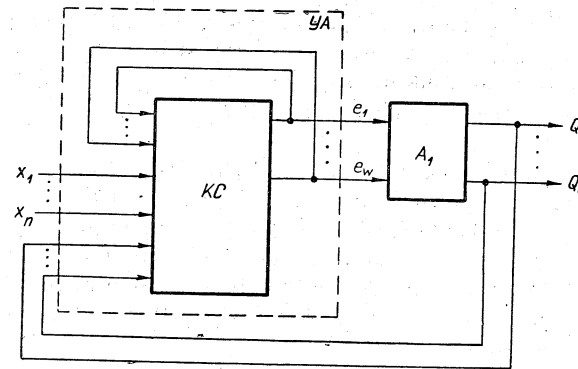


Рис. 3.3. Композиционная модель с одним подавтоматом

входных сигналов Q_1, \dots, Q_l не вызывает смены внутреннего состояния, т. е. УА остается в устойчивом состоянии. Следовательно, в УА состязания между Q_1, \dots, Q_l также отсутствуют. Заметим, что УА при этом представлен таблицей переходов (диаграммой переходов) модели Мура.

Для анализа состязаний между переменными e_1, \dots, e_w и Q_1, \dots, Q_l рассмотрим переходный процесс, происходящий в схеме модели при переключении внешнего входного сигнала x_i , которое вызывает изменение сигнала e_j . Такое изменение приводит к установлению нового значения сигнала Q_m . Как следует из временной диаграммы (рис. 3.4), новое значение e_j воспримется комбинационной схемой КС на τ_{A_1} единиц времени раньше, чем изменение сигнала Q_m . По аналогии с существенными состязаниями (см. § 2.8) можно считать, что при нулевых задержках в

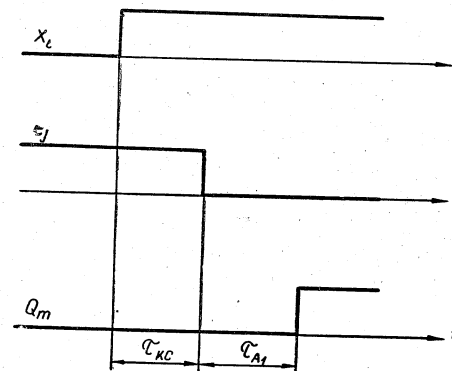


Рис. 3.4. Временная диаграмма переходного процесса. τ_{KC} — величина задержки комбинационной схемы управляющего автомата; τ_{A_1} — время реакции подавтомата A_1

соединительных линиях и отсутствии инверторов для образования \bar{e}_j сигнал e_j всегда выиграет состязание у сигнала Q_m . По этой причине в схеме композиционной модели с одним подавтоматом состязания между сигналами e_1, \dots, e_w и Q_1, \dots, Q_l отсутствуют.

Что касается состязаний между переменными e_1, \dots, e_w , то они отсутствуют при произвольном порядке их изменения, если для любой пары переходов существует развязывающая переменная e_i . Наличие такой переменной может быть установлено по таблице переходов УА. Таким образом, синтез устойчивого УА может быть произведен на основе таблицы переходов УА, которая составляется в предположении, что сигналы Q_1, \dots, Q_l являются дополнительными входными сигналами наряду с внешними — x_1, \dots, x_n . В общем случае, когда выходных переменных e_1, \dots, e_w не хватает для развязывания всех пар переходов в таблице переходов УА, потребуется ввести дополнительные промежуточные переменные y_1, \dots, y_h по методу, изложенному в § 2.6. Это не выводит синтезируемый автомат за рамки композиционной модели.

Пусть в композиционной модели имеется p подавтоматов (рис. 3.2). Как следует из вышеизложенного, в данном случае отсутствуют состязания между сигналами Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} и состязания между e_{i1}, \dots, e_{iw_i} и Q_{i1}, \dots, Q_{il_i} , т. е. состязания между входными и выходными сигналами подавтомата A_i ($p \geq i \geq 1$). Таким образом, одновременное изменение сигналов Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} и e_{11}, \dots, e_{pw_p} невозможно при условии, что в ответ на любое изменение внешних входных сигналов x_1, \dots, x_n должны изменяться значения входных сигналов только одного подавтомата. Синтез УА выполняется при этом на основе таблицы переходов, которая составляется так же, как и для УА с одним подавтоматом на выходе.

При практическом синтезе УА будем пользоваться следующим *правилом*: если по условиям работы синтезируемого автомата A в любом переходе требуется изменить значения выходных сигналов только одного подавтомата, то значения входных сигналов остальных подавтоматов следует оставлять неизменными. Заметим, что данное правило нужно рассматривать как рекомендацию. Соблюдение его предотвращает появление состязаний между входными сигналами одного подавтомата и выходными — другого подавтомата. Тем самым отпадает необходимость в анализе состязаний данного типа и принятии мер для их устранения, благодаря чему упрощается процесс синтеза УА.

3.4. УСЛОВИЯ ПРАВИЛЬНОГО КОДИРОВАНИЯ ДЛЯ КОМПОЗИЦИОННОЙ МОДЕЛИ

Рассмотрим ситуацию, когда требуется произвести одновременное изменение выходных сигналов различных подавтоматов в ответ на смену набора значений внешних входных переменных x_1, \dots, x_n . В данном случае возникают условия состязаний между переменными e_{11}, \dots, e_{pw_p} и Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Эти состязания будем называть гонками, считая что все переменные e_{11}, \dots, e_{pw_p} , Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} являются промежуточными. Предположим, что задан список всех пар переходов между внутренними состояниями автомата A , происходящих при одном и том же состоянии входа, определяемом набором значений внешних входных сигналов x_1, \dots, x_n . Если для каждой пары переходов найдется развязывающая переменная e или Q , то из условий 3.1 следует, что гонки в композиционной модели автомата отсутствуют. Однако условия 3.1 не являются необходимыми условиями правильного кодирования для композиционной модели. Это обусловлено тем, что изменение промежуточных переменных в автомате A частично упорядочено: для каждого подавтомата A_i сигналы e_{i1}, \dots, e_{iw_i} всегда изменяются раньше, чем сигналы Q_{i1}, \dots, Q_{il_i} . Учет указанного свойства позволяет выявить дополнительные условия правильного кодирования [16].

Покажем, что в композиционной модели гонки отсутствуют тогда и только тогда, когда для любой пары переходов $\kappa_1 \rightarrow \kappa_2$, $\kappa_3 \rightarrow \kappa_4$ ($\kappa_2 \neq \kappa_4$) имеется хотя бы один подавтомат A_i , такой, что его входные e_{i1}, \dots, e_{iw_i} и выходные Q_{i1}, \dots, Q_{il_i} переменные, где $l_i \geq a, b, c, d \geq 1, w_i \geq g, f, h, v \geq 1$, удовлетворяют следующим четырем условиям:

- 1) $Q_{ia}^1 \neq Q_{ia}^3$ или $e_{ig}^1 = e_{ig}^2 \neq e_{ig}^3 = e_{ig}^4$,
- 2) $Q_{ib}^1 \neq Q_{ib}^3 = Q_{ib}^4$ или $e_{if}^1 \neq e_{if}^2 = e_{if}^4$,
- 3) $Q_{ic}^3 \neq Q_{ic}^1 = Q_{ic}^2$ или $e_{ih}^2 \neq e_{ih}^3 = e_{ih}^4$,
- 4) $Q_{id}^1 = Q_{id}^2 \neq Q_{id}^3 = Q_{id}^4$ или $e_{iv}^2 \neq e_{iv}^4$.

(3.2)

Эти условия будем называть *условиями правильного кодирования* для композиционной модели. Поскольку порядок изменения выходных сигналов подавтоматов в композиционной модели может быть произвольным, достаточно рассмотреть случай, когда в ответ на изменение входного набора изменяются выходные и соответственно входные сигналы двух подавтоматов A_1 и A_2 .

Вначале убедимся в том, что если справедливы условия (3.2), то множество состояний, имеющих место в первом переходе

$\kappa_1 \rightarrow \kappa_2$, не пересекается с множеством состояний во втором переходе $\kappa_3 \rightarrow \kappa_4$, т. е. убедимся в том, что гонки отсутствуют.

Внутреннее состояние представим набором (E, λ) , в котором E — набор значений переменных e_{11}, \dots, e_{pw_p} , а λ — набор значений переменных Q_{11}, \dots, Q_{pl_p} . Состояние входа и выхода подавтоматов A_1 и A_2 обозначим соответственно через $(E_1 E_2)$ и $(\lambda_1 \lambda_2)$. Состояние κ_1 условимся представлять набором $(E_1^1 E_2^1 \lambda_1^1 \lambda_2^1)$, а пару переходов записывать следующим образом:

$$(E_1^1 E_2^1 \lambda_1^1 \lambda_2^1) \rightarrow (E_1^2 E_2^2 \lambda_1^2 \lambda_2^2), \quad (E_1^3 E_2^3 \lambda_1^3 \lambda_2^3) \rightarrow (E_1^4 E_2^4 \lambda_1^4 \lambda_2^4).$$

Множества неустойчивых состояний для этих переходов отобразим с помощью строк табл. 3.3. В ней первые четыре строки относятся к переходу $(E_1^1 E_2^1 \lambda_1^1 \lambda_2^1) \rightarrow (E_1^2 E_2^2 \lambda_1^2 \lambda_2^2)$, а остальные — ко второму переходу. Здесь через $[E_i^1, E_i^2]$ и $[\lambda_i^1, \lambda_i^2]$ обозначены множества состояний, имеющих место при смене состояния E_i^1 на E_i^2 и λ_i^1 на λ_i^2 соответственно. В строках 1 и 5 записаны множества состояний, в которых может находиться автомат A при изменении значений переменных e_{11}, \dots, e_{2w_2} , а в строках 4 и 8 — при изменении значений переменных Q_{11}, \dots, Q_{2l_2} . Строки 2 и 6 отражают тот случай, когда подавтомат A_1 срабатывает раньше подавтомата A_2 . Противоположный случай, когда значения выходных переменных подавтомата A_2 изменяются раньше, чем у подавтомата A_1 , представлен с помощью строк 3 и 7.

Таблица 3.3

	Состояния			
	Вход A_1	Выход A_1	Вход A_2	Выход A_2
1	$[E_1^1, E_1^2]$	λ_1^1	$[E_2^1, E_2^2]$	λ_2^1
2	E_1^2	$[\lambda_1^1, \lambda_1^2]$	$[E_2^1, E_2^2]$	λ_2^1
3	$[E_1^1, E_1^2]$	λ_1^1	E_2^2	$[\lambda_2^1, \lambda_2^2]$
4	E_1^2	$[\lambda_1^1, \lambda_1^2]$	E_2^2	$[\lambda_2^1, \lambda_2^2]$
5	$[E_1^3, E_1^4]$	λ_1^3	$[E_2^3, E_2^4]$	λ_2^3
6	E_1^4	$[\lambda_1^3, \lambda_1^4]$	$[E_2^3, E_2^4]$	λ_2^3
7	$[E_1^3, E_1^4]$	λ_1^3	E_2^4	$[\lambda_2^3, \lambda_2^4]$
8	E_1^4	$[\lambda_1^3, \lambda_1^4]$	E_2^4	$[\lambda_2^3, \lambda_2^4]$

Сравним строки 1 и 5. Записанные в них множества не пересекаются, если: $[E_1^1, E_1^2] \cap [E_1^3, E_1^4] = \emptyset$, или $\lambda_1^1 \neq \lambda_1^3$, или $[E_2^1, E_2^2] \cap [E_2^3, E_2^4] = \emptyset$, или $\lambda_2^1 \neq \lambda_2^3$. Множество $[E_i^1, E_i^2]$ не пересекается с множеством $[E_i^3, E_i^4]$ при произвольном порядке изменения значений переменных e_{11}, \dots, e_{iw_i} лишь в том случае, когда среди последних существует развязывающая переменная e_{ig} , т. е. такая, что $e_{ig}^1 = e_{ig}^2 \neq e_{ig}^3 = e_{ig}^4$. При $Q_{ia}^1 \neq Q_{ia}^3$ справедливо $\lambda_i^1 \neq \lambda_i^3$, где Q_{ia} — переменная из множества переменных Q_{11}, \dots, Q_{il_i} . Первое из условий (3.2) выполняется, по крайней мере, для одного из подавтоматов A_i , чем и обеспечивается непересечение множеств пары строк 1 и 5. Сравнив строки 1—4 со строками 5—8, убедимся, что если справедливо (3.2), то множества неустойчивых состояний данной пары переходов не пересекаются. Таким образом, условия (3.2) являются достаточными для правильного кодирования внутренних состояний автомата A .

Предположим теперь, что для рассматриваемой пары переходов первое условие (3.2) не выполняется, а гонки отсутствуют. Если гонок нет, то множества состояний для пары переходов не пересекаются.

Следовательно, множества состояний, представленные, например, в строках 1, 5 табл. 3.3, не пересекаются. Данные множества не пересекаются лишь в том случае, когда $\lambda_i^1 \neq \lambda_i^3$ или $[E_i^1, E_i^2] \cap [E_i^3, E_i^4] = \emptyset$ (i равно 1 либо 2). Это возможно, если у подавтомата A_i существует переменная Q_{ia} , такая, что $Q_{ia}^1 \neq Q_{ia}^3$, или переменная e_{ig} , такая, что $e_{ig}^1 = e_{ig}^2 \neq e_{ig}^3 = e_{ig}^4$, что противоречит предположению о невыполнении первого условия (3.2) для обоих подавтоматов. Аналогично убеждаемся в том, что второе — четвертое условия (3.2) должны быть справедливы хотя бы для одного подавтомата. Таким образом, ни одно из четырех условий без нарушения правильности кодирования удалить нельзя.

Предположим, что часть условий (3.2), например первое и второе, выполняются только для подавтомата A_1 , а остальные — только для подавтомата A_2 . Тогда $\lambda_1^1 \neq [\lambda_1^3, \lambda_1^4]$ и $E_1^2 = E_1^4$; $\lambda_2^1 = \lambda_2^3$ и $E_2^2 \neq [E_2^3, E_2^4]$. Пусть гонок в автомате нет.

Из предположения об отсутствии гонок следует, что множества, указанные, например, в строках 2 и 8 табл. 3.3, не пересекаются, т. е. $[\lambda_1^1, \lambda_1^2] \cap [\lambda_1^3, \lambda_1^4] = \emptyset$ или $E_2^4 \neq [E_2^1, E_2^2]$. Если $[\lambda_1^1, \lambda_1^2] \cap [\lambda_1^3, \lambda_1^4] = \emptyset$, то существует развязывающая переменная Q_{1a} и для подавтомата A_1 будут выполнены все четыре условия, а не только первые два. Если же $E_2^4 \neq [E_2^1, E_2^2]$, то в этом случае для подавтомата A_2 справедливы все четыре условия. Таким образом приходим к необходимости того, что все условия должны быть выполнены по крайней мере для одного из подавтоматов.

Можно убедиться в том, что аналогичная ситуация имеет место и для других комбинаций условий.

Из условий правильности кодирования следует, что для пары переходов $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$ подавтомат A_i не может устранять гонки, если $e_{ij}^2 = e_{ij}^4$ для всех $j=1, 2, \dots, w_i$ и $Q_{ia}^1 = Q_{ia}^3$ для всех $a=1, 2, \dots, l_i$.

Условия (3.2) можно представить в виде, более удобном в практическом использовании. Для пары переходов $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$ гонки устраняются подавтоматом A_i , если его переменные удовлетворяют по крайней мере одному из следующих условий:

- 1) $e_{ig}^1 = e_{ig}^2 \neq e_{ig}^3 = e_{ig}^4$;
- 2) $Q_{id}^1 = Q_{id}^2 \neq Q_{id}^3 = Q_{id}^4$;
- 3) $Q_{ib}^1 \neq Q_{ib}^2 = Q_{ib}^3 = Q_{ib}^4$ и $e_{ih}^2 \neq e_{ih}^1 = e_{ih}^3 = e_{ih}^4$;
- 4) $Q_{ic}^3 \neq Q_{ic}^1 = Q_{ic}^2 = Q_{ic}^4$ и $e_{if}^4 \neq e_{if}^1 = e_{if}^2 = e_{if}^3$;
- 5) $Q_{ia}^1 = Q_{ia}^4 \neq Q_{ia}^2 = Q_{ia}^3$, $e_{ih}^2 \neq e_{ih}^1 = e_{ih}^3 = e_{ih}^4$ и $e_{if}^4 \neq e_{if}^1 = e_{if}^2 = e_{if}^3$;
- 6) $Q_{ib}^1 \neq Q_{ib}^3 = Q_{ib}^4 = Q_{ib}^2$, $Q_{ic}^3 \neq Q_{ic}^1 = Q_{ic}^2 = Q_{ic}^4$ и $e_{iv}^1 = e_{iv}^4 \neq e_{iv}^2 = e_{iv}^3$.

(3.3)

В зависимости от типа подавтомата A_i возможны различные случаи выполнения этих условий. Если, например, в качестве подавтомата по каким-либо соображениям выбран элемент задержки, то гонки устраняются лишь при условии, что имеется развязывающая входная или выходная переменная (случаи 1 и 2). Таким образом, условие (2.4) является частным случаем условий (3.2). Для бистабильных ячеек могут выполняться только первые пять условий, так как эта ячейка имеет два входа и один выход (второй выход является инверсией первого) [15].

Воспользуемся графической иллюстрацией условий (3.3) в виде табл. 3.4. Заметим, что в этой таблице любой столбец можно заменить его инверсией. Использование этой таблицы проиллюстрируем на следующих примерах. Пусть внутренние состояния пары $x_1 \rightarrow x_2$, $x_3 \rightarrow x_4$ заданы табл. 3.5. Для подавтоматов A_1 и A_2 не выполняется ни одно из шести условий, что свидетельствует о наличии гонок. Например, если A_2 обладает большим быстродействием, чем A_1 , то в обоих переходах может возникнуть общий набор (000010). Гонки можно устранить, добавляя промежуточную переменную y , развязывающую данную пару переходов. Рассмотрим другой пример (табл. 3.6). Сравнивая табл. 3.4 и 3.6, можно установить, что для подавтомата A_2 выполняется пятое условие. Гонки в данной паре переходов отсутствуют.

Таблица 3.4

	Условия					
	1	2	3	4	5	6
	e	Q	Qe	Qe	Qee	QQe
x_1	0	0	10	00	100	100
x_2	0	0	01	00	010	001
x_3	1	1	00	10	000	011
x_4	1	1	00	01	101	000

Таблица 3.5

	A_1	A_2	y
	$e_{11}e_{12}Q_1$	$e_{21}e_{22}Q_2$	
x_1	0 0 0	0 0 0	0
x_2	1 0 1	0 1 0	0
x_3	0 0 0	0 0 1	1
x_4	0 1 0	0 1 0	1

Таблица 3.6

	A_1	A_2
	$e_{11}e_{12}Q_1$	$e_{21}e_{22}Q_2$
x_1	001	000
x_2	100	011
x_3	001	001
x_4	100	100

3.5. ПРИМЕРЫ СИНТЕЗА

Приведем схему синтеза заданного автомата на основе композиционной модели:

1. Определить внутренние состояния синтезируемого автомата, используя информацию об алгоритмах функционирования всего автомата и заданных подавтоматов.

2. Проверить выполнение условий правильности кодирования (3.2) или (3.3).

3. Построить сжатую таблицу переходов УА модели Мура.

4. Провести синтез УА с устранением всех видов состязаний.

Отметим, что синтез УА на основе таблицы переходов модели Мили приводит к представлению устройства в виде композиции автоматов, а не в виде композиционной модели.

Пример 3.5. 1. Необходимо синтезировать на основе композиционной модели устройство, имеющее один вход S и четыре выхода Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 , первый выход реализовать на бистабильной ячейке, остальные — на трехстабильной ячейке. Наборы зна-

Таблица 3.7

	t					$t+1$				
	C	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	S_1	R	S_2	S_3	S_4
1	1	0	1	0	0	0	—	—	0	0
2	0	0	1	0	0	0	—	0	1	0
3	1	0	0	1	0	0	—	0	—	0
4	0	0	0	1	0	0	—	0	0	1
5	1	0	0	0	1	0	—	0	0	—
6	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0
7	1	1	1	0	0	—	0	—	0	0
8	0	1	1	0	0	—	0	0	1	0
9	1	1	0	1	0	—	0	0	—	0
10	0	1	0	1	0	—	0	0	0	1
11	1	1	0	0	1	—	0	0	0	—
12	0	1	0	0	1	0	1	1	0	0

чений выходных сигналов Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 должны изменяться при $C: 1 \rightarrow 0$ в такой последовательности: (0100), (0010), (0001), (1100), (1010), (1001), (0100),...

Построим вначале вспомогательную таблицу, которую назовем таблицей состояний (табл. 3.7). В этой таблице представлены наборы значений сигналов четырех групп: внешнего входного сигнала C ; сигналов Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 , действующих на входе УА в момент времени t ; сигналов S_1, R и S_2, S_3, S_4 , управляющих работой подавтоматов A_1 и A_2 (рис. 3.5), и сигналов Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 , определяющих состояние выхода автомата в следующий момент времени $t+1$. Проверка, используемый в таблице состояний, означает неопределенное значение соответствующего сигнала. Чередование строк таблицы соответствует заданной последовательности наборов значений выходов Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 . Значения сигналов из 1-й, 2-й и

Таблица 3.8

	S_1	R	S_2	S_3	S_4
1	0	0	0	0	0
2	0	0	0	1	0
3	0	0	0	0	1
4	1	0	1	0	0
5	0	1	1	0	0

Таблица 3.9

	S_1	R	S_2	S_3	S_4	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4
1	0	0	0	0	0	0	1	0	0
2	0	0	0	1	0	0	0	1	0
3	0	0	0	0	0	0	0	1	0
4	0	0	0	0	1	0	0	0	1
5	0	0	0	0	0	0	0	0	1
6	1	0	1	0	0	1	1	0	0
7	0	0	0	0	0	1	1	0	0
8	0	0	0	1	0	1	0	1	0
9	0	0	0	0	0	1	0	1	0
10	0	0	0	0	1	1	0	0	1
11	0	0	0	0	0	1	0	0	1
12	0	1	1	0	0	0	1	0	0

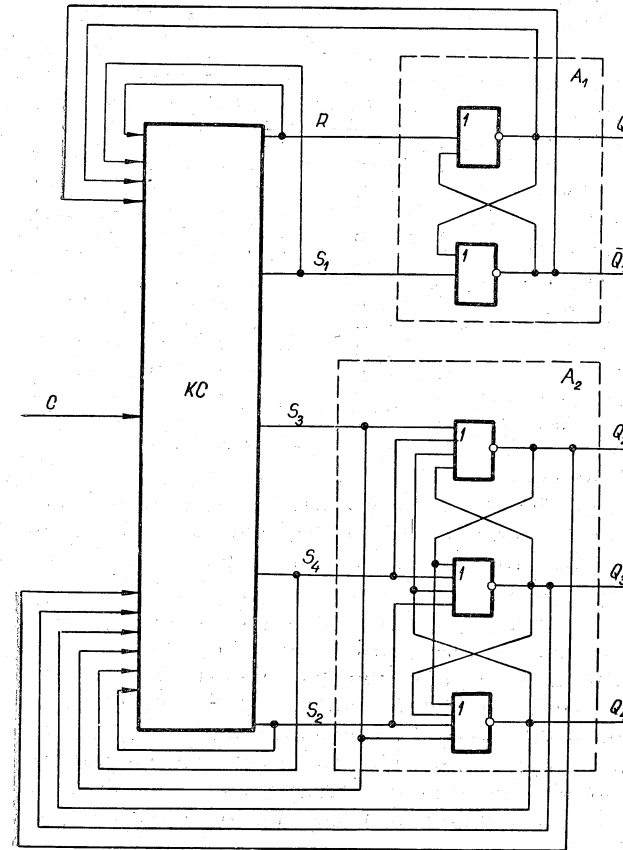


Рис. 3.5. Композиционная модель синтезируемого устройства. Подавтомат A_1 — бистабильная ячейка, подавтомат A_2 — трехстабильная ячейка

4-й групп известны. Значения сигналов S_1, R, S_2, S_3, S_4 определяются в процессе построения таблицы путем анализа значений сигналов Q_1, Q_2, Q_3, Q_4 в моменты времени t и $t+1$. Строки части таблицы, образованной группой столбцов S_1, R, S_2, S_3, S_4 , представляют возможные внутренние состояния УА. Из табл. 3.7 следует, что некоторым ее строкам соответствует одно и то же внутреннее состояние УА. Считая, что значения сигналов S_1, R, S_2, S_3, S_4 доопределены нулями, получим код пяти внутренних состояний УА (табл. 3.8). Код внутренних состояний автомата запишем в табл. 3.9. Из табл. 3.7 и 3.8 следует,

Таблица 3.12

Переход	C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	Q ₄	s ₁	r	s ₂	s ₃	s ₄	S ₁	R	S ₂	S ₃	S ₄
1 (1—8)→1	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0	0
2 1→2	0	—	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0
3 2→2	0	—	—	—	—	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0
4 1→3	0	—	0	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1
5 3→3	0	—	—	—	—	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
6 1→4	0	0	0	0	1	—	0	—	0	0	1	0	1	0	0
7 4→4	0	—	—	—	—	1	0	1	0	0	1	0	1	0	0
8 1→5	0	1	0	0	1	0	—	—	0	0	0	1	1	0	0
9 5→5	0	—	—	—	—	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0
10 6→4	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0	1	0	1	0	0
11 6→5	0	1	—	0	0	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0
12 7→4	0	1	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0
13 8→5	0	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0	1	1	0	0

чем S_2 установится в единицу, то УА в состоянии 7 воспримет новую комбинацию (1001). Для того чтобы УА несмотря на это перешел в состояние 4, доопределим значение функций переходов в полном состоянии (7, 1001) состоянием 4. Подобное доопределение производим для состояния 8. Нетрудно понять, что если этого не сделать, то на этапе построения уравнений для функций S_1, R, S_2, S_3, S_4 может произойти какое-либо иное доопределение и полученная схема не будет устойчива к гонкам (состязаниям между S_1, R, S_2, S_3, S_4 и Q_1, Q_2, Q_3, Q_4).

Далее определяем структурную таблицу синтезируемого УА (табл. 3.12). Для построения схемы из элементов ИЛИ—НЕ найдем ДНФ, свободные от состязаний для инверсий функций. Рассмотрим функцию \bar{S}_1 . Первый интервал этой функции покрывается простой импликантой C . Определяем простые импликанты для второго интервала (0—100000—0). Таблица различий для этого интервала имеет восемь столбцов (по числу внешних переменных этого интервала) и четыре строки (по числу единичных интервалов функции S_1) (табл. 3.13). Варианты покрытия находим по формуле $(Q_2 \vee \bar{Q}_4)\bar{S}_2 = Q_2\bar{S}_2 \vee \bar{Q}_4\bar{S}_2$, следовательно, второй интервал покрывается двумя простыми импликантами $Q_2\bar{S}_2$ и

Таблица 3.13

	C	Q ₂	Q ₃	Q ₄	\bar{S}_1	\bar{r}	\bar{S}_2	\bar{S}_4
6	1		1					
7				1			1	
10							1	
12	1		1	1				

Таблица 3.14

	C	\bar{S}_1	\bar{r}	\bar{S}_2	S_3	\bar{S}_4
6						1
7	1			1		1
10				1		1
12	1					1

Таблица 3.15

Интервал	Простые импликанты
1	C
2	$Q_2\bar{S}_2, \bar{Q}_4\bar{S}_2$
3	S_3
4	$Q_3\bar{S}_1, \bar{Q}_4\bar{S}_2, Q_3\bar{S}_2$
5	S_4
8	$Q_1\bar{S}_1$
9	$Q_1\bar{S}_1, r$
11	$Q_1\bar{S}_1$
13	r

Таблица 3.16

	C	$Q_2\bar{S}_2$	$\bar{Q}_4\bar{S}_2$	S_3	$Q_3\bar{S}_1$	S_4	$Q_1\bar{S}_1$	r
1	1							
2		1						
3			1					
4				1				
5			1					
8						1		
9						1	1	*
11						1		*
13							1	

$\bar{Q}_4\bar{S}_2$. Из таблицы различий (табл. 3.14) третьего интервала следует, что он покрывается лишь одной простой импликантой S_3 . Заметим, что этот факт можно установить непосредственно по структурной таблице (табл. 3.12): переменная s_3 принимает нулевое значение в строках 6, 7, 10 и 12 и поэтому отличает рассматриваемый интервал от всех четырех единичных интервалов функции S_1 . Данный пример показывает возможность определения простых импликант без построения таблиц различий.

Список всех простых импликант для функции \bar{S}_1 приведен в табл. 3.15. Кратчайшая ДНФ определяется из таблицы покрытия (табл. 3.16):

$$\bar{S}_1 = C \vee S_3 \vee S_4 \vee r \vee \bar{Q}_4\bar{S}_2 \vee Q_1\bar{S}_1.$$

В полученную ДНФ каждая переменная входит с отрицанием либо без него, поэтому ДНФ свободна от состязаний. Пользуясь законом де Моргана, переходим к структурной формуле

$$S_1 = \overline{C \vee S_3 \vee S_4 \vee r \vee \bar{Q}_4\bar{S}_2 \vee Q_1\bar{S}_1}.$$

Данное выражение не имеет отрицаний переменных C, s_1, s_2, s_3, s_4, r , поэтому схема, реализующая S_1 , не содержит существенных состязаний.

Аналогично находим остальные выражения

$$R = \overline{C \vee S_1 \vee S_3 \vee S_4 \vee \bar{Q}_4 \vee S_2 \vee \bar{Q}_1 \vee r},$$

$$S_2 = \overline{C \vee S_3 \vee S_4 \vee \bar{Q}_4 \vee S_2},$$

$$S_3 = \overline{C \vee S_2 \vee S_4 \vee \bar{Q}_2 \vee S_3},$$

$$S_4 = \overline{C \vee S_2 \vee S_3 \vee \bar{Q}_3 \vee S_4}.$$

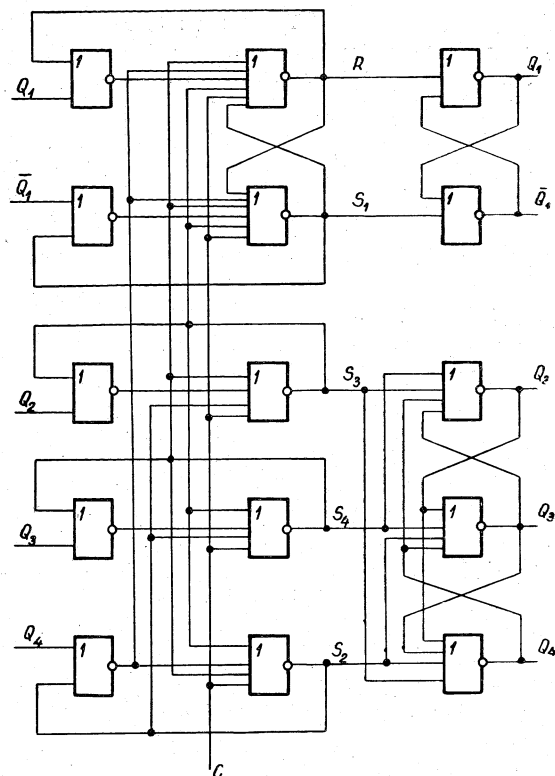


Рис. 3.7. Схема устройства для примера 3.5.1

Искомая схема, реализующая эти выражения, устойчива к состязаниям всех видов (рис. 3.7).

Пример 3.5.2. Проведем синтез двухразрядного счетчика Джонсона с использованием бистабильных ячеек в качестве под-автоматов A_1 и A_2 . Примем следующее предположение о соотношении временных параметров УА и A_1, A_2 . Пусть УА состоит из элементов, обладающих существенно большим быстродействием, чем логические элементы, составляющие бистабильные ячейки A_1 и A_2 .

Таблица состояний счетчика представлена табл. 3.17. Выделим внутренние состояния УА. Для этого примем, например, следующий вариант доопределения: значения функций S_1, R_1, S_2, R_2 при $C=1$ доопределим нулями, а при $C=0$ — единицами. Код внутренних состояний УА, совпадающих с состояниями выхода, приведен в табл. 3.18. Исходя из табл. 3.17 и 3.18 строим диаграмму переходов УА (рис. 3.8).

Таблица 3.17

	t							$t+1$	
	C	Q_1	Q_2	S_1	R_1	S_2	R_2	Q_1	Q_2
1	1	0	0	0	—	0	—	0	0
2	0	0	0	1	0	0	—	1	0
3	1	1	0	—	0	0	—	1	0
4	0	1	0	—	0	1	0	1	1
5	1	1	1	—	0	—	0	1	1
6	0	1	1	0	1	—	0	0	1
7	1	0	1	0	—	—	0	0	1
8	0	0	1	0	—	0	1	0	0

Таблица 3.18

$S_1 R_1 S_2 R_2$				
1	0	0	0	0
2	1	0	0	1
3	1	0	1	0
4	0	1	1	0
5	0	1	0	1

Таблица 3.19

CQ_1Q_2									
$C=1$		$C=0$				$S_1 R_1 S_2 R_2$			
— —		00	10	11	01				
1	(1)	2	3	4	5	0	0	0	0
2	1	(2)	(2)	—	—	1	0	0	1
3	1	—	(3)	(3)	—	1	0	1	0
4	1	—	(3)	(4)	(4)	0	1	1	0
5	1	(5)	—	—	(5)	0	1	0	1

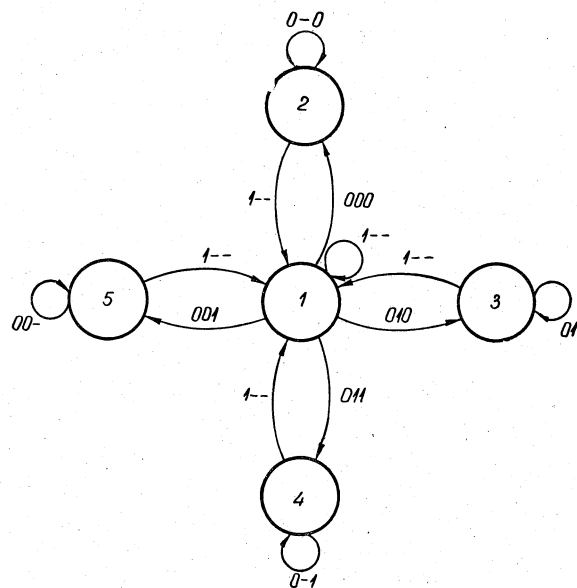


Рис. 3.8. Диаграмма переходов управляющего автомата счетчика Джонсона

Таблица 3.20

Переход	C	Q ₁	Q ₂	s ₁	r ₁	s ₂	r ₂	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂
1 1→5→1	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0
2 1→2	0	0	0	—	0	0	—	1	0	0	1
3 2→2	0	—	0	1	0	0	1	1	0	0	1
4 1→3	0	1	0	—	0	—	0	1	0	1	0
5 3→3	0	1	—	1	0	1	0	1	0	1	0
6 1→4	0	1	1	0	—	—	0	0	1	1	0
7 4→4	0	—	1	0	1	1	0	0	1	1	0
8 1→5	0	0	1	0	—	0	—	0	1	0	1
9 5→5	0	0	—	0	1	0	1	0	1	0	1

Этой диаграмме соответствует сжатая таблица переходов (табл. 3.19). Согласно предположению сигналы Q_1, Q_2 могут изменяться только после всех изменений сигналов S_1, R_1, S_2, R_2 , поэтому в перечислении промежуточных состояний, какое производили в предыдущем примере, нет необходимости. Достаточно проверить, является ли код табл. 3.18 противогоночным для таблицы переходов (табл. 3.19). Имеется четыре пары переходов: $(1 \rightarrow 2, 5 \rightarrow 5)$, $(1 \rightarrow 3, 2 \rightarrow 2)$, $(1 \rightarrow 4, 3 \rightarrow 3)$, $(1 \rightarrow 5, 4 \rightarrow 4)$. Для первой пары развязывающей переменной является переменная R_1 ($R_1^1 = R_1^2 = 0, R_1^5 = 1$), для второй — R_2 , для третьей — S_1 , для последней — S_2 , поэтому код внутренних состояний устраняет гонки, т. е. состязания между S_1, R_1, S_2, R_2 при произвольном порядке изменения значений этих сигналов. Структурная таблица УА представлена табл. 3.20, из которой можно определить один из вариантов ДНФ:

$$\bar{S}_1 = CVr_1VQ_2\bar{s}_1,$$

$$\bar{R}_1 = CVs_1V\bar{Q}_2\bar{r}_1,$$

$$\bar{S}_2 = CVr_2V\bar{Q}_1\bar{s}_2,$$

$$\bar{R}_2 = CVs_2VQ_1\bar{r}_2.$$

Переходим к структурным формулам

$$S_1 = \overline{CVr_1V\bar{Q}_2Vs_1},$$

$$R_1 = \overline{CVs_1V\bar{Q}_2Vr_1},$$

$$S_2 = \overline{CVr_2V\bar{Q}_1Vs_2},$$

$$R_2 = \overline{CVs_2VQ_1Vr_2}.$$

Им соответствует известная, широко распространенная схема счетчика на основе регистра сдвига с перекрестными связями [2] (рис. 3.9).

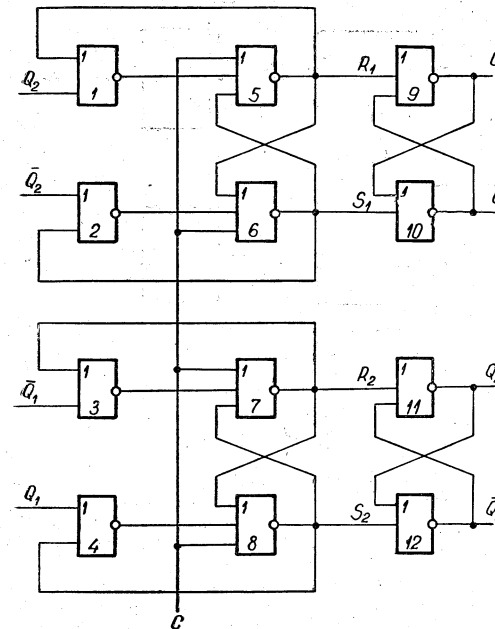


Рис. 3.9. Схема счетчика Джонсона с состязаниями

Таблица 3.21

	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂	Q ₁	Q ₂
1	0	0	0	0	0	0
2	1	0	0	1	1	0
7	0	0	0	0	0	1
8	0	1	0	1	0	0

они проявляются следующим образом. Пусть на выходе счетчика $Q_1=0, Q_2=1$; при изменении $C:1 \rightarrow 0$ Q_2 должно установиться в нуль (переход $7 \rightarrow 8$). Если соотношение величин задержек логических элементов таково, что $\tau_7 + \tau_{11} + \tau_1 > \tau_5$, то схема вместо последовательности $(01) \rightarrow (00)$ реализует последовательность $(01) \rightarrow (00) \rightarrow (10)$. Таким образом, известные схемы счетчиков Джонсона на основе регистров сдвига неустойчивы к состязаниям. Эти состязания уменьшают надежность схемы и могут привести к неправильной работе устройства. Синтез счетчиков данного типа, устойчивых к состязаниям всех видов, будет рассмотрен в гл. 5.

Вернемся к вопросу о состязаниях в данной схеме. Предположение о соотношении временных параметров УА и A_1, A_2 позволило не принимать специальных мер по обеспечению устойчивости схемы к состязаниям между переменными S_1, R_1, S_2, R_2 и Q_1, Q_2 , поэтому был выбран произвольный вариант доопределения значений S_1, R_1, S_2, R_2 . Проверим, устранены ли гонки (состязания между $S_1, R_1, S_2, R_2, Q_1, Q_2$) при данном варианте доопределения. Рассмотрим, например, пару переходов между внутренними состояниями счетчика $1 \rightarrow 2, 7 \rightarrow 8$ (табл. 3.21). Условия (3.2) для этой пары переходов не выполняются, так как $Q_1^1 = Q_1^3 = 0, R_2^2 = R_2^4 = 1$. Множества неустойчивых состояний имеют общий элемент (000100), что указывает на гонки. В схеме

Пример 3.5.3. Синтезируем схему двухразрядного двоичного счетчика на T -триггерах (рис. 3.10). Алгоритм функционирования счетчика удобно представить с помощью графа автомата (рис. 3.11). От графа перейдем к таблице состояний (табл. 3.22). Поскольку для изменения выходного сигнала триггера достаточно изменить его входной сигнал с единицы на нуль, в таблице состояний значения переменной e_2 в строках 1,2 указаны равными нулю или единице. Аналогичная ситуация отражена и в строках 5,6. Доопределив все значения переменной e_2 нулями, построим таблицу переходов УА (табл. 3.23). После сжатия таблицы оказывается, что УА является комбинационной схемой. Из ее таблицы истинности (табл. 3.24) следует, что

$$e_1 = C, e_2 = CQ_1.$$

УА данного счетчика является комбинационной схемой и состоит из одной схемы совпадения.

Последний пример показывает, что чем сложнее подавтоматы в композиционной мо-

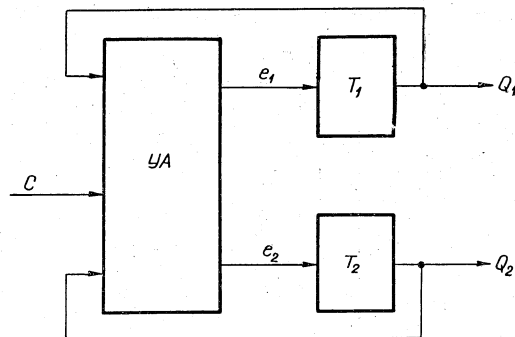


Рис. 3.10. Композиционная модель двоичного счетчика на T -триггерах

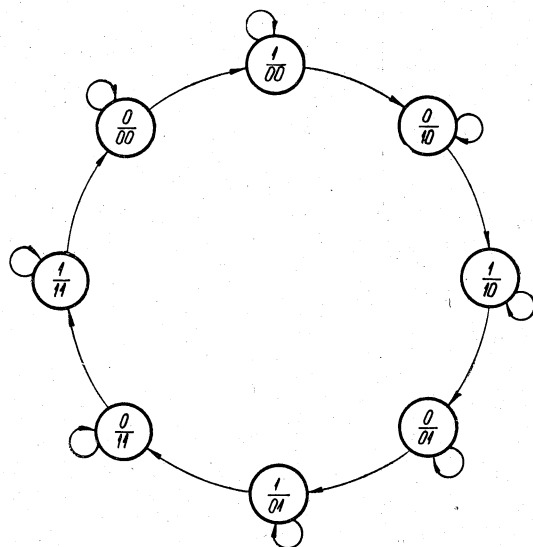


Рис. 3.11. Граф автомата для двоичного счетчика

Таблица 3.22

	t			e_1	e_2	$t+1$
	C	Q_1	Q_2			Q_1 Q_2
1	1	0	0	1	—	0 0
2	0	0	0	0	—	1 0
3	1	1	0	1	1	1 0
4	0	1	0	0	0	0 1
5	1	0	1	1	—	0 1
6	0	0	1	0	—	1 1
7	1	1	1	1	1	1 1
8	0	1	1	0	0	0 0

Таблица 3.23

		CQ_1Q_2								e_1 e_2	
		100	110	101	111	000	010	001	011		
1	(1)	—	—	—	—	2	—	—	—	1	0
2	—	3	—	—	—	(2)	(2)	—	—	0	0
3	—	(3)	—	—	—	—	4	—	—	1	1
4	—	—	5	—	—	(4)	(4)	(4)	(4)	0	0
5	—	—	(5)	—	—	—	6	—	—	1	0
6	—	—	—	7	—	—	—	(6)	(6)	0	0
7	—	—	—	(7)	—	—	—	8	8	1	1
8	1	—	—	—	(8)	(8)	(8)	(8)	(8)	0	0

Таблица 3.24

	C Q_1 Q_2			e_1 e_2	
	C	Q_1	Q_2	e_1	e_2
1	1	0	0	1	0
2	0	0	0	0	0
3	1	1	0	1	1
4	0	1	0	0	0
5	1	0	1	1	0
6	0	0	1	0	0
7	1	1	1	1	1
8	0	1	1	0	0

дели, тем больше шансов получить более простую схему УА.

Последующие главы посвящены синтезу устройств различных классов на основе композиционной модели, в которой в качестве подавтоматов используются би- и многостабильные ячейки.

Глава 4

ТРИГГЕРЫ

Триггеры на потенциальных логических элементах, или потенциальные триггеры, широко применяются в интегральной схемотехнике. Известно много разновидностей триггеров, различающихся выполняемыми функциями и схемными решениями [3]. Однако чаще всего используется сравнительно небольшое число типов, к которым можно отнести T -, D -, DV -, RS - и JK -триггеры.

В настоящей главе рассматривается синтез основных типов потенциальных триггеров, устойчивых ко всем видам состязаний и отвечающих требованиям простоты схемы и высокого быстродействия.

При синтезе триггеров использована композиционная модель, содержащая УА и управляемый подавтомат (рис. 4.1). В качестве управляемого подавтомата выбрана бистабильная ячейка. Чем обусловлен такой выбор? Во-первых, тем, что бистабильная ячейка представляет собой элементарный триггер. Логично в основе сложного триггера использовать элементарный триггер. При этом прямой Q и инверсный \bar{Q} выходы бистабильной ячейки совпадают с выходами сложного триггера. Во-вторых, бистабильная ячейка имеет симметричную схему. При этом зачастую и УА имеет симметричную схему, что является важным достоинством, так как облегчает изучение, проверку и реализацию схемы на интегральной основе [21].

В настоящей главе и далее используется структура бистабильной ячейки на потенциальных логических элементах типа ИЛИ—НЕ. Ясно, что синтез на бистабильных ячейках, построенных из элементов типа И—НЕ, И—ИЛИ—НЕ, может быть проведен аналогично синтезу схем на бистабильных ячейках, построенных из элементов ИЛИ—НЕ.

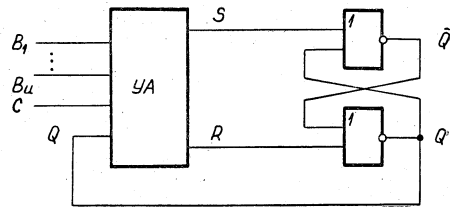


Рис. 4.1. Композиционная модель триггера

Композиционная модель сложного триггера позволяет свести синтез триггера к синтезу УА со входами Q , C , B_1, \dots, B_u и двумя выходами S и R (рис. 4.1). Вход Q УА является выходом бистабильной ячейки, поэтому заранее известно значение сигнала на этом входе для известных выходных сигналов УА. На входы B_1, \dots, B_u УА поступают сигналы, несущие информацию о том значении выходного сигнала Q триггера, которое должно быть установлено на бистабильной ячейке УА по сигналу управления (синхронизирующему сигналу) C . Назовем входы B_1, \dots, B_u информационными. Для управления бистабильной ячейкой УА должен вырабатывать определенную последовательность выходных наборов (SR): (00), (10) и (01). Композиционная модель триггера определяет, что все выходы УА используются в качестве обратных связей в УА, иными словами, код внутренних состояний УА отождествляется с выходным кодом УА. Для известных типов триггеров указанных трех выходных наборов УА достаточно для образования кода внутренних состояний УА. Если при построении какого-либо специального триггера окажется, что этих трех состояний недостаточно, то в качестве промежуточных переменных УА можно использовать не только переменные R и S , но и дополнительные промежуточные переменные в соответствии с методикой, изложенной в гл. 2. В схеме триггера, построенной согласно данной модели, могут существовать два типа состязаний: между сигналами S и R и между сигналами $S(R)$ и Q . В соответствии с правилом функционирования бистабильной ячейки (см. гл. 2) ее входные сигналы S и R образуют соседний код: (00), (10) и (01). Переход от одной входной комбинации к другой осуществляется через нулевую комбинацию, т. е. появление на входе комбинации (11) исключено. Поэтому состязания между S и R в УА не возникают. Кроме того, данный код не налагает ограничений на быстродействие УА. Напомним, что в композиционной модели с одним подавтоматом состязания между входными сигналами бистабильной ячейки и ее выходным сигналом также не возникают. Действительно, переходные процессы в УА и бистабильной ячейке имеют конечные длительности $\tau_{УА} > 0$ и $\tau_{я} > 0$. Вследствие этого изменения сигналов C , R (или S), Q происходят с задержками относительно друг друга (рис. 4.2). Если наложить ограничение на длительность фронта выходных сигналов потенциальных логических элементов и входных сигналов УА: $\tau_{ф} < \tau_{я}$, где $\tau_{я}$ — задержка распространения сигнала в логическом элементе, и принять, что задержка в линиях связи намного меньше $\tau_{я}$, то можно считать, что сигнал Q всегда изменяется после того, как изменился сигнал S (или R). Поэтому в УА отсутствуют состязания между сигналами S (или R) и Q . Любой потенциальный логический элемент обладает свойством фильтрации входных сигналов, т. е.

выходной сигнал элемента изменяет свое значение только тогда, когда длительность входного сигнала превышает некоторую минимальную величину τ . Как правило [31], $\tau = (0,5 \div 1) \tau_0$. С учетом этого факта ограничение на длительность фронта сигнала может быть ослаблено: $\tau_{\phi} < 2\tau_0$.

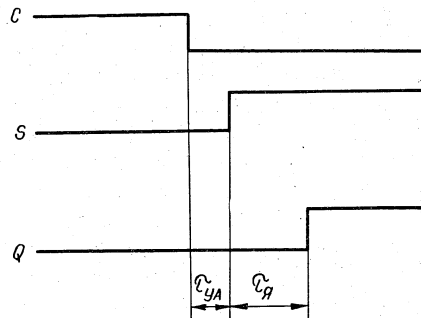


Рис. 4.2. Временные диаграммы композиционной модели триггера

Триггеры, рассматриваемые в настоящей главе, по способу управления подразделяются на триггеры со статическим входом управления (управляемые уровнем синхронизирующего сигнала) и триггеры с динамическим входом управления (управляемые фронтом синхронизирующего сигнала). В триггере с динамическим входом управления изменение значения выходного сигнала Q бистабильной ячейки, предопределенное значениями информационных сигналов, происходит только в момент изменения значения управляющего сигнала S .

После того как установилось данное значение синхронизирующего сигнала S и в триггере закончились переходные процессы, изменения информационных сигналов на входах такого триггера не вызывают изменений значений сигнала Q до появления очередного одноименного фронта синхронизирующего сигнала. В триггере со статическим входом управления изменение значения сигнала Q также происходит при изменении значения синхронизирующего сигнала S , но изменения информационных сигналов после того, как установилось данное значение синхронизирующего сигнала, могут привести к новому изменению значения сигнала Q . Иными словами, в таком триггере изменения сигнала Q разрешаются не только фронтом синхронизирующего сигнала, но и одним из его уровней. При другом уровне синхронизирующего сигнала S значения сигнала Q не зависят от значений информационных сигналов. В дальнейшем для определенности примем, что изменение значения сигнала Q разрешается переходом синхронизирующего сигнала S из единицы в нуль $S: 1 \rightarrow 0$.

В настоящей главе основное внимание уделяется триггерам с динамическим входом управления, однако таблицы переходов УА таких триггеров рассматриваются как варианты специальных таблиц переходов, отражающих альтернативу переходов в зависимости от изменения значений информационных сигналов при

постоянном значении синхронизирующего сигнала $S=0$. Эти таблицы, содержащие варианты построения триггеров как со статическим, так и с динамическим входами управления, являются удобной формой представления потенциальных триггеров.

4.1. Т-ТРИГГЕР

Т-триггер имеет один вход T . Этот вход можно рассматривать одновременно как информационный и как вход синхронизации. Правило функционирования Т-триггера: сигнал Q на выходе триггера изменяет свое значение при каждом переходе входного сигнала $T: 1 \rightarrow 0$ и сохраняет значение при переходе сигнала из нуля в единицу. Словесному заданию Т-триггера соответствует граф автомата (рис. 4.3). В вершинах графа над чертой записано значение входного сигнала T , под чертой — значение выходного сигнала Q . По графу автомата составим таблицу состояний триггера (табл. 4.1). Доопределим в табл. 4.1 неопределенные значения выходных сигналов УА нулями (три других варианта доопределения табл. 4.1 приводят к совпадению переменной Q с переменными S или R , что свидетельствует об избыточности переменных, иными словами, о нецелесообразности использования в качестве подавтомата бистабильной ячейки). При этом набору значений входных сигналов $(TQ) = (1—)$ соответствует набор значений выходных сигналов УА $(SR) = (00)$. Внутренние состояния УА кодируются следующим образом: (1) — (10), (2) — (00) и (3) — (01).

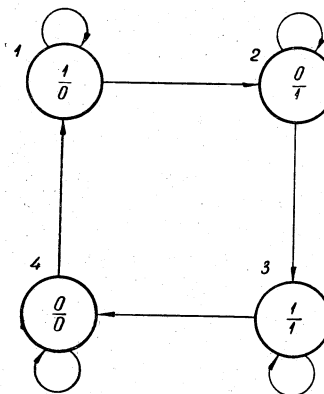


Рис. 4.3. Граф автомата для Т-триггера

Таблица 4.1

	t		S	R	$t+1$
	T	Q			Q
1	1	0	0	—	0
2	0	0	1	0	1
3	1	1	—	0	1
4	0	1	0	1	0

По табл. 4.1 с учетом композиционной модели триггера можно построить диаграмму переходов УА (рис. 4.4). Из диаграммы следует, что переход УА в состояние (2) происходит под воздействием входного набора (1—), а переход из состояния (2) в состояние (1) и в состояние (3) — под воздействием соответственно входных наборов (00) и (01). Петли при каждой вер-

шине диаграммы означают, что внутреннее состояние УА не изменяется при данном значении сигнала T (изменение Q не вызывает изменения внутреннего состояния УА). Диаграмме переходов, представленной на рис. 4.4, соответствует таблица переходов УА T -триггера (табл. 4.2). В строках правой части таблицы переходов записан код внутренних состояний (10), (00), (01), являющийся одновременно и выходным кодом УА. По табл. 4.2 составим структурную таблицу (табл. 4.3). Найдем из табл. 4.3 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ функций \bar{S} и \bar{R} :

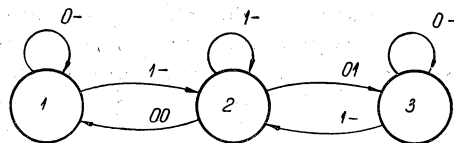


Рис. 4.4. Диаграмма переходов управляющего автомата T -триггера

$$\begin{aligned}\bar{S} &= T \vee r \vee Q \bar{s}, \\ \bar{R} &= T \vee s \vee \bar{Q} \bar{r}.\end{aligned}\quad (4.1)$$

Таблица 4.2

TQ				S R
1 —	0 0	0 1		
2	(1)	(1)	1 0	
(2)	1	3	0 0	
2	(3)	(3)	0 1	

Таблица 4.3

Переход	T Q s r	S R
1 (1—3)→2	1 — — —	0 0
2 2→1	0 0 — 0	1 0
3 1→1	0 — 1 0	1 0
4 2→3	0 1 0 —	0 1
5 3→3	0 — 0 1	0 1

Каждый аргумент входит в ДНФ с отрицанием либо без него, поэтому уравнения (4.1) представляют ДНФ, свободные от состязаний. Проведя анализ таблицы переходов (табл. 4.2), можно установить, что в ней имеются условия существенных состязаний. Состязующимися сигналами для функций S и R являются соответственно сигналы T , r и T , s . Если эти сигналы воспринимаются одним элементом схемы, то схема, реализующая уравнения (4.1), не имеет существенных состязаний. Инвертируя в выражениях (4.1) функции \bar{S} , \bar{R} и применяя правило де Моргана, получим структурные формулы

$$\begin{aligned}S &= \overline{T \vee r \vee s \vee \bar{Q}}, \\ R &= \overline{T \vee s \vee r \vee Q}.\end{aligned}\quad (4.2)$$

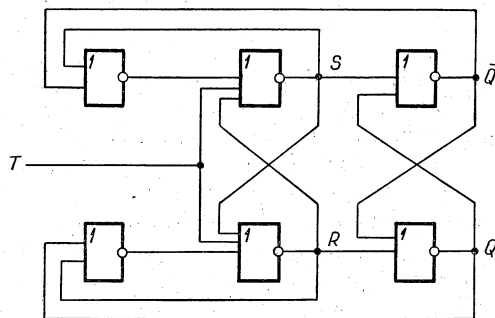


Рис. 4.5. Схема симметричного T -триггера

Согласно (4.2) в схеме T -триггера сигналы T и r (T и s) можно подать на входы одного логического элемента. Формулы (4.2) определяют схему T -триггера (рис. 4.5), свободную от всех видов состязаний (при условии, что задержки в соединительных линиях намного меньше задержек логических элементов и $\tau_{\Phi} < 2\tau_a$). Синтезированный T -триггер

представляет собой известный симметричный счетный триггер [3]. Иногда этот триггер называют схемой трех триггеров: основного и двух коммутирующих. Триггер содержит шесть элементов с суммарным числом входов 14. Схему триггера можно упростить, если при построении ДНФ функций S и R произвести факторизацию, т. е. вынести за скобки общие члены. Это можно сделать при условии, что вместо простых импликант s и r в уравнениях (4.1) взяты импликанты $s\bar{r}$ и $r\bar{s}$ (возможность такой замены очевидна из табл. 4.3):

$$\begin{aligned}\bar{S} &= T \vee \bar{s} (r \vee Q), \\ \bar{R} &= T \vee \bar{r} (s \vee \bar{Q}).\end{aligned}\quad (4.3)$$

Перейдем от уравнений (4.3) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S &= \overline{T \vee s \vee r \vee Q}, \\ R &= \overline{T \vee r \vee s \vee \bar{Q}}.\end{aligned}\quad (4.4)$$

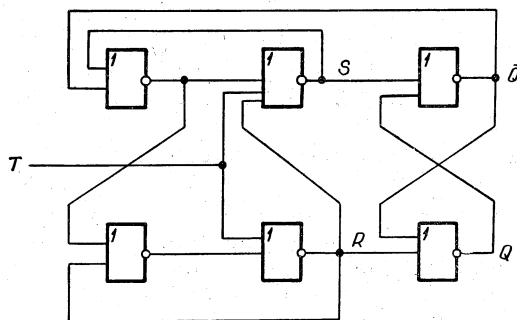


Рис. 4.6. Схема несимметричного T -триггера

Формулы (4.4) определяют схему T -триггера, построенную из восьми двухвходовых элементов. Выражение для S из формул (4.2) и выражение для R из формул (4.4) определяют схему известного несимметричного T -триггера [3], содержащего шесть элементов с суммарным числом входов 13 (рис. 4.6).

4.2. D-ТРИГГЕР

D-триггер имеет управляющий C и информационный D входы. Правило функционирования D-триггера: выходной сигнал Q принимает значение входного сигнала D при изменении управляющего сигнала C с единицы на нуль. Таблица состояний D-триггера представлена в табл. 4.4. Попробуем отразить это правило в таблице переходов УА D-триггера (табл. 4.5). Внутренние состояния УА те же, что и для УА T-триггера: (1) — (10), (2) — (00), (3) — (01). Они задают три строки сжатой таблицы переходов. Четверем столбцам табл. 4.5 сопоставлены четыре входных набора, в которых значение синхронизирующего сигнала $C=0$. При переходе от входных наборов, содержащих $C=1$, к наборам, содержащим $C=0$, возможно изменение выходного сигнала Q бистабильной ячейки. Левому столбцу таблицы переходов (табл. 4.5) сопоставлен входной набор (1— —), включающий четыре набора с $C=1$ и различными комбинациями значений сигналов D , Q . Интервальная запись входных наборов при $C=1$, упрощающая таблицу переходов, вводится в предположении, что для всех наборов, входящих в интервал (1— —), УА находится в устойчивом состоянии (2). Действительно, при $C=1$ сигнал Q сохраняет свое значение, а УА должен сформировать либо выходной набор $(SR)=(00)$, либо выходной набор, подтверждающий данное значение Q : $(SR)=(01)$ для $Q=0$ и $(SR)=(10)$ для $Q=1$. В дальнейшем, строя таблицы переходов УА триггеров, примем, что УА находится в состоянии (2), устойчивом при всех входных наборах, содержащих $C=1$, в котором $S=R=0$.

Определим в табл. 4.5 состояния, в которые должен перейти УА из состояния (2), устойчивого при входном наборе (1— —), под действием изменения значения синхронизирующего сигнала $C: 1 \rightarrow 0$. При входном наборе (000) УА должен перейти в состояние, сохраняющее значение сигнала $Q=0$, т. е. либо в состояние

Таблица 4.4

	t			S R		$t+1$
	C	D	Q	S	R	Q
1	1	0	0	0	—	0
2	1	0	1	—	0	1
3	1	1	1	—	0	1
4	1	1	0	0	—	0
5	0	0	0	0	—	0
6	0	0	1	0	1	0
7	0	1	1	—	0	1
8	0	1	0	1	0	1

Таблица 4.5

	CDQ					S R
	1 — —	000	001	011	010	
1	2	—	—	(1)	(1)	1 0
2	(2)	(2) \vee 3	3	(2) \vee 1	1	0 0
3	2	(3)	(3)	—	—	0 1

(2), либо в состояние (3) (что можно проследить и по таблице состояний 4.4). Этот факт отмечен в табл. 4.5 записью вида (2) \vee 3. Если на входе триггера после изменения сигнала $C: 1 \rightarrow 0$ сформировался входной набор (001), то должно измениться значение выходного сигнала $Q: 1 \rightarrow 0$, т. е. выходной сигнал Q должен принять значение $D=0$. Следовательно, УА из исходного состояния (2) переходит в состояние (3), устойчивое при этом наборе. В состоянии (3) УА формирует выходной набор $(SR)=(01)$. На выходе триггера (бистабильной ячейки) устанавливается значение $Q=0$, при этом входной набор (001) сменяется набором (000) и УА переходит в конечное состояние (3), устойчивое при входном наборе (000). Такой переход отмечен в табл. 4.5 записью цифры 3 на пересечении строки 2 со столбцом (001) и цифры (3) на пересечении строки 3 со столбцами (001), (000). Под действием входного набора (011) УА должен перейти из состояния (2) в состояние, сохраняющее значение сигнала $Q=1$, т. е. либо в состояние (2), либо в состояние (1). В соответствующем месте таблицы осуществляется запись вида (2) \vee 1. Под действием входного набора (010) УА необходимо перейти из исходного состояния (2) сначала в состояние (1), устойчивое при входном наборе (010), а затем, после изменения значения сигнала $Q: 0 \rightarrow 1$, — в состояние (1), устойчивое при входном наборе (011). Требуемые переходы отражены следующей записью в таблице: на пересечении строки 2 и столбца (010) указана цифра 1, а на пересечениях строки 1 и столбцов (010), (011) — (1). Таким образом, перечислены все переходы из состояния (2) под действием изменения значения сигнала $C: 1 \rightarrow 0$. Все переходы, связанные с обратным изменением $C: 0 \rightarrow 1$, переводят УА из соответствующих состояний в состояние (2), устойчивое при входном наборе (1— —). Поэтому в столбце (1— —) табл. 4.5 указаны цифры 2. В правиле функционирования D-триггера не указано, как должен «вести» себя триггер в ситуациях, когда на его входе действует сигнал $C=0$ и при этом изменяется сигнал D . Следовательно, в оставшихся незаполненными местах табл. 4.5 можно проставить прочерки и тем самым закончить построение таблицы переходов.

Записи вида (2) \vee 3 и (2) \vee 1 в этой таблице отражают возможные варианты переходов УА. При последующем синтезе надо выбрать один из вариантов так, чтобы на каждом пересечении строки и столбца таблицы было указано только одно значение функции переходов УА. Заметим, что записи (2) \vee 3 в табл. 4.5 соответствуют два варианта доопределения значения сигнала R : нулем или единицей. Это доопределение можно было осуществить уже на табл. 4.4 в строке 5. Аналогично записи (2) \vee 1 соответствуют варианты доопределения значения S в строке 7 табл. 4.4. Таблицы переходов вида 4.5, в которых на пересече-

нии строки и столбца указано несколько значений функции переходов, условимся называть обобщенными таблицами переходов, подчеркивая названием, что такая таблица представляет множество автоматов. Из этого множества в процессе синтеза предстоит выбрать вариант таблицы переходов.

Вернемся к табл. 4.5. Прочерки в ней означают, что согласно правилу функционирования D -триггера УА не может оказаться в соответствующих полных состояниях. Однако при последующем структурном синтезе, в результате получения структурных формул, описывающих схему УА, все значения функции переходов, не указанные в таблице, обязательно доопределяются тем или иным образом. Точнее, в зависимости от варианта доопределения этих значений получится та или иная схема, способная реализовать предписанный автомату закон функционирования и обладающая дополнительными функциональными возможностями, а именно: если на схему будет подана последовательность входных наборов, не предусмотренная заданным автомату правилом функционирования и, следовательно, не отраженная при построении таблицы переходов, то тем не менее ее реакция на эту последовательность окажется детерминированной в соответствии с вариантом доопределения значений функций переходов и выходов. Поэтому в процессе синтеза целесообразно как можно более полно описать требуемое правило функционирования. Поясним сказанное на примере синтеза D -триггера. Предположим, проектировщику не безразлично, каково будет поведение триггера в ситуациях, когда при $C=0$ возможно изменение значения сигнала D . Тогда потребуется выяснить, в какое состояние должен перейти УА, если он находится, например, в состоянии (1), устойчивом при входном наборе (011) (в этом наборе $D=Q=1$), и на входе триггера изменяется сигнал D : $1 \rightarrow 0$ (см. табл. 4.5). Возможны два варианта: либо УА остается в состоянии (1), устойчивом при входном наборе (001), и в этом случае значение сигнала Q не меняется, либо переходит в состояние (3), устойчивое при входном наборе (001), а затем в состояние (3), устойчивое при входном наборе (000). Последний вариант предполагает изменение значения Q : $1 \rightarrow 0$ в ответ на изменение D : $1 \rightarrow 0$. Отразим этот вариант записью вида $(1) \vee 3$ в табл. 4.6. Аналогично потребуется выяснить, в какое состояние должен перейти УА, если он находится в состоянии (3), устойчивом при входном наборе (000), и при этом на входе триггера изменяется сигнал D : $0 \rightarrow 1$. Также возможны два варианта: либо УА остается в состоянии (3), устойчивом при входном наборе (010), и тогда сигнал Q не меняется, либо УА переходит в состояние (1), устойчивое при входном наборе (010), а затем в состояние (1), устойчивое при входном наборе (011). Второй вариант определяет изменение значения Q : $0 \rightarrow 1$ в ответ на изменение D : $0 \rightarrow 1$. Этот вариант

Таблица 4.6

		CDQ				$S R$	
1	—	000	001	011	010		
1	2	—	(1) $\vee 3$	(1)	(1)	1	0
2	(2)	(2) $\vee 3$	3	(2) $\vee 1$	1	0	0
3	2	(3)	(3)	—	(3) $\vee 1$	0	1

представлен в табл. 4.6 записью $(3) \vee 1$. Нетрудно убедиться, что первые варианты доопределения табл. 4.6 удовлетворяют правилу функционирования D -триггера с динамическим входом управления, а два вторых варианта — правилу функционирования

D -триггера со статическим входом управления. Напомним, что в D -триггере с динамическим входом управления изменение значения сигнала D при $C=0$ не должно приводить к изменению выходного сигнала Q , а в триггере со статическим входом управления изменение значения сигнала D при $C=0$ ведет к соответствующему изменению выходного сигнала Q . Учитывая сказанное, продолжим анализ табл. 4.5. Пусть УА находится в состоянии (2), устойчивом при входном наборе (000). При изменении D : $0 \rightarrow 1$ в табл. 4.5 указан переход из этого состояния в состояние (1), устойчивое при входном наборе (010), и далее в состояние (1), устойчивое при входном наборе (011). Этот переход ведет к изменению сигнала Q : $0 \rightarrow 1$, т. е. при таком переходе выполняется правило функционирования D -триггера только со статическим входом управления. Поэтому в таблице переходов УА D -триггера с динамическим входом управления на пересечении строки 2 и столбца (000) необходимо указать в качестве следующего состояния только один вариант — состояние 3. Из аналогичных соображений для D -триггера с динамическим входом управления на пересечении строки 2 и столбца (011) надо указать лишь один вариант — состояние 1.

Построенная таким способом табл. 4.6 является обобщенной таблицей переходов УА D -триггера, представляющей УА D -триггеров как со статическим, так и с динамическим входами управления.

Из табл. 4.6 можно получить несколько вариантов таблицы переходов УА D -триггера со статическим входом управления, например следующий: на пересечении строки 1 и столбца (001) в табл. 4.6 указана цифра 3, на пересечениях строки 2 и столбцов (000), (011) — соответственно 3 и 1, на пересечении строки 3 и столбца (010) — цифра 1. Такую таблицу переходов можно сжать, объединив три явно совместимых внутренних состояния в одно, после чего нетрудно получить ДНФ функций \bar{S} , \bar{R} вида $\bar{S} = C \vee D$, $\bar{R} = C \vee D$. От этих выражений можно перейти к структурным формулам, которые описывают известный D -триггер, управляемый уровнем синхронизирующего сигнала $C=0$ [3].

Таблица переходов УА D -триггера с динамическим входом управления, полученная из обобщенной таблицы переходов 4.6, представлена в виде табл. 4.7, а диаграмма переходов такого УА — на рис. 4.7.

Построим схему УА, представленного табл. 4.7. Для этого по табл. 4.7 составим структурную таблицу УА (табл. 4.8). При составлении табл. 4.8 учтено (строка 2), что переход из состояния (2) в (1) осуществляется как при входном наборе (011), так и при (010), т. е. независимо от значения Q . Аналогично происходит переход из состояния (2) в (3) (строка 4). Найдем из табл. 4.8 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и построим кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S} и \bar{R} :

$$\begin{aligned}\bar{S} &= CVr\bar{V}\bar{D}\bar{s}, \\ \bar{R} &= C\bar{V}s\bar{V}\bar{D}\bar{r}.\end{aligned}\quad (4.5)$$

Перейдем от уравнений (4.5) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S &= \overline{CVr\bar{V}\bar{D}\bar{s}}, \\ R &= \overline{C\bar{V}s\bar{V}\bar{D}\bar{r}}.\end{aligned}\quad (4.6)$$

Схема D -триггера, реализующая формулы (4.6), устойчива к состязаниям всех видов (существенные состязания в этой схеме исключены, аналогично тому, как это сделано для T -триггера). Синтезированный D -триггер имеет входы как для прямого, так и для инверсного значений сигнала D (рис. 4.8). Схему D -триггера можно упростить. Для этого вместо простой импликанты $s\bar{r}$ в выражении (4.5) возьмем импликанту $s\bar{r}$. Возможность такой замены очевидна из структурной табл. 4.8. Тогда структурные фор-

Таблица 4.7

CDQ						S R	
1	2	3	(1)	(1)	(1)	1	0
2	(2)	3	3	1	1	0	0
3	2	(3)	(3)	—	(3)	0	1

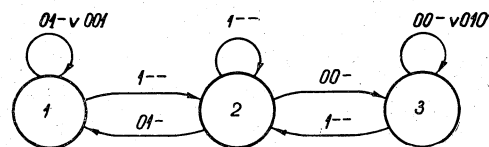


Рис. 4.7. Диаграмма переходов управляющего автомата D -триггера

Таблица 4.8

Переход	C	D	Q	s	r	S	R
1 (1-3)→2	1	—	—	—	—	0	0
2→1	0	1	—	—	0	1	0
3→1	0	—	1	1	0	1	0
2→3	0	0	—	0	—	0	1
3→3	0	—	0	0	1	0	1

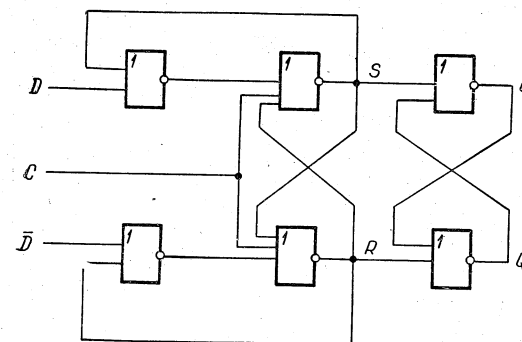


Рис. 4.8. Схема D -триггера

мулы D -триггера примут вид

$$\begin{aligned}S &= \overline{CVr\bar{V}\bar{D}\bar{s}}, \\ R &= \overline{C\bar{V}r\bar{V}\bar{D}\bar{s}}.\end{aligned}\quad (4.7)$$

Структурные формулы (4.7) определяют схему известного D -триггера, содержащего шесть элементов с суммарным числом входов 13.

Хотя в таблице переходов 4.7 указаны два прочерка, по выражениям (4.7) можно установить, как доопределились значения функций S, R на наборах $(CDQsr) = (00010)$ и $(CDQsr) = (01101)$. Первому набору сопоставлено состояние (1), второму — состояние (3). Записав номера этих состояний в соответствующие места табл. 4.7, нетрудно провести анализ поведения УА, находящегося в состоянии (1) или (3), когда при $C=0$ изменяется значение Q . Оказывается, что при этом УА всегда остается соответственно в состояниях (1) и (3), т. е. значения сигналов S и R не меняются. Следовательно, схемы УА D -триггеров, описываемые формулами (4.6), (4.7), устойчивы к изменениям выходного сигнала Q триггера при действии на его входе сигнала $C=0$, т. е. обладают дополнительными функциональными возможностями. Напомним, что если бы требование устойчивости D -триггера к изменениям сигнала Q при $C=0$ было специально отражено в правиле его функционирования, то это требование было бы учтено и при построении таблицы переходов.

Таким образом, представление УА D -триггера обобщенной таблицей переходов позволяет отразить множество вариантов возможных схем D -триггеров, реализующих правило функционирования, описанное в начале данного параграфа. Детализация этого правила приводит к выбору соответствующего варианта доопределения обобщенной таблицы и последующему нахождению схемы, удовлетворяющей дополнительным требованиям.

4.3. DV -ТРИГГЕР

DV -триггер имеет помимо входа управления C два информационных входа: D и V . При $V=1$ триггер функционирует аналогично D -триггеру, а при $V=0$ сохраняет значение выходного сигнала Q неизменным. Таблица состояний DV -триггера представ-

лена табл. 4.9. На основе указанного правила построим обобщенную таблицу переходов (табл. 4.10) УА *DV*-триггера с учетом тех соображений, которые учитывались при построении табл. 4.5. В столбцах табл. 4.10, соответствующих значению сигнала $V=1$, указаны те же состояния, что и в табл. 4.5. Определим переходы УА из состояния (2), устойчивого при входном наборе (1— — —), под действием изменения сигнала управления $C: 1 \rightarrow 0$ в случае, когда сигнал V не меняется, и его значение $V=0$.

Под действием входного набора (0000) УА должен перейти в состояние, сохраняющие неизменными значения Q . Поэтому необходимо указать переходы в состояние (2) или (3). На пересечении столбца (0000) и строк 2, 3 табл. 4.10 записываем $(2) \vee 3$ и $— \vee (3)$. Проверк в последней записи отражает вариант, когда на пересечении строки 2 и столбца (0000) указано состояние (2). В этом случае переход из состояний (3), устойчивых при входных наборах, отличных от набора (0000), не предусмотрен правилом функционирования *D*-триггера (при $C=0$ сигналы D, V не должны изменяться). На основе аналогичных соображений заполняются и остальные места таблицы. Таким образом, обобщенная таблица переходов (табл. 4.10) представляет УА *DV*-триггера, функционирующего согласно указанному в начале параграфа правилу.

Таблица 4.10

CDVQ										S R	
1 — — —		0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111		
1 2 3	2	—	—	—	(1)	—V(1)	—V(1)	—	(1)	1	0
	(2)	(2)V3	(2)V3	(2)V3	1	(2)V1	(2)V1	3	(2)V1	0	0
	2	—V(3)	—V(3)	(3)	—	—	—	(3)	—	0	1

На основе табл. 4.10 построим обобщенную таблицу переходов УА *DV*-триггеров со статическим и динамическим входами управления (табл. 4.11). Для этого в табл. 4.10 необходимо рассмотреть случаи, когда при постоянном значении сигнала $C=0$ изменяются сигналы D и V . Если $C=0, V=1$ и изменяется значение сигнала D , то возможные варианты переходов УА *DV*-триггера совпадают с вариантами переходов УА *D*-триггера при $C=0$.

Таблица 4.11

CDVQ									S R
1 — — —	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111	
1	2	—	—	(1)	$2 \vee (1)$	$2 \vee (1)$	$(1) \vee 3$	(1)	1 0
2	(2)	$(2) \vee 3$	$(2) \vee 3$	1	$(2) \vee 1$	$(2) \vee 1$	3	$(2) \vee 1$	0 0
3	2	$2 \vee (3)$	$2 \vee (3)$	(3)	$(3) \vee 1$	—	(3)	—	0 1

Для *D*-триггера анализ этих вариантов был проведен в предыдущем параграфе. В столбцах (0010), (0011), (0111), (0110) строящейся табл. 4.11 записываются те же состояния, что и в соответствующих столбцах табл. 4.6.

Определим переходы, связанные с изменением значения сигнала D при постоянных значениях $C=0, V=0$. Пусть УА находится в состоянии (2), устойчивом при входном наборе (0000). Тогда под воздействием входного набора (0100) согласно табл. 4.10 УА перейдет в состояние (2) либо (3), которые устойчивы при входном наборе (0100), поскольку в обоих переходах значение $Q=0$ не меняется. Если же УА находится в состоянии (3), устойчивом при входном наборе (0100), то при изменении сигнала $D: 1 \rightarrow 0$ может произойти переход в состояние (3) либо (2), которые устойчивы при входном наборе (0000). В этих переходах значение $Q=0$ также не меняется. Заметим, что в табл. 4.10 вместо указания на переход в состояние (2) проставлен прочерк. Если же УА находится в состоянии (3), устойчивом при входном наборе (0000), то изменение $D: 0 \rightarrow 1$ должно перевести УА в состояние (2) либо (3), которые устойчивы при входном наборе (0100) и не ведут к изменению значения $Q=0$. В табл. 4.10 вместо указания на переход в состояние (2) проставлен прочерк. Следовательно, в столбцах (0000), (0100) табл. 4.11 записываются те же номера состояний, что и в соответствующих столбцах табл. 4.10, однако прочерк в записи $— \vee (3)$ должен быть заменен цифрой 2. Аналогичный анализ вариантов переходов между внутренними состояниями, устойчивыми при входных наборах (0001) и (0101), показывает, что в столбцах (0001) и (0101) должны быть указаны состояния $2 \vee (1)$ и $(2) \vee 1$.

Определим по табл. 4.11 переходы, вызванные изменением сигнала V при постоянных значениях $C=0, D=0$. Пусть УА находится в состоянии (2), устойчивом при входном наборе (0010). Тогда при изменении сигнала $V: 1 \rightarrow 0$ УА переходит в состояние (2) либо (3), которые устойчивы при входном наборе (0000) и не меняют значения $Q=0$. Эти переходы отражены в табл. 4.11. Если же УА находится в состоянии (3), устойчивом при входном наборе (0010), то при изменении $V: 1 \rightarrow 0$ должен произойти переход в состояние (3) либо (2), которые устойчивы при вход-

Таблица 4.12

CDVQ										S R	
1 — — —	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111			
1	2	—	—	—	(1)	2	2	(1)	(1)	1	0
2	(2)	(2)	(2)	3	1	(2)	(2)	3	1	0	0
3	2	2	2	(3)	(3)	—	—	(3)	—	0	1

ном наборе (0000), не ведущем к изменению значения Q . Эти варианты переходов также указаны в табл. 4.11. Пусть УА находится в состоянии (1), устойчивом при входном наборе (0001). При изменении сигнала V : $0 \rightarrow 1$ возможны два варианта переходов: а) УА переходит в состояние (1), устойчивое при входном наборе (0011), и значение сигнала $Q=1$ не меняется — это соответствует правилу функционирования DV -триггера с динамическим входом управления; б) УА сначала переходит в состояние (3), устойчивое при входном наборе (0011), а затем, после изменения значения Q : $1 \rightarrow 0$, в состояние (3), устойчивое при входном наборе (0010). Эти переходы удовлетворяют правилу функционирования DV -триггера со статическим входом управления. Оба варианта отражены в табл. 4.11. Рассмотрев аналогично все возможные переходы, можно убедиться в том, что табл. 4.11 представляет множество УА DV -триггеров со статическим и динамическим входами управления.

Проведем синтез DV -триггера, правило функционирования которого детализировано следующим образом: триггер работает как DV -триггер с динамическим входом управления относительно информационного сигнала D и со статическим входом управления относительно сигнала V . Правило функционирования такого триггера отражено в табл. 4.12, которая представляет собой вариант обобщенной таблицы переходов (табл. 4.11). Составим по табл. 4.12 структурную таблицу УА (табл. 4.13). Найдем из табл. 4.13 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S} и \bar{R} :

$$\begin{aligned}\bar{S} &= C\bar{V}\bar{V}r\bar{V}\bar{D}\bar{S}, \\ \bar{R} &= C\bar{V}\bar{V}s\bar{V}D\bar{r}.\end{aligned}\quad (4.8)$$

Таблица 4.13

Переход	C D V Q s r	S R
1 (1—3)→2	1 — — — — —	0 0
2 1→2	0 — 0 1 — 0	0 0
3 3→2	0 — 0 0 0 —	0 0
4 2→1	0 1 1 — — 0	1 0
5 1→1	0 — 1 1 1 0	1 0
6 2→3	0 0 1 — 0 —	0 1
7 3→3	0 — 1 0 0 1	0 1

Перейдем от уравнений (4.8) к структурным формулам

$$S = \overline{C\bar{V}\bar{V}r\bar{V}\bar{D}\bar{S}}, \quad (4.9)$$

$$R = \overline{C\bar{V}\bar{V}s\bar{V}D\bar{r}}.$$

Если в выражении (4.8) для R простую импликанту s заменить импликантой $s\bar{r}$ (с целью устранить знак инверсии над буквой \bar{D}), то от уравнений (4.8) легко перейти к структурным формулам

$$S = \overline{C\bar{V}\bar{V}r\bar{V}\bar{D}\bar{S}}, \quad (4.10)$$

$$R = \overline{C\bar{V}\bar{V}r\bar{V}\bar{D}\bar{S}}.$$

Структурные формулы (4.10) определяют схему DV -триггера [3], построенную на основе D -триггера (рис. 4.9). Проведем синтез DV -триггера с динамическим входом управления относительно сигналов D и V . Правило его функционирования отражено в табл. 4.14, полученной из обобщенной таблицы переходов (табл. 4.11). По табл. 4.14 составим структурную таблицу УА DV -триггера (табл. 4.15). Из табл. 4.15 найдем простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S} и \bar{R} :

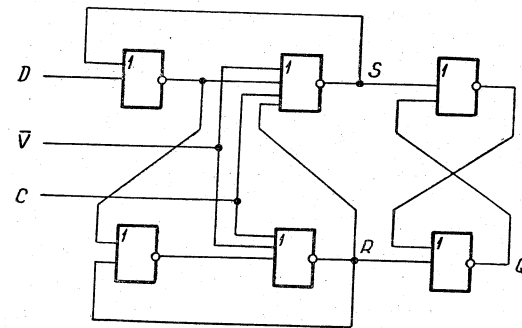


Рис. 4.9. Схема DV -триггера

$$\begin{aligned}\bar{S} &= C\bar{V}r\bar{V}\bar{Q}\bar{V}\bar{S}\bar{D}\bar{V}, \\ \bar{R} &= C\bar{V}s\bar{V}\bar{Q}\bar{V}\bar{r}\bar{D}\bar{V}.\end{aligned}\quad (4.11)$$

Уравнения (4.11) содержат прямое и инверсное значения сиг-

Таблица 4.14

CDVQ										S R	
1 — — —	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111			
1	2	—	—	—	(1)	(1)	(1)	(1)	(1)	1	0
2	(2)	3	3	3	1	1	1	3	1	0	0
3	2	(3)	(3)	(3)	—	—	(3)	—	—	0	1

нала V . Однако, как следует из табл. 4.15, переходы, связанные с изменением значения V (интервалы 4 и 7), покрываются импликантами r и s . Следовательно, ДНФ (4.11) свободны от состязаний.

Перейдем от уравнений (4.11) к структурным формулам

$$\begin{aligned} S &= \overline{C \vee r \vee Q \vee V \vee V s \vee D \vee V}, \\ R &= \overline{C \vee s \vee \bar{Q} \vee V \vee V r \vee \bar{D} \vee V}. \end{aligned} \quad (4.12)$$

Формулы (4.12) определяют схему DV -триггера с динамическим входом управления по отношению к сигналам D и V , свободную от всех видов состязаний (рис. 4.10).

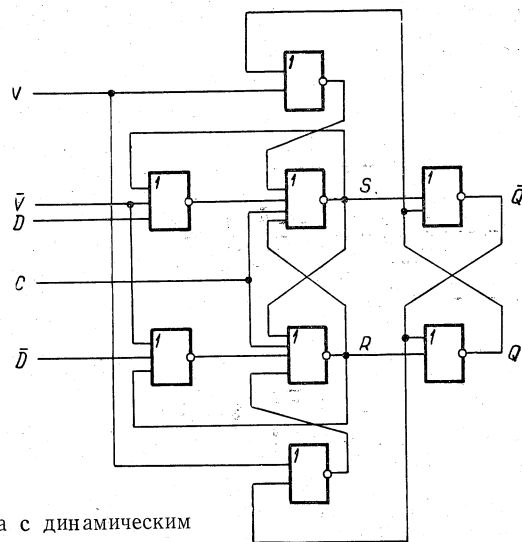


Рис. 4.10. Схема DV-триггера с динамическим входом управления

4.4. RS-ТРИГГЕР

RS -триггер имеет управляющий C и два информационных S, R входы. Функционирование RS -триггера определяется следующим правилом: выходной сигнал Q триггера при изменении сигнала управления C с единицы на нуль принимает единичное значение, если на информационных входах присутствуют сигналы $S=1, R=0$, нулевое значение, если $S=0, R=1$, и не меняет

Таблица 4.15

	Переход	C	D	V	Q	s	r	S	R
1	$(1-3) \rightarrow 2$	1	—	—	—	—	—	0	0
2	$2 \rightarrow 1$	0	1	1	—	—	0	1	0
3	$2 \rightarrow 1$	0	—	0	1	—	0	1	0
4	$1 \rightarrow 1$	0	—	—	1	1	0	1	0
5	$2 \rightarrow 3$	0	—	0	0	0	—	0	1
6	$2 \rightarrow 3$	0	0	1	—	0	—	0	1
7	$3 \rightarrow 3$	0	—	—	0	0	1	0	1

Таблица 4.16

	$C \overset{t}{R} S Q$				$S' R'$		$t+1$ Q
1	1	—	—	—	0	0	—
2	0	0	0	0	0	—	0
3	0	1	0	0	0	—	0
4	0	0	1	0	1	0	1
5	0	0	0	1	—	0	1
6	0	1	0	1	0	1	0
7	0	0	1	1	—	0	1

Таблица 4.16									
	t				$S' R'$		$t+1$		
	C	R	S	Q				Q	
1	1	—	—	—	0	0	—		
2	0	0	0	0	0	—	0		
3	0	1	0	0	0	—	0		
4	0	0	1	0	1	0	1		
5	0	0	0	1	—	0	1		
6	0	1	0	1	0	1	0		
7	0	0	1	1	—	0	1		

Таблица 4.17

CRSQ							$S' R$
1 — — —	0000	0100	0010	0001	0101	0011	
2 (2) 2	— (2) \vee^3 $-\vee(3)$	— (2) \vee^3 (3)	(1) 1 —	$-\vee(1)$ (2) \vee^1 —	— 3 (3)	(1) (2) \vee^1 —	1 0 0 0 0 1

Таблица 4.18

CRSQ								S' R'	
1 — — —	0000	0100	0010	0001	0101	0011			
1	2	—	(1)	2V(1)	3V(1)	(1)	1	0	
2	(2)	(2)V3	(2)V3	1	(2)V1	3	0	0	
3	2	2V(3)	(3)	1V(3)	—	(3)	0	1	

Таблица 4.19

CRSQ								S' R'	
1 — — —	0000	0100	0010	0001	0101	0011			
1	2	—	(1)	(1)	(1)	(1)	1	0	
2	(2)	(2)	3	1	(2)	3	0	0	
3	2	(3)	(3)	(3)	—	(3)	0	1	

Предположим, что информационные сигналы могут изменять свои значения и при $C=0$. Определяя необходимые переходы УА, строим окончательную обобщенную таблицу переходов (табл. 4.18). Если УА находится в состоянии (1), устойчивом при входном наборе (0011), то при $S: 1 \rightarrow 0$ он должен либо остаться в том же состоянии (1), либо перейти в состояние (2), устойчивое при наборе (0001). В обоих случаях значение Q не меняется в соответствии с правилом функционирования RS-триггера. Допустим, что УА находится в состоянии (1) при входном наборе (0001) и $R: 0 \rightarrow 1$. Тогда значение выходного сигнала Q должно либо остаться неизменным для RS-триггера с динамическим входом управления, либо измениться для триггера со статическим входом управления. Эти требования отражаем записью $3V(1)$ на пересечении первой строки со столбцом (0101). Аналогично заполняем места в последней строке табл. 4.18. Из всего многообразия схемных решений RS-триггера, определяемого выбором вариантов этой таблицы, укажем лишь две схемы. Широко распространенной схеме RS-триггера на шести элементах (рис. 4.11) [3] соответствует вариант обобщенной таблицы переходов, представленный в табл. 4.19.

По таблице переходов (табл. 4.19) составим структурную таблицу (табл. 4.20). Найдем из табл. 4.20 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S}' и \bar{R}' :

$$\begin{aligned}\bar{S}' &= C \vee r' \vee \bar{s}' \bar{s}, \\ \bar{R}' &= C \vee s' \vee \bar{r}' \bar{r}.\end{aligned}\quad (4.13)$$

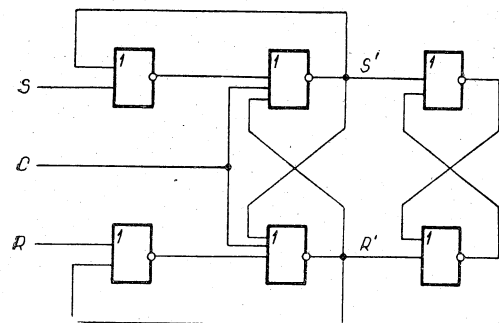


Рис. 4.11. Схема RS-триггера

Перейдем от уравнений (4.13) к структурным формулам

$$\begin{aligned}\bar{S}' &= C \vee r' \vee \bar{s}' \bar{s}, \\ \bar{R}' &= C \vee s' \vee \bar{r}' \bar{r},\end{aligned}\quad (4.14)$$

которым соответствует схема рис. 4.11.

Из анализа таблицы переходов (табл. 4.19) следует, что эта схема функционирует в некоторых переходах как триггер со статическим входом управления.

Из табл. 4.18 нетрудно выделить варианты переходов, при которых изменения сигналов S и R при $C=0$ не влекут за собой переключений выходного сигнала RS-триггера.

Таблица 4.20

Переход	C R S Q s' r'	S' R'
1 (1-3)→2	1 — — — —	0 0
2 2→2	0 0 0 — 0 0	0 0
3 2→1	0 0 1 — 0 0	1 0
4 1→1	0 — 0 1 1 0	1 0
5 2→3	0 1 0 — 0 —	0 1
6 3→3	0 0 — 0 0 1	0 1

Таблица 4.21

CRSQ								S' R'	
1 — — —	0000	0100	0010	0001	0101	0011			
1	2	—	—	(1)	(1)	(1)	1	0	
2	(2)	3	3	1	1	3	0	0	
3	2	(3)	(3)	(3)	—	(3)	0	1	

Таблица 4.22

Переход	C R S Q s' r'	S' R'
1 (1-3)→2	1 — — — —	0 0
2 2→1	0 0 1 — — 0	1 0
3 2→1	0 0 0 1 — 0	1 0
4 1→1	0 1 0 1 1 0	1 0
5 2→3	0 — 0 0 0 —	0 1
6 2→3	0 1 0 1 0 —	0 1
7 3→3	0 0 1 0 0 1	0 1

гера (табл. 4.21). Эта таблица описывает функционирование RS-триггера с динамическим входом управления. По табл. 4.21 составим структурную таблицу УА (табл. 4.22). Найдем из табл. 4.22 простые импликанты, покрывающие нулевые интер-

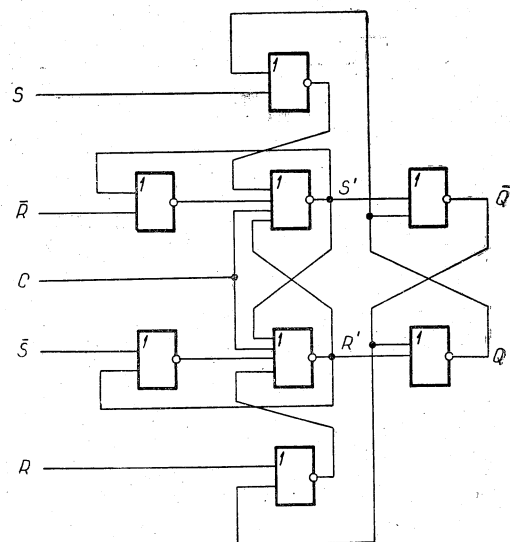


Рис. 4.12. Схема RS-триггера с динамическим входом управления

валы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S}' и \bar{R}' :

$$\begin{aligned}\bar{S}' &= C \vee r' \vee \bar{Q} \bar{S} \vee \bar{S}' R, \\ \bar{R}' &= C \vee s' \vee Q \bar{R} \vee \bar{R}' S.\end{aligned}\quad (4.15)$$

От уравнений (4.15) перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned}\bar{S}' &= \overline{C \vee r' \vee \bar{Q} \bar{S} \vee \bar{S}' R}, \\ \bar{R}' &= \overline{C \vee s' \vee Q \bar{R} \vee \bar{R}' S}.\end{aligned}\quad (4.16)$$

Формулы (4.16) определяют схему RS-триггера с динамическим входом управления (рис. 4.12), свободную от состязаний.

4.5. JK-ТРИГГЕР

JK-триггер имеет вход управления C и два информационных входа. Если сигналы $J=K=1$, то JK-триггер функционирует как T-триггер. При других значениях информационных сигналов он функционирует аналогично RS-триггеру (вход J эквивалентен входу S , вход K — входу R). Таблица состояний JK-триггера представлена табл. 4.23.

Разнообразие схемных реализаций этого триггера отобразим с помощью обобщенной таблицы переходов (табл. 4.24). Эта таблица строится на основе таблиц переходов УА T-триггера

Таблица 4.23

	C	J	K	Q	S	R	$t+1$ Q
1	1	—	—	—	0	0	—
2	0	0	0	0	0	—	0
3	0	1	0	0	1	0	1
4	0	0	1	0	0	—	0
5	0	1	1	0	1	0	1
6	0	0	0	1	—	0	1
7	0	1	0	1	—	0	1
8	0	0	1	1	0	1	0
9	0	1	1	1	0	1	0

(табл. 4.2) и RS-триггера (табл. 4.18): в столбцах (0110) и (0111) указываются те же переходы, что и в табл. 4.2, остальные столбцы повторяют столбцы табл. 4.18.

Построим схему JK-триггера со статическим входом управления. Функционирование этого типа триггера отражено в табл. 4.25, которая представляет собой вариант обобщенной таблицы переходов (табл. 4.24). Заметим, что в табл. 4.25 переходы (1)→(3); (3)→(1) заменены соответственно переходами (1)→2→(3),

(3)→2→(1). Это сделано с целью исключения состязаний между сигналами S и R согласно требованиям, изложенным в начале главы. Переходим к структурной таблице (табл. 4.26), из которой находим кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний:

$$\bar{S} = C \vee J \vee r \vee Q \bar{s},$$

$$\bar{R} = C \vee K \vee s \vee Q \bar{r}.$$

Структурные формулы

$$S = \overline{C \vee J \vee r \vee Q \bar{s}},$$

$$R = \overline{C \vee K \vee s \vee Q \bar{r}}.$$

Таблица 4.24

	$CJKQ$								S	R
	1 — — —	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111	
1	2	—	(1)	—	(1)	2 ∨ (1)	(1)	3 ∨ (1)	(1)	1 0
2	(2)	(2) ∨ 3	1	(2) ∨ 3	1	(2) ∨ 1	(2) ∨ 1	3	3	0 0
3	2	2 ∨ (3)	1 ∨ (3)	(3)	(3)	—	—	(3)	(3)	0 1

Таблица 4.25

	$CJKQ$								S	R
	1 — — —	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111	
1	2	—	(1)	—	(1)	2	(1)	2	(1)	1 0
2	(2)	(2)	1	(2)	1	(2)	(2)	3	3	0 0
3	2	2	2	(3)	(3)	—	—	(3)	(3)	0 1

определяют схему, устойчивую к состязаниям всех видов, JK -триггера со статическим входом управления. Эта схема содержит шесть логических элементов и аналогична схеме T -триггера (рис. 4.5).

Функционирование JK -триггера с динамическим входом управления определяется вариантом обобщенной таблицы переходов (табл. 4.27). Как следует из этой таблицы, изменения сигналов J и K при $C=0$ не могут привести к изменению выходного сигнала триггера.

По табл. 4.27 составим структурную таблицу УА (табл. 4.28). Из табл. 4.28 найдем простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ для функций \bar{S} и \bar{R} :

$$\begin{aligned}\bar{S} &= C \vee r \vee J \bar{Q} \vee \bar{s} K Q, \\ \bar{R} &= C \vee s \vee \bar{K} Q \vee \bar{r} J \bar{Q}.\end{aligned}\quad (4.17)$$

Таблица 4.27

C J K Q										S R	
1 — — —		0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111		
1 2 3	2	—	(1)	—	(1)	(1)	(1)	(1)	(1)	1	0
	(2)	3	1	3	1	1	1	3	3	0	0
	2	(3)	(3)	(3)	(3)	—	—	(3)	(3)	0	1

Уравнения (4.17) содержат переменную Q в прямой и инверсной форме. Как следует из табл. 4.28, интервалы переходов, при которых изменяется значение этой переменной, покрываются импликантами s и r . Следовательно, ДНФ (4.17) свободны от состязаний.

Таблица 4.28

Переход	C	J	K	Q	s	r	S	R
1 (1—3)→2	1	—	—	—	—	—	0	0
2 2→1	0	1	—	0	—	0	1	0
3 2→1	0	—	0	1	—	0	1	0
4 1→1	0	—	—	1	1	0	1	0
5 2→3	0	0	—	0	0	—	0	1
6 2→3	0	—	1	1	0	—	0	1
7 3→3	0	—	—	0	0	1	0	1

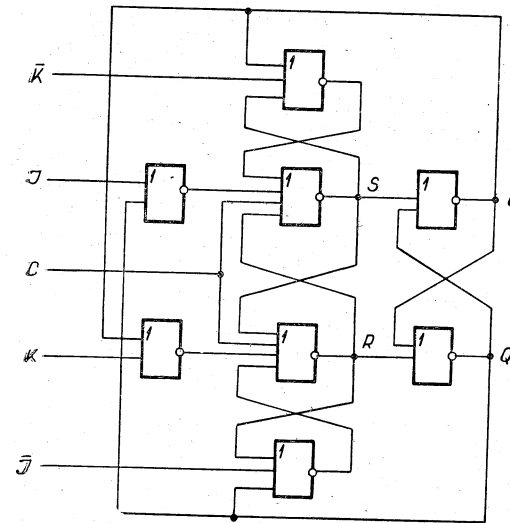


Рис. 4.13. Схема JK -триггера с динамическим входом управления

От уравнений (4.17) переходим к структурным формулам

$$\begin{aligned}S &= C \vee r \vee J \vee Q \vee s \vee \bar{K} \vee \bar{Q}, \\ R &= C \vee s \vee \bar{K} \vee Q \vee r \vee J \vee Q.\end{aligned}\quad (4.18)$$

Формулы (4.18) определяют схему JK -триггера с динамическим входом управления, свободную от состязаний (рис. 4.13).

В заключение главы отметим следующее. Исходя из таблицы состояний для каждого из рассмотренных триггеров можно построить сжатую таблицу переходов модели Мили. Синтез УА по этой модели (точнее, на основе композиции автоматов) приводит к триггерным схемам, называемым обычно схемами типа ведущий—ведомый. Однако в подобных схемах требуется вводить не только сигнал C , но и инверсный ему сигнал \bar{C} . Для устранения возникающих при этом существенных состязаний можно применять логические элементы из смешанного базиса (см. пример синтеза T -триггера в § 2.8). Однако получающиеся при этом схемы более сложны по сравнению со схемами, полученными на основе композиционной модели.

СЧЕТЧИКИ И РЕГИСТРЫ СДВИГА

Основная функция счетчика — регистрация числа сигналов, поступающих на его счетный вход. Подсчитанное число входных сигналов представляется на выходе счетчика в определенной системе кодирования состояний. Если система позиционная двоичная, то и счетчики называют двоичными. Двоичные счетчики находят массовое применение в устройствах автоматики и вычислительной техники. Широкое распространение получили счетчики, работающие в непозиционной системе кодирования, например в циклическом коде, кодах Грея, Джонсона и т. д. Такие счетчики используются и для распределения входных сигналов. Существенной характеристикой счетчика является коэффициент пересчета, или модуль счета. Он определяет максимальное число входных сигналов, которое может зафиксировать данный счетчик. В предыдущей главе был синтезирован одnorазрядный двоичный счетчик — T -триггер. В настоящей главе рассматривается синтез многоразрядных двоичных и недвоичных счетчиков с различными коэффициентами пересчета, а также регистров сдвига.

Моделью рассматриваемых устройств является композиционная модель автомата, содержащая УА и n подавтоматов, в качестве которых примем бистабильные ячейки A_1, \dots, A_n (рис. 5.1). На рис. 5.1 сигнал C — входной сигнал, Q_1, \dots, Q_n — выходные сигналы. Бистабильные ячейки A_1, \dots, A_n с выходами Q_1, \dots, Q_n запоминают двоичные цифры. Обычно многоразрядные устройства проектируют на базе одnorазрядных уст-

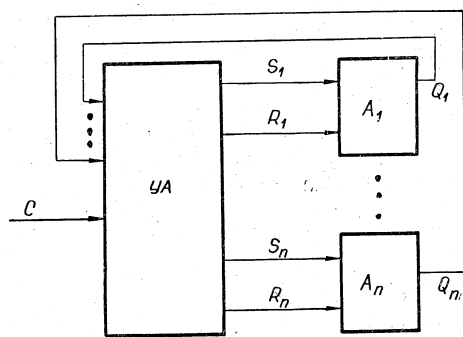


Рис. 5.1. Композиционная модель счетчика

ройств, иными словами, в качестве подавтоматов берут D -триггеры или другие разновидности триггеров с динамическим входом управления (§ 3.5). Такой подход обладает рядом достоинств, особенно при реализации, например, счетчиков на отдельных интегральных схемах, содержащих логические элементы или одnorазрядные счетчики. Однако при реализации счетчиков на одной интегральной схеме не менее полезным может оказаться подход, состоящий в проектировании счетчиков из более мелких, чем триггеры, подавтоматов. Использование в качестве подавтоматов бистабильных ячеек позволяет расширить класс схемотехнических решений счетчиков, найти новые и полезные схемы, ориентированные на интегральное исполнение. Многоразрядные счетчики, построенные из одnorазрядных, образуют в расширенном классе схемотехнических решений только одно из подмножеств.

Особенностью счетчиков и регистров сдвига, рассмотренных в настоящей главе, является то, что в соответствии с композиционной моделью выходы УА использованы для кодирования внутренних состояний УА. Полученные схемы обладают устойчивостью ко всем видам состязаний, возможных в композиционной модели.

5.1. ДВОИЧНЫЕ СЧЕТЧИКИ С ПОСТОЯННЫМ КОЭФФИЦИЕНТОМ ПЕРЕСЧЕТА

Проведем синтез двухразрядного счетчика по модулю четыре. Воспользуемся графом автомата и композиционной моделью счетчика для построения таблицы состояний синтезируемого счетчика (табл. 5.1). Каждая строка табл. 5.1 соответствует вершине графа, изображенного на рис. 3.11. Так как в композиционной модели счетчика входными сигналами для УА помимо независимого входного сигнала C являются и сигналы Q_1, Q_2 , то в

Таблица 5.1

	t							$t+1$	
	C	Q_1	Q_2	S_1	R_1	S_2	R_2	Q_1	Q_2
1	1	0	0	0	—	0	—	0	0
2	0	0	0	1	0	0	—	1	0
3	1	1	0	—	0	0	—	1	0
4	0	1	0	0	1	1	0	0	1
5	1	0	1	0	—	—	0	0	1
6	0	0	1	1	0	—	0	1	1
7	1	1	1	—	0	—	0	1	1
8	0	1	1	0	1	0	1	0	0

Таблица 5.2

	S_1	R_1	S_2	R_2
1	0	0	0	0
2	1	0	0	0
3	0	1	1	0
4	0	1	0	1

табл. 5.1 они приписаны к сигналу C . Входные сигналы C, Q_1, Q_2 действуют на УА в момент времени t . Соответствующие выходные сигналы счетчика Q_1, Q_2 появляются в момент $t+1$. Чтобы изменить требуемым образом значения выходных сигналов Q_1, Q_2 , необходимо возбудить, т. е. перевести в единичное состояние (для бистабильных ячеек на элементах типа ИЛИ—НЕ), определенные выходы УА. Многообразие схемных решений двоичных счетчиков определяется множеством вариантов доопределения значений выходных сигналов УА (см. табл. 5.1). Выберем один из вариантов доопределения, когда все неопределенные значения сигналов S_1, R_1, S_2, R_2 доопределены нулями. Этому варианту соответствует код четырех внутренних состояний УА (табл. 5.2). Исходя из табл. 5.1, доопределенной указанным образом, построим таблицу внутренних состояний счетчика (табл. 5.3). В табл. 5.3 выделены пары внутренних состояний счетчика, между которыми указаны переходы под воздействием сигнала $C=0$. При $C=1$, как следует из табл. 5.1, $S_1=R_1=S_2=R_2=0$. Из внутренних состояний 2—4 УА при $C=1$ переходит в состояние (1) (табл. 5.2), т. е. в таких переходах гонки отсутствуют. Убедимся в отсутствии гонок и для пар переходов при $C=0$. С этой целью рассмотрим попарно переходы между внутренними состояниями счетчика $1 \rightarrow 2, 3 \rightarrow 4, 5 \rightarrow 6, 7 \rightarrow 8$ (табл. 5.3). Для пары переходов $1 \rightarrow 2$ и $3 \rightarrow 4$ справедливо условие 5 правильного кодирования, приведенное в табл. 3.4; этому условию удовлетворяют переменные S_1, R_1, Q_1 . Для пары переходов $1 \rightarrow 2$ и $5 \rightarrow 6$ справедливо условие 2, приведенное в табл. 3.4 (имеется развязывающая переменная Q_2). Аналогичным образом можно убедиться в выполнении условий правильного кодирования и для других пар переходов. В результате проверки правильности кода можно сделать вывод, что выбранный код внутренних состояний является противогончным.

От табл. 5.1 и 5.2 для установления правила функционирования УА удобно обратиться к диаграмме переходов УА (рис. 5.2). Петли при вершинах диаграммы на рис. 5.2 отражают требование отсутствия состязаний между выходными сигналами Q_1 и Q_2 бистабильных ячеек A_1 и A_2 (изменение сигналов Q_1, Q_2 не должно приводить к изменению внутреннего состояния УА). Диаграмме переходов на рис. 5.2 можно сопоставить таблицу

Таблица 5.3

	A_1			A_2		
	S_1	R_1	Q_1	S_2	R_2	Q_2
1	0	0	0	0	0	0
2	1	0	1	0	0	0
3	0	0	1	0	0	0
4	0	1	0	1	0	1
5	0	0	0	0	0	1
6	1	0	1	0	0	1
7	0	0	1	0	0	1
8	0	1	0	0	1	0

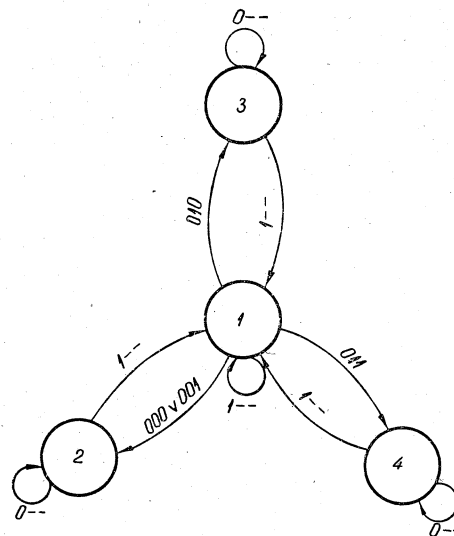


Рис. 5.2. Диаграмма переходов управляющего автомата двоичного счетчика

переходов УА (табл. 5.4). В строках 5—7 табл. 5.4 перечислены промежуточные неустойчивые состояния 5—7 УА, вызванные возможной неодновременностью возбуждения в одном переходе двух выходов УА. Например, при переходе УА из состояния (1) в состояние (3) возбуждаются выходы УА R_1 и S_2 , при этом возможно появление неустойчивого состояния 5. Состояние 5 возможно и при переходе из (1) в (4). Из состояния 5 указаны переходы в состояние 3 под воздействием входных наборов (000), (010) и в состояние 4 под воздействием входных наборов (001), (011), аналогично тому, как сделано в при-

мере 3.5.1. Для реализации противогончного свойства кода доопределены также переходы из состояний 6 и 7.

Таблица 5.4

	CQ_1Q_2					$S_1 R_1 S_2 R_2$			
	1 --	000	001	010	011				
1	(1)	2	2	3	4	0	0	0	0
2	1	(2)	(2)	(2)	(2)	1	0	0	0
3	1	(3)	(3)	(3)	(3)	0	1	1	0
4	1	(4)	(4)	(4)	(4)	0	1	0	1
5	1	3	4	3	4	0	1	0	0
6	1	—	—	3	3	0	0	1	0
7	1	—	—	4	4	0	0	0	1

От табл. 5.4 перейдем к структурной таблице УА (табл. 5.5). Найдем из табл. 5.5 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы переходов функций S_1, R_1, S_2, R_2 , и запишем

Таблица 5.5

Переход	C	Q ₁	Q ₂	s ₁	r ₁	s ₂	r ₂	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂
1 (1→7)→1	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0
2 1→2	0	0	—	—	0	0	0	1	0	0	0
3 2→2	0	—	—	1	0	0	0	1	0	0	0
4 1→3	0	1	0	0	—	—	0	0	1	1	0
5 3→3	0	—	—	0	1	1	0	0	1	1	0
6 5→3	0	—	0	0	1	—	0	0	1	1	0
7 6→3	0	1	—	0	—	1	0	0	1	1	0
8 1→4	0	1	1	0	—	0	—	0	1	0	1
9 4→4	0	—	—	0	1	0	1	0	1	0	1
10 5→4	0	—	1	0	1	0	—	0	1	0	1
11 7→4	0	1	—	0	—	0	1	0	1	0	1

кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для инверсий этих функций:

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= C \vee r_1 \vee \bar{s}_1 Q_1, \\ \bar{R}_1 &= C \vee s_1 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1, \\ \bar{S}_2 &= C \vee s_1 \vee r_2 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1 \vee \bar{s}_2 Q_2, \\ \bar{R}_2 &= C \vee s_1 \vee s_2 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_2.\end{aligned}\quad (5.1)$$

Инвертируя левые и правые части уравнений (5.1) и применяя к правым частям правило де Моргана, получим структурные формулы

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{C \vee r_1 \vee \bar{s}_1 \bar{Q}_1}, \\ R_1 &= \overline{C \vee s_1 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1}, \\ S_2 &= \overline{C \vee s_1 \vee r_2 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1 \vee \bar{s}_2 \bar{Q}_2}, \\ R_2 &= \overline{C \vee s_1 \vee s_2 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_2}.\end{aligned}\quad (5.2)$$

Формулы (5.2) определяют схему двухразрядного двоичного счетчика, устойчивую ко всем видам состязаний. Синтезированный счетчик содержит 12 элементов ИЛИ—НЕ с суммарным числом входов 32 (рис. 5.3). Нетрудно убедиться, что полученная схема итеративна. На рис. 5.3 указаны выходы двухразрядного счетчика, являющиеся входами для третьего разряда. Достоинство счетчика состоит в том, что он обладает высоким быстродействием, равным быстродействию одного симметричного Т-триггера, независимо от числа разрядов (однако с ростом числа разрядов увеличивается нагрузка логических элементов, что приводит к увеличению их времени задержки). Схему счет-

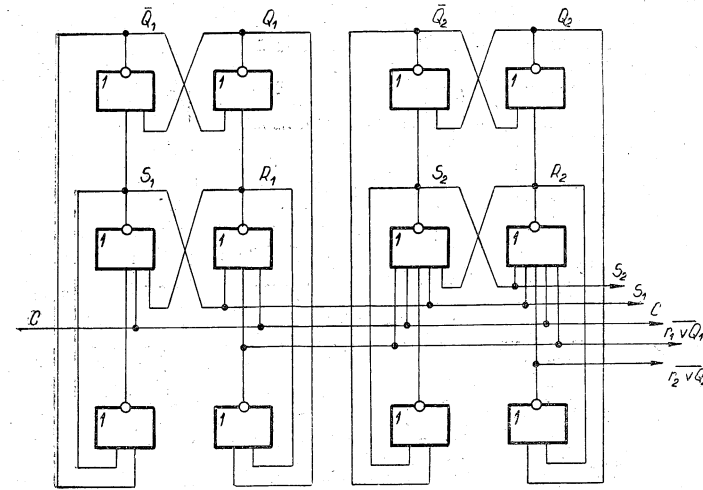


Рис. 5.3. Схема двухразрядного двоичного счетчика

чика можно упростить. Для этого возьмем в выражениях (5.1) вместо простых импликант s_1 и s_2 импликанты $s_1 \bar{r}_1$ и $s_2 \bar{r}_2$. Возможность такой замены очевидна из табл. 5.5. Тогда функции \bar{S}_1 , \bar{R}_1 , \bar{S}_2 , \bar{R}_2 можно представить в следующем виде:

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= C \vee r_1 \vee \bar{s}_1 Q_1, \\ \bar{R}_1 &= C \vee \bar{r}_1 (s_1 \vee \bar{Q}_1), \\ \bar{S}_2 &= C \vee r_2 \vee \bar{r}_1 (s_1 \vee \bar{Q}_1) \vee \bar{s}_2 Q_2, \\ \bar{R}_2 &= C \vee \bar{r}_1 (s_1 \vee \bar{Q}_1) \vee \bar{r}_2 (s_2 \vee \bar{Q}_2).\end{aligned}\quad (5.3)$$

Перейдем от уравнений (5.3) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{C \vee r_1 \vee \bar{s}_1 \bar{Q}_1}, \\ R_1 &= \overline{C \vee \bar{r}_1 \vee s_1 \bar{Q}_1}, \\ S_2 &= \overline{C \vee r_2 \vee \bar{r}_1 \vee \bar{s}_1 \bar{Q}_1 \vee \bar{s}_2 \bar{Q}_2}, \\ R_2 &= \overline{C \vee \bar{r}_1 \vee s_1 \bar{Q}_1 \vee \bar{r}_2 \vee s_2 \bar{Q}_2}.\end{aligned}\quad (5.4)$$

Формулы (5.4) определяют схему счетчика [20], устойчивую ко всем видам состязаний (рис. 5.4). Два разряда этого счетчика содержат 12 элементов с общим числом входов 28. Однако быстродействие данного варианта счетчика ниже, чем быстродействие счетчика, представленного на рис. 5.3.

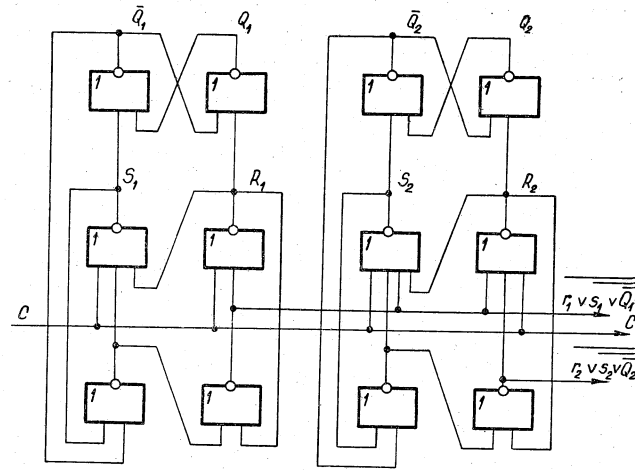


Рис. 5.4. Схема двухразрядного двоичного счетчика с меньшим числом связей между логическими элементами

Вернемся к рассмотрению таблицы переходов 5.4 и проведем анализ значений выходных сигналов УА в состояниях 1—4. Нетрудно заметить, что выходной сигнал R_1 можно интерпретировать как дизъюнкцию выходных сигналов S_2 и R_2 . Поскольку бистабильные ячейки A_1 и A_2 реализованы на элементах типа ИЛИ—НЕ, то дизъюнкцию сигналов ($S_2 \vee R_2$) можно осуществить непосредственно на бистабильной ячейке, добавив к элементу, на который поступает сигнал R_1 , один вход. Такому преобразованию схемы соответствует переход от модели с двумя независимыми подавителями на выходе к композиционной модели, в которой бистабильные ячейки A_1 и A_2 образуют один подавитель (рис. 5.5). Проведем синтез счетчика на основе этой модели. Аналогично табл. 5.4 составим таблицу переходов УА модифицированного счетчика (табл. 5.6). В этой таблице внутренним состояниям сопоставлен соседний код, поэтому гонок в автомате нет. По табл. 5.6 составим структурную таблицу УА (табл. 5.7). Найдем из табл. 5.7

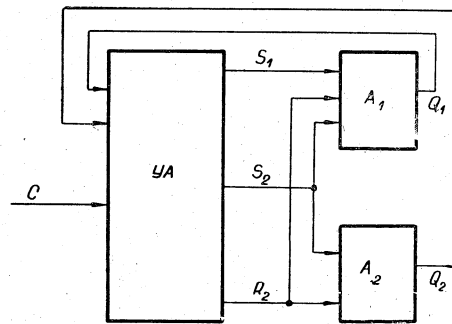


Рис. 5.5. Модифицированная модель счетчика

Таблица 5.6

		CQ_1Q_2				$S_1 S_2 R_2$		
1	—	000	001	010	011			
1	(1)	2	2	3	4	0	0	0
2	1	(2)	(2)	(2)	(2)	1	0	0
3	1	(3)	(3)	(3)	(3)	0	1	0
4	1	(4)	(4)	(4)	(4)	0	0	1

Таблица 5.7

Переход	C	Q_1	Q_2	s_1	s_2	r_2	S_1	S_2	R_2
1 (1—4)→1	1	—	—	—	—	—	0	0	0
2 1→2	0	0	—	—	0	0	1	0	0
3 2→2	0	—	—	1	0	0	1	0	0
4 1→3	0	1	0	0	—	0	0	1	0
5 3→3	0	—	—	0	1	0	0	1	0
6 1→4	0	1	1	0	0	—	0	0	1
7 4→4	0	—	—	0	0	1	0	0	1

простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций S_1 , S_2 , R_2 :

$$\bar{S}_1 = C \vee s_2 \vee r_2 \vee \bar{s}_1 \bar{Q}_1,$$

$$\bar{S}_2 = C \vee s_1 \vee r_2 \vee \bar{s}_2 \bar{Q}_1 \vee \bar{s}_2 Q_2, \quad (5.5)$$

$$\bar{R}_2 = C \vee s_1 \vee s_2 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_1 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_2.$$

Изменим уравнения (5.5). Для этого вместо простых импликант $\bar{s}_2 \bar{Q}_1$ и $\bar{r}_2 \bar{Q}_1$ возьмем общую импликанту $\bar{s}_2 \bar{r}_2 \bar{Q}_1$. Перейдем от уравнений (5.5) к структурным формулам

$$S_1 = C \vee s_2 \vee r_2 \vee \bar{s}_1 \vee \bar{Q}_1,$$

$$S_2 = C \vee s_1 \vee r_2 \vee \bar{s}_2 \vee \bar{r}_2 \vee \bar{Q}_1 \vee s_2 \vee \bar{Q}_2, \quad (5.6)$$

$$R_2 = C \vee s_1 \vee s_2 \vee \bar{s}_2 \vee \bar{r}_2 \vee \bar{Q}_1 \vee \bar{r}_2 \vee Q_2.$$

Счетчик, определяемый формулами (5.6), свободен от всех видов состязаний. Синтезированный счетчик содержит 11 элементов с общим числом входов 32 (рис. 5.6). Особенность данной схемы счетчика — наличие в УА трехстабильного триггера. Быстродействие этого счетчика такое же, как и у счетчика на рис.

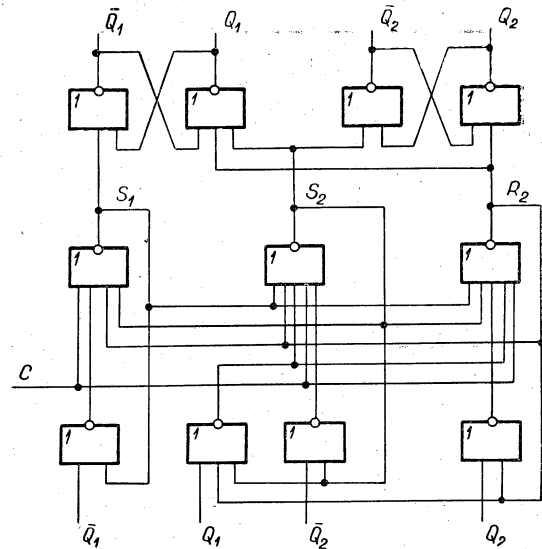


Рис. 5.6. Модифицированная схема двоичного счетчика (первый вариант)

5.3. Полученную схему можно упростить, если в выражениях (5.5) вынести за скобки общие члены \bar{s}_2 и \bar{r}_2 . Тогда структурные формулы примут вид

$$\begin{aligned} S_1 &= \overline{C V s_2 V r_2 V s_1 V \bar{Q}_1}, \\ S_2 &= \overline{C V s_1 V r_2 V s_2 V \bar{Q}_1 V Q_2}, \\ R_2 &= \overline{C V s_1 V s_2 V r_2 V \bar{Q}_1 V \bar{Q}_2}. \end{aligned} \quad (5.7)$$

Схема счетчика, определяемая формулами (5.7), содержит 12 элементов с общим числом входов 31 (рис. 5.7). В отличие от предыдущей схемы в схеме счетчика на рис. 5.7 не требуются элементы с числом входов более четырех.

В качестве примера синтеза счетчика с коэффициентом пересчета, отличным от 2^n , проведем синтез двоичного двухрядного счетчика по модулю три. Составим сжатую таблицу состояний счетчика (табл. 5.8). Эта таблица содержит четыре выходных набора УА, в которых значения сигналов S_1, R_1, S_2, R_2 доопределены нулями. Заметим, что значения сигналов R_1 и S_2 при таком доопределении совпадают. Заменяем эту пару сигналов одним сигналом S_2 . Диаграмма переходов УА с учетом такой замены представлена на рис. 5.8. Петли при вершинах диаграммы на рис. 5.8 отражают требование отсутствия состояний между выходными сигналами подавтоматов A_1 и A_2 . Диа-

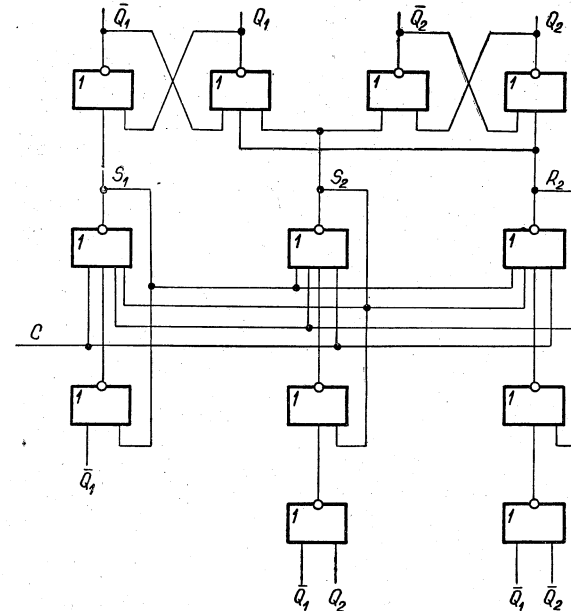


Рис. 5.7. Модифицированная схема двоичного счетчика (второй вариант)

грамме переходов на рис. 5.8 соответствует таблица переходов УА (табл. 5.9). Заметим, что код внутренних состояний является соседним. Из табл. 5.9 видно, что последовательности изменений сигнала C с единицы на нуль однозначно соответствует чередование единичных значений сигналов S_1, S_2, R_2 . Вследствие этого выходы УА можно рассматривать как выходы распределителя входного сигнала C по трем каналам, т. е. данный счетчик помимо

Таблица 5.8

	t	C	Q_1	Q_2	S_1	R_1	S_2	R_2	$t+1$	Q_1	Q_2
1	1	—	—	—	0	0	0	0	—	—	—
2	0	0	0	0	1	0	0	0	1	0	
3	0	1	0		0	1	1	0	0	1	
4	0	0	1		0	0	0	1	0	0	

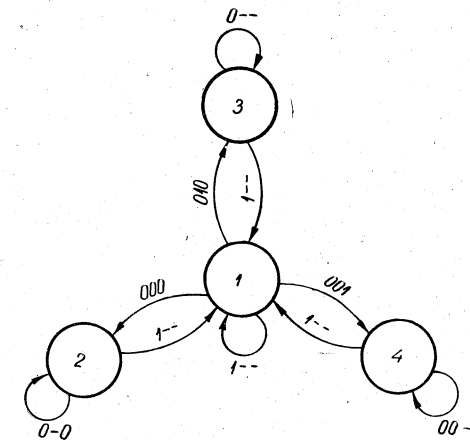


Рис. 5.8. Диаграмма переходов управляющего автомата счетчика по модулю три. Код внутренних состояний: (1) — (000), (2) — (100), (3) — (010), (4) — (001).

Таблица 5.9

CQ_1Q_2						$S_1 S_2 R_2$		
1 — —	000	010	001	011				
1 (1)	2	3	4	—	0	0	0	
2 1	(2)	(2)	—	—	1	0	0	
3 1	(3)	(3)	(3)	(3)	0	1	0	
4 1	(4)	—	(4)	—	0	0	1	

Таблица 5.10

Переход	C	Q_1	Q_2	s_1	s_2	r_2	S_1	S_2	R_2
1 (1—4)→1	1	—	—	—	—	—	0	0	0
2 1→2	0	0	0	—	0	0	1	0	0
3 2→2	0	—	0	1	0	0	1	0	0
4 1→3	0	1	0	0	—	0	0	1	0
5 3→3	0	—	—	0	1	0	0	1	0
6 1→4	0	0	1	0	0	—	0	0	1
7 4→4	0	0	—	0	0	1	0	0	1

своей основной функции реализует вспомогательную функцию распределения сигналов. Построим по табл. 5.9 структурную таблицу УА (табл. 5.10). Найдем из табл. 5.10 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S}_1 , \bar{S}_2 и \bar{R}_2 :

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= CV\bar{s}_1Q_1Vs_2Vr_2VQ_2, \\ \bar{S}_2 &= CV\bar{s}_2\bar{Q}_1Vs_1, \\ \bar{R}_2 &= CV\bar{r}_2\bar{Q}_2Vs_2.\end{aligned}\quad (5.8)$$

Перейдем от уравнений (5.8) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S_1 &= CVs_1V\bar{Q}_1Vs_2Vr_2VQ_2, \\ S_2 &= CVs_2VQ_1Vs_1, \\ R_2 &= CVr_2VQ_2Vs_2.\end{aligned}\quad (5.9)$$

Схема устойчивого к состязаниям счетчика, определяемая формулами (5.9), содержит 10 элементов с общим числом входов 25 (рис. 5.9). По сравнению с известными счетчиками по модулю три [1, 3] синтезированная схема более простая и обладает более высоким быстродействием.

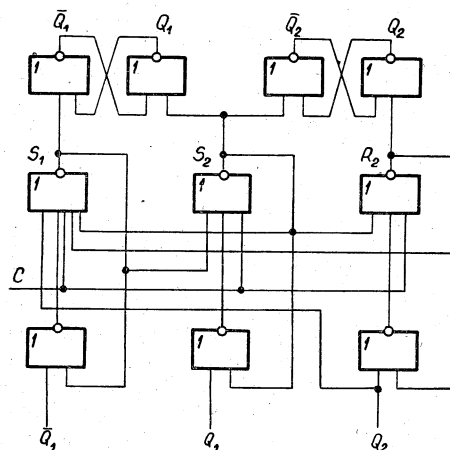


Рис. 5.9. Счетчик по модулю три

В данном параграфе методика синтеза счетчиков, устойчивых ко всем видам состязаний, в целях наглядности иллюстрировалась на примерах двухразрядных схем. Аналогичным способом можно синтезировать счетчики большей разрядности.

5.2. ДВОИЧНЫЕ СЧЕТЧИКИ С УПРАВЛЯЕМЫМ КОЭФФИЦИЕНТОМ ПЕРЕСЧЕТА

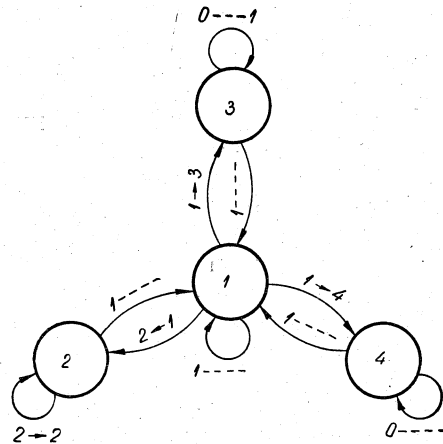
Рассмотрим двоичные счетчики, в которых можно изменять коэффициент пересчета. В таких счетчиках для управления величиной коэффициента пересчета часто предусматриваются специальные управляющие входы. Счетчики с управляемым коэффициентом пересчета применяются в таких дискретных устройствах, как делители с переменным коэффициентом, многопрограммные распределители и т. д. Проведем синтез двухразрядного двоичного счетчика с управляемым коэффициентом пересчета. Коэффициент пересчета такого счетчика можно менять в пределах от одного до четырех. Для управления его величиной необходимы два сигнала управления: y_1 и y_2 . Наборам значений управляющих сигналов сопоставим следующие величины коэффициента пересчета: (00) — 1, (10) — 2, (01) — 3 и (11) — 4. Для набора (00) коэффициент равен единице, иными словами, в счетчике не изменяются выходные сигналы Q_1 , Q_2 . Если на входах счетчика установлен набор значений управляющих сигналов (10), то значения выходного набора будут изменяться в последовательности (00), (10), (00), (00), ...; если (01), то в последовательности (00), (10), (01), (00), ...; если же (11), то в последовательности (00), (10), (01), (11), (00), ... Каждое измене-

ние значений выходного набора (Q_1, Q_2) в последовательности происходит по изменению C : $1 \rightarrow 0$. Будем считать, что управляющие сигналы счетчика изменяют свои значения только при нулевом состоянии счетчика: $Q_1 = Q_2 = 0$. Составим таблицу состояний счетчика (табл. 5.11). В табл. 5.11 выходные сигналы УА при $C=1$ доопределены нулями. Доопределим значения сигналов S_1, R_1, S_2, R_2 УА при $C=0$ для значений $Q_1=Q_2=0$ в момент $t+1$ единицами, а для остальных Q_1, Q_2 — нулями. При таком доопределении сигнал R_1 может быть заменен дизъюнкцией сигналов ($S_2 \vee R_2$). Благодаря такой замене перейдем к композиционной модели счетчика, приведенной на рис. 5.5. Убирая из табл. 5.11 столбец R_1 , получим новую таблицу состояний (табл. 5.12).

Из табл. 5.12 следует, что УА имеет четыре внутренних состояния: 1 — (000), 2 — (100), 3 — (010) и 4 — (001). Код внутренних состояний является соседним. По табл. 5.12 составим диаграмму переходов УА (рис. 5.10). Петли при вершинах диаграммы отражают требование отсутствия состязаний между выходными сигналами Q_1 ,

Таблица 5.11

	t									$t+1$	
	C	Q_1	Q_2	y_1	y_2	S_1	R_1	S_2	R_2	Q_1	Q_2
1	1	—	—	—	—	0	0	0	0	—	—
2	0	0	0	0	0	0	—	0	—	0	0
3	0	0	0	1	0	1	0	0	—	1	0
4	0	1	0	1	0	0	1	0	—	0	0
5	0	0	0	0	1	1	0	0	—	1	0
6	0	1	0	0	1	0	1	1	0	0	1
7	0	0	1	0	1	0	—	0	1	0	0
8	0	0	0	1	1	1	0	0	—	1	0
9	0	1	0	1	1	0	1	1	0	0	1
10	0	0	1	1	1	1	0	—	0	1	1
11	0	1	1	1	1	0	1	0	1	0	0



(1→2) 00010 ∨ 00001 ∨ 00—11
(1→3) 010—1
(1→4) 00000 ∨ 01010 ∨ 00011 ∨ 01111
(2→2) 0—010 ∨ 0—001 ∨ 0—11

Рис. 5.10. Диаграмма переходов управляющего автомата счетчика с управляемым коэффициентом пересчета

Таблица 5.12

	t								$t+1$	
	C	Q_1	Q_2	y_1	y_2	S_1	S_2	R_2	Q_1	Q_2
1	1	—	—	—	—	0	0	0	—	—
2	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
3	0	0	0	1	0	1	0	0	1	0
4	0	1	0	1	0	0	0	1	0	0
5	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0
6	0	1	0	0	1	0	1	0	0	1
7	0	0	1	0	1	0	0	1	0	0
8	0	0	0	1	1	1	0	0	1	0
9	0	1	0	1	1	0	1	0	0	1
10	0	0	1	1	1	1	0	0	1	1
11	0	1	1	1	1	0	0	1	0	0

Q_2 подавтоматов. Диаграмме переходов УА на рис. 5.10 соответствует таблица переходов УА (табл. 5.13). По таблице переходов 5.13 построим структурную таблицу УА (табл. 5.14). Найдем из табл. 5.14 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем импликанты в таблицы простых импликант (табл. 5.15—5.17). ДНФ функций $S_1, \bar{S}_2, \bar{R}_2$, свободные от состязаний, составленные на основе табл. 5.15—5.17, имеют вид

$$\begin{aligned} S_1 &= C \vee s_2 \vee r_2 \vee \bar{s}_1 Q_1 \vee \bar{y}_1 \bar{y}_2 \vee Q_2 \bar{y}_1, \\ \bar{S}_2 &= C \vee s_1 \vee r_2 \vee \bar{s}_2 \bar{Q}_1 \vee \bar{y}_2 \bar{S}_2 Q_2, \\ \bar{R}_2 &= C \vee s_1 \vee s_2 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_1 y_1 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_2 y_2. \end{aligned} \quad (5.10)$$

Таблица 5.13

	$C Q_1 Q_2 y_1 y_2$										S_1	S_2	R_2
	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—			
1	(1)	2	2	2	3	4	4	4	4	—	0	0	0
2	1	(2)	(2)	(2)	(2)	—	(2)	—	(2)	—	1	0	0
3	1	—	(3)	(3)	(3)	—	—	(3)	(3)	(3)	0	1	0
4	1	(4)	(4)	(4)	(4)	(4)	(4)	(4)	(4)	—	0	0	1

Для упрощения схемы возьмем в первом уравнении (5.10) вместо простых импликант $\bar{s}_1 Q_1, \bar{y}_1 \bar{y}_2, Q_2 \bar{y}_1$ импликанты $\bar{s}_1 Q_1 Q_2, \bar{y}_1 \bar{y}_2 \bar{S}_1, \bar{s}_1 Q_2 \bar{y}_1, \bar{s}_1 Q_1 \bar{y}_2$, во втором — вместо $y_2, \bar{s}_2 Q_2$ импликанты $\bar{s}_2 \bar{y}_1 \bar{y}_2, \bar{s}_2 Q_1 \bar{y}_2, \bar{s}_2 Q_2 \bar{y}_1, \bar{s}_2 Q_1 Q_2$. Возможность такой замены следует из табл. 5.14. Преобразованные выражения имеют следующий вид:

$$\begin{aligned} S_1 &= C \vee s_2 \vee r_2 \vee \bar{s}_1 (Q_1 Q_2 \vee \bar{y}_1 \bar{y}_2 \vee Q_2 \bar{y}_1 \vee Q_1 \bar{y}_2 \vee Q_1), \\ \bar{S}_2 &= C \vee s_1 \vee r_2 \vee \bar{s}_2 (Q_1 Q_2 \vee \bar{y}_1 \bar{y}_2 \vee Q_2 \bar{y}_1 \vee Q_1 \bar{y}_2 \vee \bar{Q}_1 \vee Q_2), \\ \bar{R}_2 &= C \vee s_1 \vee s_2 \vee \bar{r}_2 (\bar{Q}_1 y_1 \vee \bar{Q}_2 y_2). \end{aligned} \quad (5.11)$$

Таблица 5.14

Переход	C	Q ₁	Q ₂	y ₁	y ₂	s ₁	s ₂	r ₂	S ₁	S ₂	R ₂
1	(1→4)→1	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0
2	1→2	0	0	0	1	0	—	0	0	1	0
3	1→2	0	0	0	0	1	—	0	0	1	0
4	1→2	0	0	—	1	1	—	0	0	1	0
5	2→2	0	—	0	1	0	1	0	0	1	0
6	2→2	0	—	0	0	1	1	0	0	1	0
7	2→2	0	—	—	1	1	1	0	0	1	0
8	1→3	0	1	0	—	1	0	—	0	1	0
9	3→3	0	—	—	1	0	1	0	0	1	0
10	1→4	0	0	0	0	0	0	—	0	0	1
11	1→4	0	1	0	1	0	0	—	0	0	1
12	1→4	0	0	1	0	1	0	0	—	0	0
13	1→4	0	1	1	1	1	0	0	—	0	0
14	4→4	0	—	—	—	—	0	0	1	0	0

Таблица 5.15

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
8	$\bar{s}_1 Q_1$
9	s_2
10	$\bar{y}_1 \bar{y}_2$
11	$\bar{s}_1 Q_1$
12	$Q_2 \bar{y}_1$
13	$\bar{s}_1 Q_1$
14	r_2

Таблица 5.17

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{r}_2 \bar{Q}_1 y_1$
3	$\bar{r}_2 Q_2 y_2$
4	$\bar{r}_2 \bar{Q}_1 y_1$
5	s_1
6	$s_1, \bar{r}_2 Q_2 y_2$
7	s_1
8	$\bar{r}_2 Q_2 \bar{y}_2$
9	s_2

Таблица 5.16

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{y}_2, \bar{s}_2 \bar{Q}_1$
3	$\bar{s}_2 \bar{Q}_1$
4	$\bar{s}_2 \bar{Q}_1$
5	s_1, \bar{y}_2
6	s_1
7	s_1
10	$\bar{y}_2, \bar{s}_2 \bar{Q}_1$
11	\bar{y}_2
12	$\bar{s}_2 \bar{Q}_1, \bar{s}_2 Q_2$
13	$\bar{s}_2 Q_2$
14	r_2

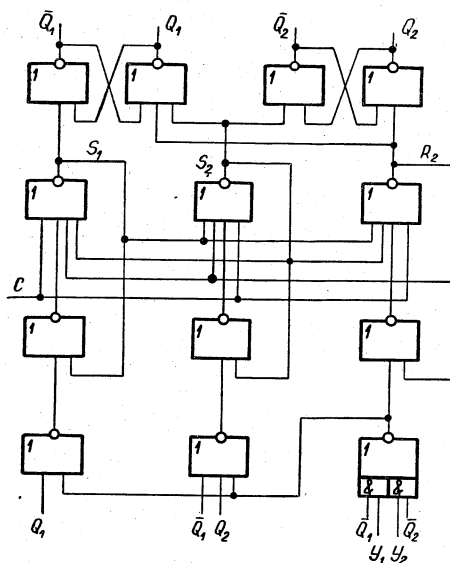


Рис. 5.11. Двоичный счетчик с управляемым коэффициентом пересчета

Перейдем от выражений (5.11) к структурным формулам

$$\begin{aligned}
 S_1 &= \overline{C V s_2 V r_2 V s_1 V \bar{Q}_1 y_1 V \bar{Q}_2 y_2 V Q_1}, \\
 S_2 &= \overline{C V s_1 V r_2 V s_2 V \bar{Q}_1 y_1 V \bar{Q}_2 y_2 V \bar{Q}_1 V Q_2}, \\
 R_2 &= \overline{C V s_1 V s_2 V r_2 V \bar{Q}_1 y_1 V \bar{Q}_2 y_2}.
 \end{aligned} \quad (5.12)$$

Схема счетчика с управляемым коэффициентом пересчета, определяемая формулами (5.12), устойчива к состязаниям и содержит 13 элементов с общим числом входов 37 [11] (рис. 5.11).

5.3. ДВОИЧНЫЕ РЕВЕРСИВНЫЕ СЧЕТЧИКИ

Реверсивные счетчики выполняют как суммирование, так и вычитание числа входных сигналов. В качестве примера синтеза подобного рода устройств проведем синтез двухразрядного двоичного счетчика с двумя счетными входами: C_1 и C_2 . Пусть каждый сигнал, поступающий на счетный вход C_1 , увеличивает число, хранящееся в счетчике, на единицу, а сигнал, поступающий на счетный вход C_2 , уменьшает содержимое счетчика на единицу. Ситуация, при которой оба входных сигнала C_1 и C_2 одновременно равны нулю, запрещена. Изменение значений выходных наборов счетчика возможно только при изменении

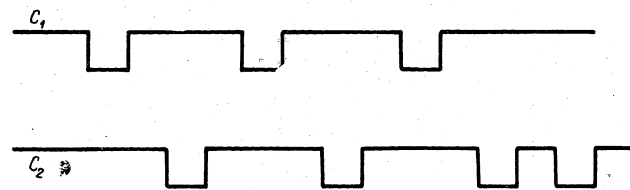


Рис. 5.12. Вариант временной диаграммы входных сигналов реверсивного счетчика

значений его входных наборов (C_1C_2) : $(11) \rightarrow (10)$ или $(11) \rightarrow (01)$. На рис. 5.12 приведена одна из возможных последовательностей входных сигналов C_1 и C_2 . Рассматривая все разрешенные входные наборы $(C_1C_2Q_1Q_2)$, построим таблицу состояний реверсивного счетчика (табл. 5.18). В этой таблице выходные наборы УА при $C_1=C_2=1$ доопределим нулями. Доопределим нулями и все значения сигналов S_1, R_1, S_2, R_2 при $(C_1C_2) = (01)$ и (10) . В результате доопределения получим код внутренних состояний УА (табл. 5.19). Выясним, удовлетворяет ли полученный код условиям правильного кодирования. Для этого состав-

Таблица 5.18

	t		$t+1$			
	C_1C_2	Q_1Q_2	S_1	R_1	S_2	R_2
1	01	00	1	0	0	—
2	01	10	0	1	1	0
3	01	01	1	0	—	0
4	01	11	0	1	0	1
5	11	00	0	—	0	—
6	11	10	—	0	0	—
7	11	01	0	—	—	0
8	11	11	—	0	—	0
9	10	11	0	1	—	0
10	10	01	1	0	0	1
11	10	10	0	1	0	—
12	10	00	1	0	1	0

Таблица 5.19

	S_1	R_1	S_2	R_2
1	0	0	0	0
2	1	0	0	0
3	0	1	1	0
4	0	1	0	1
5	0	1	0	0
6	1	0	0	1
7	1	0	1	0

вим табл. 5.20, аналогичную табл. 5.3 для двоичного счетчика. В табл. 5.20 выделены пары внутренних состояний, между которыми заданы переходы под воздействием входного набора $(C_1C_2) = (10)$. Пары внутренних состояний, между которыми заданы переходы под воздействием входного набора $(C_1C_2) = (01)$, перечислены ранее (табл. 5.3). Проведя анализ табл. 5.3, 5.20, нетрудно убедиться, что для всех пар переходов выпол-

Таблица 5.20

	A_1			A_2		
	S_1	R_1	Q_1	S_2	R_2	Q_2
8	0	0	1	0	0	1
9	0	1	0	0	0	1
7	0	0	0	0	0	1
10	1	0	1	0	1	0
6	0	0	1	0	0	0
11	0	1	0	0	0	0
5	0	0	0	0	0	0
12	1	0	1	1	0	1

няются условия правильного кодирования, указанные в табл. 3.4. Построение таблицы переходов УА реверсивного счетчика проведем в два этапа. Сначала построим таблицу переходов (табл. 5.21), указывая в ней переходы, определяемые чередованием строк таблицы состояний. Анализ таблицы показывает, что при неодновременном изменении значений промежуточных сигналов в УА

могут иметь место промежуточные неустойчивые состояния и дополнительные переходы. Для реализации противоположного свойства кода внутренних состояний в табл. 5.22 указаны переходы из неустойчивых промежуточных внутренних состояний. По табл. 5.22 составим структурную таблицу УА (табл. 5.23). Найдем из табл. 5.23 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем импликанты в таблицы простых импликант (табл. 5.24—5.27). ДНФ для инверсий функций определяются из табл. 5.24—5.27:

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= C_1C_2\bar{V}\bar{S}_1Q_1\bar{V}r_1, \\ \bar{R}_1 &= C_1C_2\bar{V}\bar{r}_1\bar{Q}_1\bar{V}S_1, \\ \bar{S}_2 &= C_1C_2\bar{V}C_2\bar{r}_1\bar{Q}_1\bar{V}C_2S_1\bar{V}C_1\bar{S}_1Q_1\bar{V}C_1r_1\bar{V}r_2\bar{V}\bar{S}_2Q_2, \\ \bar{R}_2 &= C_1C_2\bar{V}C_2\bar{r}_1\bar{Q}_1\bar{V}C_2S_1\bar{V}C_1\bar{S}_1Q_1\bar{V}C_1r_1\bar{V}S_2\bar{V}\bar{r}_2\bar{Q}_2.\end{aligned}\quad (5.13)$$

Таблица 5.21

$C_1C_2Q_1Q_2$										$S_1 R_1 S_2 R_2$			
11 — —	0100	0101	0110	0111	1010	1011	1001	1000					
1 2 3 4 5 6 7	(1) 1 1 1 1 1 1	2 (2) (3) (4) — — —	2 (2) (3) (4) — — —	3 (2) (3) (4) — — —	4 (2) (3) (4) — — —	5 — — — (5) (6) (7)	5 — — — (5) (6) (7)	6 — — — (5) (6) (7)	7 — — — (5) (6) (7)	0 1 0 0 0 1 1	0 0 1 1 1 0 0	0 0 1 0 0 0 1	0 0 0 1 0 1 0

Таблица 5.22

$C_1 C_2 Q_1 Q_2$										$S_1 R_1 S_2 R_2$			
11 — —	0100	0101	0110	0111	1010	1011	1001	1000					
1 (1)	2	2	3	4	5	5	6	7	0	0	0	0	
2 1	(2)	(2)	(2)	(2)	7	6	6	—	1	0	0	0	
3 1	(3)	(3)	(3)	(3)	—	—	—	—	0	1	1	0	
4 1	(4)	(4)	(4)	(4)	—	—	—	—	0	1	0	1	
5 1	3	4	3	4	(5)	(5)	(5)	(5)	0	1	0	0	
6 1	—	—	—	—	(6)	(6)	(6)	(6)	1	0	0	1	
7 1	—	—	—	—	(7)	(7)	(7)	(7)	1	0	1	0	
8 1	—	—	3	3	—	—	7	7	0	0	1	0	
9 1	—	—	4	4	—	—	6	6	0	0	0	1	

Таблица 5.23

Переход	C_1	C_2	Q_1	Q_2	s_1	r_1	s_2	r_2	S_1	R_1	S_2	R_2
1 (1—9)→1	1	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0
2 1→2	0	1	0	—	—	0	0	0	1	0	0	0
3 2→2	0	1	—	—	1	0	0	0	1	0	0	0
4 1→3	0	1	1	0	0	—	0	0	0	1	1	0
5 3→3	0	1	—	—	0	1	1	0	0	1	1	0
6 5→3	0	1	—	0	0	1	—	0	0	1	1	0
7 8→3	0	1	1	—	0	—	1	0	0	1	1	0
8 1→4	0	1	1	1	0	—	0	—	0	1	0	1
9 4→4	0	1	—	—	0	1	0	1	0	1	0	1
10 5→4	0	1	—	1	0	1	0	—	0	1	0	1
11 9→4	0	1	1	—	0	—	0	1	0	1	0	1
12 1→5	1	0	1	—	0	—	0	0	0	1	0	0
13 5→5	1	0	—	—	0	1	0	0	0	1	0	0
14 1→6	1	0	0	1	—	0	0	—	1	0	0	1
15 6→6	1	0	—	—	1	0	0	1	1	0	0	1
16 2→6	1	0	—	1	1	0	0	—	1	0	0	1
17 9→6	1	0	0	—	—	0	0	1	1	0	0	1
18 1→7	1	0	0	0	—	0	—	0	1	0	1	0
19 7→7	1	0	—	—	1	0	1	0	1	0	1	0
20 2→7	1	0	—	0	1	0	—	0	1	0	1	0
21 8→7	1	0	0	—	—	0	1	0	1	0	1	0

Рассмотрим выражения вида $a_i = \bar{r}_i \bar{Q}_i \vee s_i$ и $b_i = \bar{s}_i Q_i \vee r_i$. Они неоднократно повторяются в уравнениях (5.13). Заменим простую импликанту s_i в выражении вида a_i импликантой $s_i \bar{r}_i$. Вынесем в правой части выражения a_i за скобки общий множитель \bar{r}_i и применим операцию отрицания в обеих частях равенства: $\bar{a}_i = \bar{r}_i (\bar{Q}_i \vee s_i) = r_i \vee \bar{s}_i Q_i$. Следовательно, $b_i = \bar{a}_i$. Учитывая полу-

Таблица 5.24

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$C_1 C_2$
4	$Q_1 \bar{s}_1$
5	$r_1, \bar{C}_1 s_2, C_2 s_2$
6	r_1
7	$Q_1 \bar{s}_1$
8	$Q_1 \bar{s}_1$
9	$r_1, \bar{C}_1 r_2, C_2 r_2$
10	r_1
11	$Q_1 \bar{s}_1, \bar{C}_1 r_2, C_2 r_2$
12	$Q_1 \bar{s}_1$
13	r_1

Таблица 5.25

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$C_1 C_2$
2	$\bar{Q}_1 \bar{r}_1$
3	s_1
14	$\bar{Q}_1 \bar{r}_1$
15	$s_1, C_1 r_2, \bar{C}_2 r_2$
16	s_1
17	$\bar{Q}_1 \bar{r}_1, C_1 r_2, \bar{C}_2 r_2$
18	$\bar{Q}_1 \bar{r}_1$
19	$s_1, C_1 s_2, \bar{C}_2 s_2$
20	s_1
21	$\bar{Q}_1 \bar{r}_1, C_1 s_2, C_2 s_2$

Таблица 5.26

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$C_1 C_2$
2	$C_2 \bar{Q}_1 \bar{r}_1, \bar{C}_1 \bar{Q}_1 \bar{r}_1$
3	$C_2 s_1, \bar{C}_1 s_1$
8	$Q_2 \bar{s}_2$
9	r_2
10	$Q_2 \bar{s}_2$
11	r_2
12	$C_1 Q_1 \bar{s}_1, \bar{C}_2 Q_1 \bar{s}_1$
13	$C_1 r_1, \bar{C}_2 r_1$
14	$Q_2 \bar{s}_2$
15	r_2
16	$Q_2 \bar{s}_2$
17	r_2

Таблица 5.27

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$C_1 C_2$
2	$C_2 \bar{Q}_1 \bar{r}_1, \bar{C}_1 \bar{Q}_1 \bar{r}_1$
3	$C_2 s_1, \bar{C}_1 s_1$
4	$Q_2 \bar{r}_2$
5	s_2
6	$Q_2 \bar{r}_2$
7	s_2
12	$C_1 Q_1 \bar{s}_1, \bar{C}_2 Q_1 \bar{s}_1$
13	$C_1 r_1, \bar{C}_2 r_1$
18	$Q_2 \bar{r}_2$
19	s_2
20	$Q_2 \bar{r}_2$
21	s_2

ченное равенство, сделаем соответствующую подстановку a_i в уравнения (5.13) и перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned}
 S_1 &= \bar{C}_1 \vee \bar{C}_2 \vee r_1 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1, \\
 R_1 &= \bar{C}_1 \vee \bar{C}_2 \vee r_1 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1, \\
 S_2 &= \bar{C}_1 \vee \bar{C}_2 \vee \bar{C}_2 \vee \bar{a}_1 \vee \bar{C}_1 \vee a_1 \vee r_2 \vee s_2 \vee \bar{Q}_2, \\
 R_2 &= \bar{C}_1 \vee \bar{C}_2 \vee \bar{C}_2 \vee \bar{a}_1 \vee \bar{C}_1 \vee a_1 \vee r_2 \vee s_2 \vee \bar{Q}_2.
 \end{aligned}
 \tag{5.14}$$

Рис. 5.13. Диаграмма переходов управляющего автомата трехразрядного реверсивного счетчика. Код внутренних состояний: (1) — (000000), (2) — (100000), (3) — (011000), (4) — (010110), (5) — (010101), (6) — (010000), (7) — (100100), (8) — (101001), (9) — (101010)

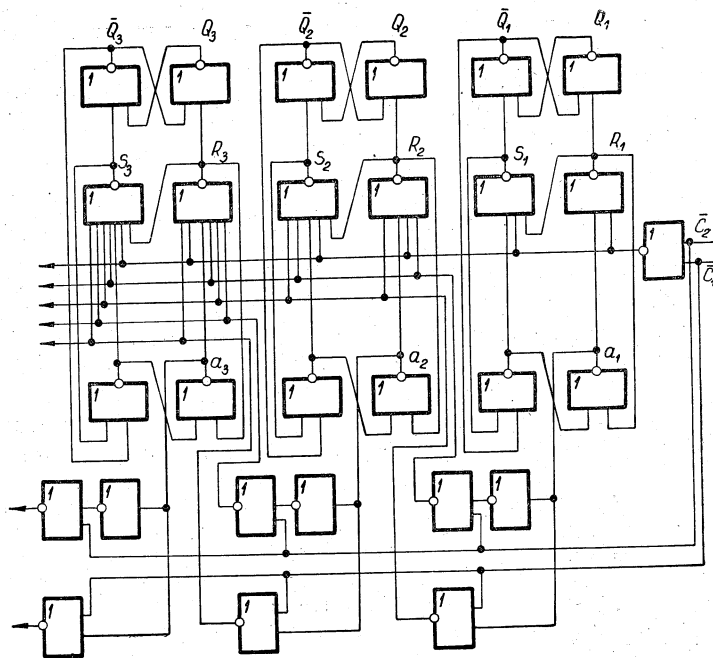
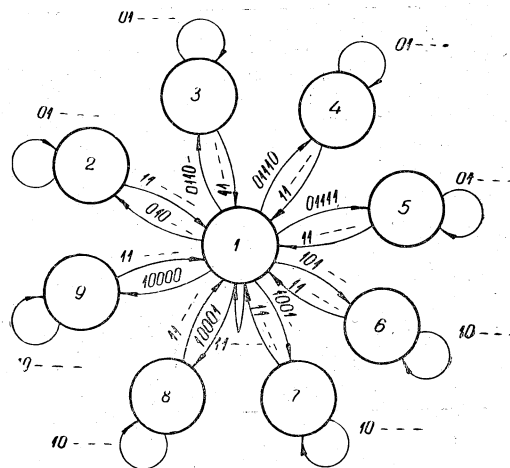


Рис. 5.14. Схема двоичного реверсивного счетчика

Аналогично можно провести синтез реверсивного счетчика большей размерности.

Так, повторив вышеприведенную последовательность синтеза для трехразрядного реверсивного счетчика (см. диаграмму переходов на рис. 5.13), можно получить структурные формулы, в которых функции выходов УА S_1, R_1, S_2, R_2 совпадают с выражениями (5.14) для двухразрядного реверсивного счетчика, а функции S_3, R_3 имеют вид

$$S_3 = \overline{C_1} \vee \overline{C_2} \vee \overline{C_2} \vee \overline{a_1} \vee \overline{C_1} \vee a_1 \vee \overline{C_2} \vee \overline{a_2} \vee \overline{C_1} \vee a_2 \vee r_3 \vee s_3 \vee \overline{Q_3},$$

$$R_3 = \overline{C_1} \vee \overline{C_2} \vee \overline{C_2} \vee \overline{a_1} \vee \overline{C_1} \vee a_1 \vee \overline{C_2} \vee \overline{a_2} \vee \overline{C_1} \vee a_2 \vee r_3 \vee s_3 \vee \overline{Q_3}.$$

Схема трехразрядного реверсивного счетчика определяется выражениями (5.14) и вышеприведенными формулами для S_3, R_3 (рис. 5.14). Схему счетчика можно упростить, в частности уменьшить число входов логических элементов, за счет объединения сигналов, поступающих на выходные элементы УА, с помощью промежуточных логических элементов. Достоинство счетчика — высокое быстродействие.

5.4. СЧЕТЧИКИ ДЖОНСОНА

В § 3.5 демонстрировался синтез счетчика Джонсона при доопределении значений выходных сигналов УА единицами. Такое доопределение, как было показано, приводит к коду внутренних состояний УА, не устраняющему гонки. В данном параграфе проведем синтез трехразрядного счетчика Джонсона, устойчивого ко всем видам состязаний. Рассмотрим таблицу состояний двухразрядного счетчика Джонсона (табл. 3.17). При изменении сигнала $C: 1 \rightarrow 0$ всегда меняется значение только одного из выходных сигналов. Следовательно, для устранения состязаний между сигналами S_1, R_1 и $Q_2; S_2, R_2$ и Q_1 надо

Таблица 5.28

		$CQ_1Q_2Q_3$						$S_1 R_1 S_2 R_2 S_3 R_3$					
1	—	0000	0100	0110	0111	0011	0001						
1	(1)	2	3	4	5	6	7	0	0	0	0	0	0
2	1	(2)	(2)	—	—	—	—	1	0	0	0	0	0
3	1	—	(3)	—	—	—	—	0	0	1	0	0	0
4	1	—	—	(4)	(4)	—	—	0	0	0	0	1	0
5	1	—	—	—	(5)	(5)	—	0	1	0	0	0	0
6	1	—	—	—	—	(6)	(6)	0	0	0	1	0	0
7	1	(7)	—	—	—	—	(7)	0	0	0	0	0	1

доопределить значения выходных сигналов УА нулями (см. правило синтеза УА в § 3.3). Заполнив таблицу состояний по аналогии с табл. 3.17 и доопределив значения выходных сигналов УА нулями, построим таблицу переходов УА (табл. 5.28). Код внутренних состояний УА является соседним, а следовательно, и противогоночным. Из таблицы переходов (табл. 5.28) видно, что выходы $S_1, R_1, S_2, R_2, S_3, R_3$ УА могут дополнительно использоваться как выходы распределителя сигналов \bar{C} . По табл. 5.28 построим структурную таблицу (табл. 5.29). Из табл. 5.29 найдем простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы переходов функций $S_1, R_1, S_2, R_2, S_3, R_3$, и построим кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний:

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= C \vee r_3 \vee Q_3 \vee \bar{s}_1 Q_1, \\ \bar{R}_1 &= C \vee s_3 \vee \bar{Q}_3 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1, \\ \bar{S}_2 &= C \vee s_1 \vee \bar{Q}_1 \vee \bar{s}_2 Q_2, \\ \bar{R}_2 &= C \vee r_1 \vee Q_1 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_2, \\ \bar{S}_3 &= C \vee s_2 \vee \bar{Q}_2 \vee \bar{s}_3 Q_3, \\ \bar{R}_3 &= C \vee r_2 \vee Q_2 \vee \bar{r}_3 \bar{Q}_3.\end{aligned}\quad (5.15)$$

Перейдем от уравнений (5.15) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{C \vee r_3 \vee Q_3 \vee \bar{s}_1 Q_1}, \\ R_1 &= \overline{C \vee s_3 \vee \bar{Q}_3 \vee \bar{r}_1 \bar{Q}_1}, \\ S_2 &= \overline{C \vee s_1 \vee \bar{Q}_1 \vee \bar{s}_2 Q_2}, \\ R_2 &= \overline{C \vee r_1 \vee Q_1 \vee \bar{r}_2 \bar{Q}_2}, \\ S_3 &= \overline{C \vee s_2 \vee \bar{Q}_2 \vee \bar{s}_3 Q_3}, \\ R_3 &= \overline{C \vee r_2 \vee Q_2 \vee \bar{r}_3 \bar{Q}_3}.\end{aligned}\quad (5.16)$$

Формулы (5.16) описывают схему трехразрядного счетчика Джонсона, устойчивую к состязаниям (рис. 5.15). Выходы УА позволяют распределять сигнал C по шести каналам. В этой схеме имеются элементы с четырьмя входами. Число входов логических элементов в полученной схеме можно уменьшить за счет применения более сложных элементов. Возьмем в выражениях (5.15) вместо простой импликанты Q_3 в первом уравнении импликанту $Q_3 \bar{s}_1$, вместо \bar{Q}_3 во втором уравнении — импликанту $Q_3 \bar{r}_1$ и т. д. Возможность такой замены очевидна из структурной таблицы (табл. 5.29). Вынесем в преобразованных уравнениях (5.15) за скобки общие члены и, применив правило де Моргана, перейдем к структурным формулам, описывающим схему

Таблица 5.29

Переход	C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	s ₁	r ₁	s ₂	r ₂	s ₃	r ₃	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂	S ₃	R ₃
1 (1→7)→1	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0	0	0
2 1→2	0	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0
3 2→2	0	—	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0
4 1→3	0	1	0	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0
5 3→3	0	1	—	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0
6 1→4	0	1	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0
7 4→4	0	1	1	—	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0
8 1→5	0	1	1	1	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
9 5→5	0	—	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
10 1→6	0	0	1	1	0	0	0	—	0	0	0	1	0	0	0	0
11 6→6	0	0	—	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0
12 1→7	0	0	0	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0	1	0	0
13 7→7	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1

счетчика Джонсона, построенную из элементов ИЛИ—НЕ, И—ИЛИ—НЕ:

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{C \vee r_3 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1 \bar{Q}_3}, \\ R_1 &= \overline{C \vee s_3 \vee r_1 \vee Q_1 Q_3}, \\ S_2 &= \overline{C \vee s_1 \vee s_2 \vee Q_1 Q_2},\end{aligned}\quad (5.17)$$

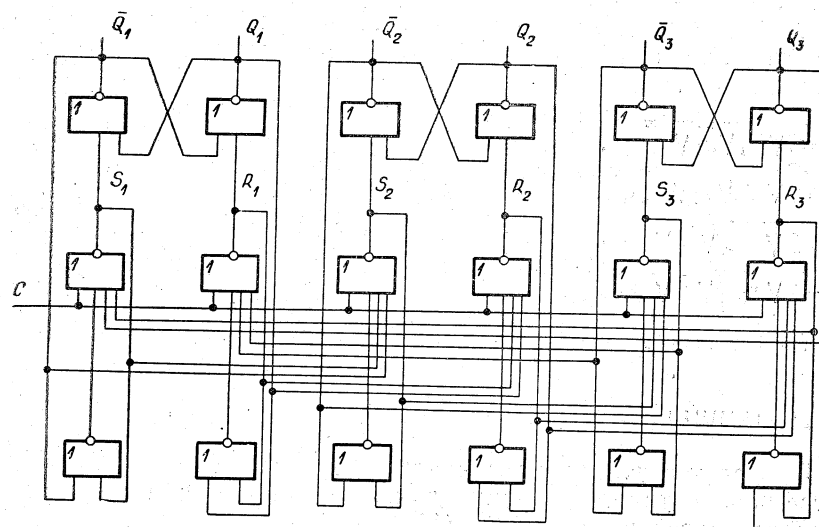


Рис. 5.15. Схема счетчика Джонсона без состязаний

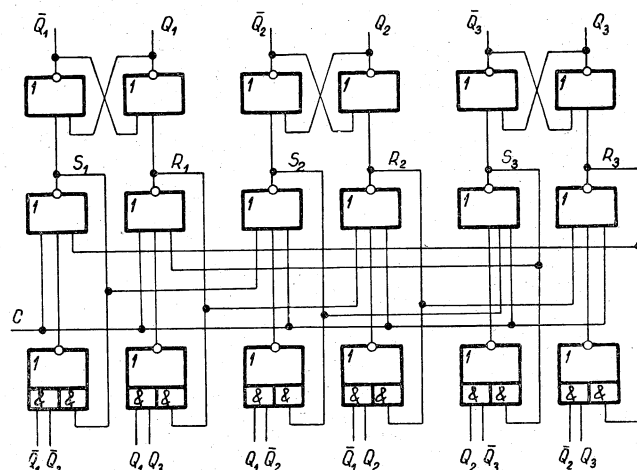


Рис. 5.16. Схема счетчика Джонсона на разнотипных элементах

$$R_2 = \overline{C} \overline{V} r_1 \overline{V} r_2 \overline{V} \overline{Q_1} Q_2,$$

$$S_3 = \overline{C} \overline{V} s_2 \overline{V} s_3 \overline{V} Q_2 \overline{Q_3},$$

$$R_3 = \overline{C} \overline{V} r_2 \overline{V} r_3 \overline{V} \overline{Q_2} Q_3.$$

Схема, реализующая формулы (5.17), приведена на рис. 5.16 [10]. Нетрудно убедиться, что полученная схема счетчика Джонсона итеративна. Поясним итеративность схем общими формулами для последней модификации счетчика

$$S_1 = \overline{C} \overline{V} r_n \overline{V} s_1 \overline{V} \overline{Q_1} \overline{Q_n},$$

$$R_1 = \overline{C} \overline{V} s_n \overline{V} r_1 \overline{V} Q_1 Q_n,$$

$$S_i = \overline{C} \overline{V} s_{i-1} \overline{V} s_i \overline{V} Q_{i-1} \overline{Q_i},$$

$$R_i = \overline{C} \overline{V} r_{i-1} \overline{V} r_i \overline{V} \overline{Q_{i-1}} Q_i,$$

где $i = 2, 3, \dots, n$.

5.5. СЧЕТЧИКИ ГРЕЯ

Проведем синтез трехразрядного счетчика в коде Грея. В процессе работы такого счетчика его выходные наборы изменяются в последовательности (000), (100), (110), (010), (011), (111), (101), (001), (000), (100) ... При переключении C : $1 \rightarrow 0$ изме-

няется состояние выхода только одного подавтомата (бистабильной ячейки). Поэтому, следуя правилу синтеза УА, изложенному в § 3.3, надо доопределить нулями неопределенные значения выходных сигналов УА. Составим таблицу переходов (табл. 5.30) УА счетчика Грея по аналогии с таблицей переходов (табл. 5.28) счетчика Джонсона. Табл. 5.30 можно сжать, объединяя строки с одинаковым состоянием выхода УА (табл. 5.31). По табл. 5.31 построим структурную таблицу УА (табл. 5.32). Найдем из табл. 5.32 простые импликанты, покрывающие единичные интервалы, и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций $S_1, R_1, S_2, R_2, S_3, R_3$:

$$S_1 = \overline{C} s_1 \overline{V} \overline{C} \overline{Q_1} \overline{Q_2} \overline{Q_3} \overline{r_3} \overline{V} \overline{C} \overline{Q_1} Q_2 Q_3 \overline{s_3},$$

$$R_1 = \overline{C} r_1 \overline{V} \overline{C} Q_1 Q_2 \overline{Q_3} \overline{s_2} \overline{V} \overline{C} Q_1 \overline{Q_2} Q_3 \overline{r_2},$$

$$S_2 = \overline{C} s_2 \overline{V} \overline{C} Q_1 \overline{Q_2} \overline{Q_3} \overline{s_1},$$

$$R_2 = \overline{C} r_2 \overline{V} \overline{C} Q_1 Q_2 Q_3 \overline{s_1},$$

$$S_3 = \overline{C} s_3 \overline{V} \overline{C} \overline{Q_1} Q_2 \overline{Q_3} \overline{r_1},$$

$$R_3 = \overline{C} r_3 \overline{V} \overline{C} \overline{Q_1} \overline{Q_2} Q_3 \overline{r_1}.$$

Таблица 5.30

		$CQ_1Q_2Q_3$								$S_1 R_1 S_2 R_2 S_3 R_3$					
1	---	0000	0100	0110	0010	0011	0111	0101	0001						
1	(1)	2	3	4	5	6	7	8	9	0	0	0	0	0	0
2	1	(2)	(2)	—	—	—	—	—	—	1	0	0	0	0	0
3	1	—	(3)	(3)	—	—	—	—	—	0	0	1	0	0	0
4	1	—	—	(4)	(4)	—	—	—	—	0	1	0	0	0	0
5	1	—	—	—	(5)	(5)	—	—	—	0	0	0	0	1	0
6	1	—	—	—	—	(6)	(6)	—	—	1	0	0	0	0	0
7	1	—	—	—	—	—	(7)	(7)	—	0	0	0	1	0	0
8	1	—	—	—	—	—	—	(8)	(8)	0	1	0	0	0	0
9	1	(9)	—	—	—	—	—	—	(9)	0	0	0	0	0	1

Таблица 5.31

		$CQ_1Q_2Q_3$								$S_1 R_1 S_2 R_2 S_3 R_3$					
1	---	0000	0100	0110	0010	0011	0111	0101	0001						
1	(1)	2	3	4	5	2	6	4	7	0	0	0	0	0	0
2	1	(2)	(2)	—	—	(2)	(2)	—	—	1	0	0	0	0	0
3	1	—	(3)	(3)	—	—	—	—	—	0	0	1	0	0	0
4	1	—	—	(4)	(4)	—	—	(4)	(4)	0	1	0	0	0	0
5	1	—	—	—	(5)	(5)	—	—	—	0	0	0	0	1	0
6	1	—	—	—	—	—	(6)	(6)	—	0	0	0	1	0	0
7	1	(7)	—	—	—	—	—	—	(7)	0	0	0	0	0	1

Таблица 5.32

Переход	C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	s ₁	r ₁	s ₂	r ₂	s ₃	r ₃	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂	S ₃	R ₃
1 (1→7)	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0	0	0
2 1→2	0	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0
3 2→2	0	—	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0
4 1→2	0	0	1	1	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0
5 2→2	0	—	1	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0
6 1→3	0	1	0	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0
7 3→3	0	1	—	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0
8 1→4	0	1	1	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
9 4→4	0	—	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
10 1→4	0	1	0	1	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0
11 4→4	0	—	0	1	0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0
12 1→5	0	0	1	0	0	0	0	0	—	1	0	0	0	0	1	0
13 5→5	0	0	1	—	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	0	0
14 1→6	0	1	1	1	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0
15 6→6	0	1	—	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1
16 1→7	0	0	0	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1
17 7→7	0	0	0	—	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	0	1

От уравнений (5.19) перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned}
 S_1 &= \overline{CVs_1VQ_1VQ_2VQ_3Vr_3VQ_1VQ_2VQ_3Vs_3}, \\
 R_1 &= \overline{CVr_1VQ_1VQ_2VQ_3Vs_2VQ_1VQ_2VQ_3Vr_2}, \\
 S_2 &= \overline{CVs_2VQ_1VQ_2VQ_3Vs_1}, \\
 R_2 &= \overline{CVr_2VQ_1VQ_2VQ_3Vs_1}, \\
 S_3 &= \overline{CVs_3VQ_1VQ_2VQ_3Vr_1}, \\
 R_3 &= \overline{CVr_3VQ_1VQ_2VQ_3Vr_1}.
 \end{aligned}
 \tag{5.20}$$

Схема, определяемая формулами (5.20), приведена на рис. 5.17. Вернемся к табл. 5.30. Каждый выходной набор УА содержит одну единицу. Поэтому данный факт можно попытаться использовать для распределения входных сигналов \bar{C} . Однако в одном цикле счета сигналы возбуждения S_1 и R_1 встречаются дважды: в состояниях (2), (6) и (4), (8). Можно ввести два дополнительных выхода: S'_1 и R'_1 УА, таких, что $S'_1=1$ только в состоянии (6), а $R'_1=1$ — в состоянии (8). При этом удваивается число входов первой бистабильной ячейки. Построим структурную таблицу УА с учетом вновь введенных выходных сигналов (табл. 5.33). Найдем из табл. 5.33 простые импликанты, покрывающие

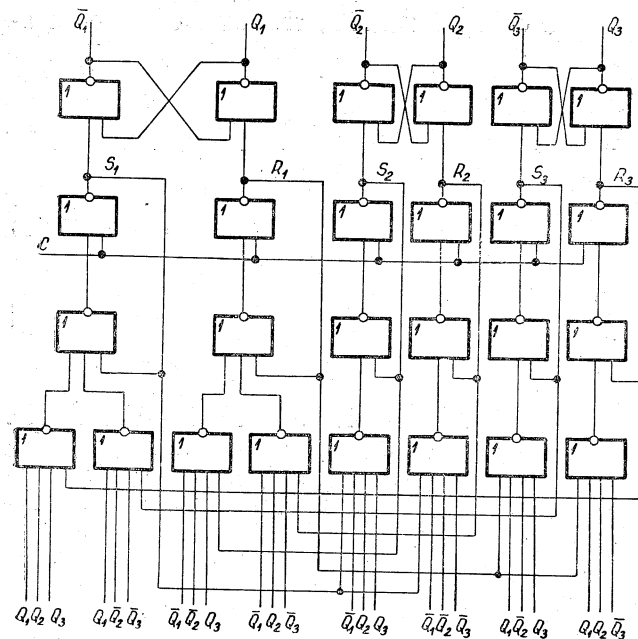


Рис. 5.17. Схема счетчика Грея

Таблица 5.33

Переход	C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	s ₁	r ₁	s ₁ '	r ₁ '	s ₂	r ₂	s ₃	r ₃	S ₁ R ₁ S ₁ 'R ₁ 'S ₂ R ₂ S ₃ R ₃
1 (1→9)	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0 0 0 0 0 0 0 0
2 1→2	0	0	0	0	—	0	0	0	0	0	0	0	1 0 0 0 0 0 0 0
3 2→2	0	—	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1 0 0 0 0 0 0 0
4 1→3	0	1	0	0	0	0	0	0	—	0	0	0	0 0 0 0 1 0 0 0
5 3→3	0	1	—	0	0	0	0	0	0	1	0	0	0 0 0 0 1 0 0 0
6 1→4	0	1	1	0	0	—	0	0	0	0	0	0	0 1 0 0 0 0 0 0
7 4→4	0	—	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0 1 0 0 0 0 0 0
8 1→5	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	—	0	0 0 0 0 0 0 1 0
9 5→5	0	0	1	—	0	0	0	0	0	0	0	1	0 0 0 0 0 0 1 0
10 1→6	0	0	1	1	0	0	—	0	0	0	0	0	0 0 1 0 0 0 0 0
11 6→6	0	—	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	0 0 1 0 0 0 0 0
12 1→7	0	1	1	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0 0 0 0 0 1 0 0
13 7→7	0	1	—	1	0	0	0	0	0	0	1	0	0 0 0 0 0 1 0 0
14 1→8	0	1	0	1	0	0	0	—	0	0	0	0	0 0 0 1 0 0 0 0
15 8→8	0	—	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0 0 0 1 0 0 0 0
16 1→9	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	—	0 0 0 0 0 0 0 1
17 9→9	0	0	0	—	0	0	0	0	0	0	0	1	0 0 0 0 0 0 0 1

единичные интервалы, и построим ДНФ, свободные от состязаний:

$$\begin{aligned}
 S_1 &= \bar{C} s_1 \vee \bar{C} \bar{Q}_1 \bar{Q}_2 \bar{Q}_3 \bar{r}_3, \\
 R_1 &= \bar{C} r_1 \vee \bar{C} Q_1 Q_2 \bar{Q}_3 \bar{s}_2, \\
 S'_1 &= \bar{C} s'_1 \vee \bar{C} \bar{Q}_1 Q_2 Q_3 \bar{s}_3, \\
 R'_1 &= \bar{C} r'_1 \vee \bar{C} Q_1 \bar{Q}_2 Q_3 \bar{r}_2, \\
 S_2 &= \bar{C} s_2 \vee \bar{C} Q_1 \bar{Q}_2 \bar{Q}_3 \bar{s}_1, \\
 R_2 &= \bar{C} r_2 \vee \bar{C} Q_1 Q_2 Q_3 \bar{s}'_1, \\
 S_3 &= \bar{C} s_3 \vee \bar{C} \bar{Q}_1 Q_2 \bar{Q}_3 \bar{r}_1, \\
 R_3 &= \bar{C} r_3 \vee \bar{C} \bar{Q}_1 \bar{Q}_2 Q_3 \bar{r}'_1.
 \end{aligned}
 \quad (5.21)$$

Для реализации схемы на элементах ИЛИ—НЕ, И—ИЛИ—НЕ заменим в первом уравнении (5.21) простую импликанту $\bar{C} s_1$ импликантой $\bar{C} s_1 \bar{r}_3$, во втором уравнении простую импликанту $\bar{C} r_1$ — импликантой $\bar{C} r_1 \bar{s}_2$ и т. д. С учетом сделанной замены перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned}
 S_1 &= \overline{C \vee r_3 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1 \bar{Q}_2 \bar{Q}_3}, \\
 R_1 &= \overline{C \vee s_2 \vee r_1 \vee Q_1 Q_2 \bar{Q}_3}, \\
 S'_1 &= \overline{C \vee s_3 \vee s'_1 \vee \bar{Q}_1 Q_2 Q_3}, \\
 R'_1 &= \overline{C \vee r_2 \vee r'_1 \vee Q_1 \bar{Q}_2 Q_3}, \\
 S_2 &= \overline{C \vee s_1 \vee s_2 \vee Q_1 \bar{Q}_2 \bar{Q}_3}, \\
 R_2 &= \overline{C \vee s'_1 \vee r_2 \vee Q_1 Q_2 \bar{Q}_3}, \\
 S_3 &= \overline{C \vee r_1 \vee s_3 \vee \bar{Q}_1 Q_2 Q_3}, \\
 R_3 &= \overline{C \vee r'_1 \vee r_3 \vee \bar{Q}_1 \bar{Q}_2 Q_3}.
 \end{aligned}
 \quad (5.22)$$

Схема, реализующая формулы (5.22), приведена на рис. 5.18. Выходы УА позволяют распределить входной сигнал \bar{C} по восьми каналам.

Можно построить схему счетчика на элементах ИЛИ—НЕ, определяя кратчайшие ДНФ инверсий функций:

$$\begin{aligned}
 \bar{S}_1 &= C \vee Q_2 \vee Q_3 \vee r_3 \vee Q_1 \bar{s}_1, \\
 \bar{R}_1 &= C \vee \bar{Q}_2 \vee Q_3 \vee s_2 \vee \bar{Q}_1 \bar{r}_1, \\
 \bar{S}'_1 &= C \vee \bar{Q}_2 \vee \bar{Q}_3 \vee s_3 \vee Q_1 \bar{s}'_1, \\
 \bar{R}'_1 &= C \vee Q_2 \vee \bar{Q}_3 \vee r_2 \vee \bar{Q}_1 \bar{r}'_1, \\
 \bar{S}_2 &= C \vee \bar{Q}_1 \vee Q_3 \vee s_1 \vee Q_2 \bar{s}_2,
 \end{aligned}$$

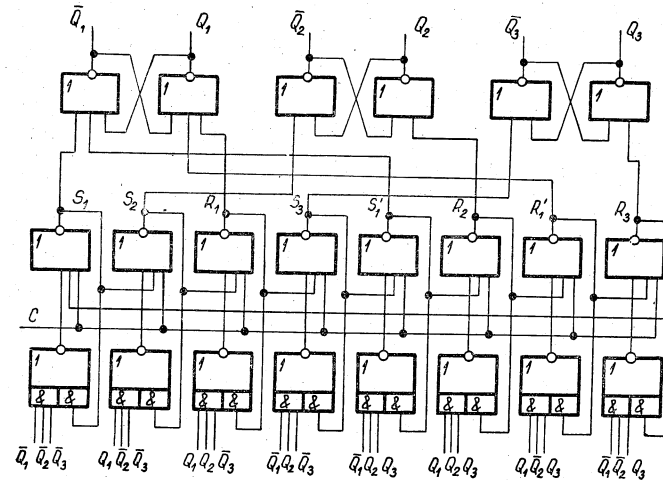


Рис. 5.18. Схема счетчика Грея на разнотипных элементах

$$\begin{aligned}
 \bar{R}_2 &= C \vee \bar{Q}_1 \vee \bar{Q}_3 \vee s'_1 \vee \bar{Q}_2 \bar{r}_2, \\
 \bar{S}_3 &= C \vee Q_1 \vee \bar{Q}_2 \vee r_1 \vee Q_3 \bar{s}_3, \\
 \bar{R}_3 &= C \vee Q_1 \vee Q_2 \vee r'_1 \vee \bar{Q}_3 \bar{r}_3.
 \end{aligned}$$

5.6. КОЛЬЦЕВЫЕ СЧЕТЧИКИ

В кольцевых счетчиках каждый очередной выходной набор образуется циклическим сдвигом значений предыдущего выходного набора. Если кольцевой счетчик содержит n разрядов и в каждом наборе содержится i нулей или единиц, где $i=1, 2, \dots, n-1$, то выходной код счетчика записывают соответственно в виде $i(0)/n$ или $i(1)/n$.

Синтезируем трехразрядный кольцевой счетчик, работающий в коде 1(1)/3. Составим вначале таблицу состояний (табл. 5.34). В этой таблице принят вариант доопределения значений выходных сигналов УА при $C=1$ нулями. Доопределим значения выходов УА нулями и при $C=0$. При этом можно заметить, что значения сигналов S_1 и R_3 , R_1 и S_2 , R_2 и S_3 попарно совпадают. Заменим эти пары сигналов соответственно сигналами S_1 , S_2 и S_3 . УА имеет четыре внутренних состояния: 1 — (000), 2 — (010), 3 — (001) и 4 — (100), переходы между которыми указаны на рис. 5.19. Петли при вершинах диаграммы переходов УА отражают требование отсутствия состязаний между выходными сигналами Q_1 , Q_2 , Q_3 . Диаграмме переходов на рис. 5.19 соответ-

Таблица 5.34

	t										$t+1$		
	C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂	S ₃	R ₃	Q ₁	Q ₂	Q ₃
1	1	—	—	—	0	0	0	0	0	0	—	—	—
2	0	1	0	0	0	1	1	0	0	—	0	1	0
3	0	0	1	0	0	—	0	1	1	0	0	0	1
4	0	0	0	1	1	0	0	—	0	1	1	0	0

Таблица 5.35

$CQ_1Q_2Q_3$									$S_1 S_2 S_3$			
1 — — —			0100	0010	0001	0110	0011	0101	0000			
1	(1)	2	3	4	—	—	—	—	0	0	0	
2	1	(2)	(2)	—	(2)	—	—	(2)	0	1	0	
3	1	—	(3)	(3)	—	(3)	—	(3)	0	0	1	
4	1	(4)	—	(4)	—	—	(4)	(4)	1	0	0	

ствуется таблица переходов УА (табл. 5.35). По таблице переходов 5.35 составим структурную таблицу (табл. 5.36).

Найдем из структурной таблицы (табл. 5.36) простые импликанты, покрывающие единичные интервалы функций S_1 , S_2 , S_3 , и запишем кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний:

$$\begin{aligned} S_1 &= \bar{C}S_1\bar{V}\bar{C}Q_3\bar{S}_3, \\ S_2 &= \bar{C}S_2\bar{V}\bar{C}Q_1\bar{S}_1, \\ S_3 &= \bar{C}S_3\bar{V}\bar{C}Q_2\bar{S}_2. \end{aligned} \quad (5.23)$$

Вместо простых импликант $\bar{C}S_1$, $\bar{C}S_2$, $\bar{C}S_3$ в уравнениях (5.23) возьмем импликанты $\bar{C}S_1\bar{S}_3$, $\bar{C}S_2\bar{S}_1$, $\bar{C}S_3\bar{S}_2$ и перейдем от уравнений (5.23) к структурным формулам

$$\begin{aligned} S_1 &= \overline{CVS_3VS_1VQ_3}, \\ S_2 &= \overline{CVS_1VS_2VQ_1}, \\ S_3 &= \overline{CVS_2VS_3VQ_2}. \end{aligned} \quad (5.24)$$

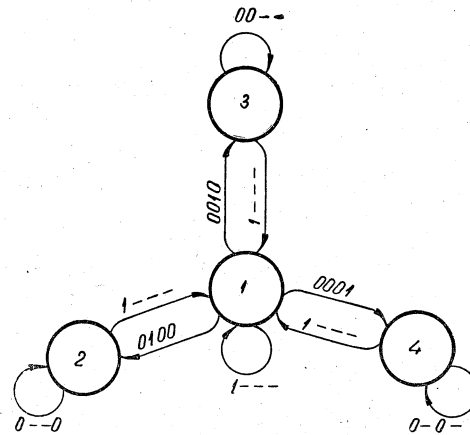


Рис. 5.19. Диаграмма переходов управляющего автомата кольцевого счетчика

Таблица 5.36

Переход		C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	S ₁	S ₂	S ₃	S ₁	S ₂	S ₃
1	(1—4)→1	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0
2	1→2	0	1	0	0	0	—	0	0	1	0
3	2→2	0	—	—	0	0	0	1	0	0	1
4	1→3	0	0	1	0	0	0	—	0	0	1
5	3→3	0	0	—	—	0	0	1	0	0	1
6	1→4	0	0	0	1	—	0	0	1	0	0
7	4→4	0	—	0	—	1	0	0	1	0	0

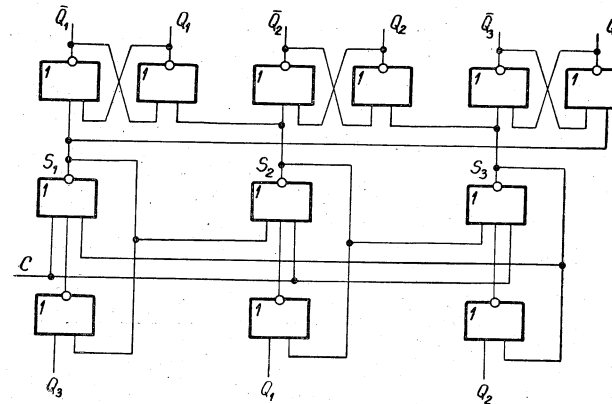


Рис. 5.20. Схема кольцевого счетчика

Схема, реализующая формулы (5.24), приведена на рис. 5.20. Синтезирован известный счетчик [8], позволяющий распределять по трем каналам как уровни, так и импульсы входной синхронизирующей последовательности. Схема счетчика итеративна.

5.7. РЕГИСТРЫ СДВИГА

В данном параграфе рассматривается синтез регистров сдвига с последовательным занесением информации. Такие регистры имеют информационный вход D и вход сигналов сдвига C . Построим таблицу состояний двухразрядного регистра (табл. 5.37). В табл. 5.37 значения выходных сигналов УА при $C=1$ доопределены нулями. Доопределим значения выходных сигналов УА при $C=0$ единицами. При этом УА имеет пять состояний (табл. 5.38). Необходимо проверить, удовлетворяет ли полученный код условиям правильного кодирования композицион-

Таблица 5.37

	t C D Q ₁ Q ₂				S ₁ R ₁ S ₂ R ₂				$t+1$ Q ₁ Q ₂	
1	1	—	—	—	0	0	0	0	—	—
2	0	0	0	0	0	—	0	—	0	0
3	0	1	0	0	1	0	0	—	1	0
4	0	0	1	0	0	1	1	0	0	1
5	0	1	1	0	—	0	1	0	1	1
6	0	0	0	1	0	—	0	1	0	0
7	0	1	0	1	1	0	0	1	1	0
8	0	0	1	1	0	1	—	0	0	1
9	0	1	1	1	—	0	—	0	1	1

Таблица 5.38

	S ₁	R ₁	S ₂	R ₂
1	0	0	0	0
2	0	1	0	1
3	1	0	0	1
4	0	1	1	0
5	1	0	1	0

Таблица 5.39

	S ₁ R ₁ Q ₁	S ₂ R ₂ Q ₂
1	0 0 0	0 0 0
3	1 0 1	0 1 0
1	0 0 1	0 0 0
5	1 0 1	1 0 1

ной модели [условия (3.3)]. Можно убедиться, что код в табл. 5.38 не удовлетворяет этим условиям, иными словами, код внутренних состояний УА не устраняет гонки. Действительно, рассмотрим, например, пару переходов между внутренними состояниями регистра: 1→3 и 1→5 (табл. 5.39) (в качестве номеров внутренних состояний указаны номера соответствующих строк в табл. 5.37). Для этой пары переходов не выполняется ни одно из условий табл. 3.4. Поэтому гонки в переходе 1→3 могут привести к тому, что вместо заданного изменения выходных сигналов регистра (Q₁Q₂): (00)→(10) произойдет неправильное изменение этих сигналов (Q₁Q₂): (00)→(11) (если сигнал S₁ в переходе a→b изменит значение Q₁ прежде, чем изменится сигнал R₂). При этом вместо сигнала R₂ может появиться сигнал S₂. Для иллюстрации состязаний проведем синтез регистра сдвига с использованием неправильного кода внутренних состояний. Составим таблицу переходов УА (табл. 5.40). Устойчивые состояния в строках табл. 5.40 отражают требование отсутствия состязаний между выходными сигналами Q₁, Q₂. Состояние (2) устойчиво при (CDQ₁Q₂)=(0100), состояние (3) — при (CDQ₁Q₂)=(0010), (4) — при (CDQ₁Q₂)=(0101) и (5) — при (CDQ₁Q₂)=(0011), поскольку выходные сигналы УА не должны

Таблица 5.40

CDQ ₁ Q ₂									S ₁ R ₁ S ₂ R ₂			
1	—	—	—	—	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111
(1)	2	3	4	5	2	3	4	5	0	0	0	0
1	(2)	(2)	—	—	(2)	—	—	—	0	1	0	1
1	(3)	(3)	(3)	(3)	—	(3)	—	(3)	1	0	0	1
1	(4)	—	(4)	—	(4)	(4)	(4)	(4)	0	1	1	0
1	—	—	—	(5)	—	—	—	(5)	1	0	1	0

Таблица 5.41

Переход	C D Q ₁ Q ₂ s ₁ r ₁ s ₂ r ₂	S ₁ R ₁ S ₂ R ₂
1 (1→5)→1	1 — — — — — —	0 0 0 0
2 1→2	0 0 0 — 0 — 0 —	0 1 0 1
3 2→2	0 0 0 — 0 1 0 1	0 1 0 1
4 2→2	0 — 0 0 0 1 0 1	0 1 0 1
5 1→3	0 1 0 — — 0 0 —	1 0 0 1
6 3→3	0 1 — — 1 0 0 1	1 0 0 1
7 3→3	0 — 1 0 1 0 0 1	1 0 0 1
8 1→4	0 0 1 — 0 — — 0	0 1 1 0
9 4→4	0 0 — — 0 1 1 0	0 1 1 0
10 4→4	0 — 0 1 0 1 1 0	0 1 1 0
11 1→5	0 1 1 — — 0 — 0	1 0 1 0
12 5→5	0 1 1 — 1 0 1 0	1 0 1 0
13 5→5	0 — 1 1 1 0 1 0	1 0 1 0

меняться, если входной сигнал изменяется после того, как УА перешел в требуемое внутреннее состояние. По табл. 5.40 составим структурную таблицу УА (табл. 5.41). Найдем из табл. 5.41 простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем ДНФ для функций \bar{S}_1 , \bar{R}_1 , \bar{S}_2 , \bar{R}_2 :

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= CV\bar{s}_1\bar{D}Vr_1, \\ \bar{R}_1 &= \bar{C}V\bar{r}_1DV s_1, \\ \bar{S}_2 &= CV\bar{s}_2\bar{Q}_1Vr_2, \\ \bar{R}_2 &= CV\bar{r}_2Q_1Vs_2.\end{aligned}\tag{5.25}$$

Перейдем от уравнений (5.25) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{CVr_1Vs_1VD}, \\ R_1 &= \overline{CVs_1Vr_1VD}, \\ S_2 &= \overline{CVr_2Vs_2VQ_1}, \\ R_2 &= \overline{CVs_2Vr_2VQ_1}.\end{aligned}\tag{5.26}$$

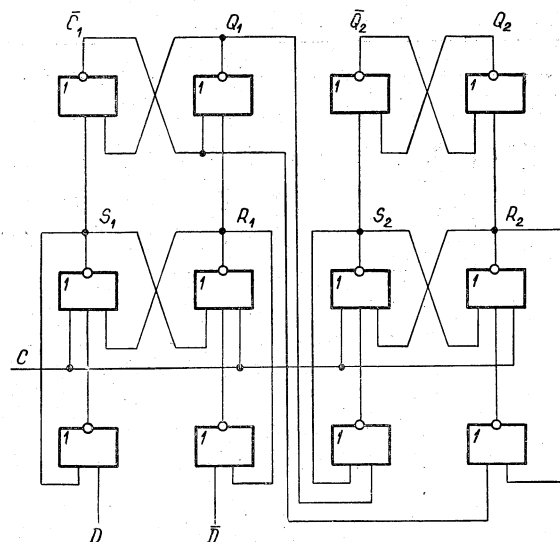


Рис. 5.21. Схема регистра сдвига с состязаниями

Формулы (5.26) определяют широко распространенную схему регистра сдвига [3] на RS-триггерах (рис. 5.21).

Рассмотренные выше гонки в переходе $a \rightarrow b$ могут привести к неправильному срабатыванию регистра в том случае, если задержка элемента, с выхода которого снимается сигнал R_2 , окажется в четыре раза больше задержки элемента, с выхода которого снимается S_2 (считая, что задержки всех остальных элементов равны задержке последнего элемента).

Поставим задачу синтезировать регистр сдвига, устойчивый ко всем видам состязаний, т. е. функционирующий правильно независимо от соотношения величин задержек отдельных элементов. Вернемся к таблице состояний (табл. 5.37) и доопределим значения выходных сигналов УА нулями. Тогда УА имеет семь внутренних состояний (табл. 5.42). Проверим правильность полученного кода. Для этого обратимся к табл. 5.37 и проанализируем все возможные пары переходов между внутренними состояниями регистров для входных наборов $(CD) = (01)$ (табл. 5.43) и $(CD) = (00)$ (табл. 5.44). В табл. 5.43 для пар переходов $1 \rightarrow 3$, $1 \rightarrow 5$ справедливо условие 3 табл. 3.4, для пар $1 \rightarrow 5$, $1 \rightarrow 7$ и $1 \rightarrow 3$, $1 \rightarrow 7$ — условие 4. В табл. 5.44 для пар переходов $1 \rightarrow 4$, $1 \rightarrow 6$ и $1 \rightarrow 4$, $1 \rightarrow 8$ справедливо условие 3, а для пары $1 \rightarrow 6$, $1 \rightarrow 8$ — условие 4 в табл. 3.4. Таким образом, анализ переходов показывает, что код внутренних состояний УА является правиль-

Таблица 5.42

	S_1	R_1	S_2	R_2
1	0	0	0	0
2	1	0	0	0
3	0	1	1	0
4	0	0	1	0
5	0	0	0	1
6	1	0	0	1
7	0	1	0	0

Таблица 5.43

$(CD) = (01)$

	S_1	R_1	Q_1	S_2	R_2	Q_2
1	0	0	0	0	0	0
3	1	0	1	0	0	0
1	0	0	1	0	0	0
5	0	0	1	1	0	1
1	0	0	0	0	0	1
7	1	0	1	0	1	0

Таблица 5.44

$(CD) = (00)$

	S_1	R_1	Q_1	S_2	R_2	Q_2
1	0	0	1	0	0	0
4	0	1	0	1	0	1
1	0	0	0	0	0	1
6	0	0	0	0	1	0
1	0	0	1	0	0	1
8	0	1	0	0	0	1

Таблица 5.45

CDQ_1Q_2										$S_1 R_1 S_2 R_2$			
1	—	—	—	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111		
1	(1)	(1)	2	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0
2	1	—	(2)	—	—	—	—	—	—	—	—	1	0
3	1	(3)	—	(3)	—	—	—	—	(3)	—	—	0	1
4	1	—	—	—	—	(4)	—	—	—	—	(4)	0	0
5	1	(5)	—	—	—	—	(5)	—	—	—	—	0	0
6	1	—	(6)	—	—	(6)	—	(6)	—	—	(6)	1	0
7	1	—	—	—	—	—	(7)	—	—	(7)	—	0	1

ным. Построим таблицу переходов УА (табл. 5.45) и проверим анализ последствий возможных неодновременных изменений сигналов S_1, R_1, S_2, R_2 (аналогично тому, как это делалось при синтезе реверсивного счетчика). Анализ свидетельствует о необходимости преобразования табл. 5.45 в табл. 5.46. По табл. 5.46 составим структурную таблицу УА (табл. 5.47). Найдем из табл. 5.47 простые импликанты, покрывающие нулевые интер-

Таблица 5.46

CDQ_1Q_2									$S_1 R_1 S_2 R_2$			
1	—	—	—	0000	0100	0010	0110	0001	0101	0011	0111	
1	(1)	(1)	2	3	4	5	6	7	(1)	6	—	0 0 0 0
2	1	—	(2)	—	(2)	—	6	—	6	—	—	1 0 0 0
3	1	(3)	—	(3)	—	(3)	—	(3)	—	—	—	0 1 1 0
4	1	—	—	3	(4)	—	—	3	(4)	—	—	0 0 1 0
5	1	(5)	6	—	(5)	—	6	—	—	—	—	0 0 0 1
6	1	—	(6)	—	(6)	—	(6)	—	(6)	—	—	1 0 0 1
7	1	3	—	3	—	(7)	—	(7)	—	—	—	0 1 0 0

Таблица 5.47

Переход	$C D Q_1 Q_2 s_1 r_1 s_2 r_2$	$S_1 R_1 S_2 R_2$
1 (7→1)→1	1 — — — — — —	0 0 0 0
2 1→1	0 0 0 0 0 0 0 0	0 0 0 0
3 1→1	0 1 1 1 0 0 0 0	0 0 0 0
4 1→2	0 1 0 0 — 0 0 0	1 0 0 0
5 2→2	0 1 — 0 1 0 0 0	1 0 0 0
6 1→3	0 0 1 0 0 — — 0	0 1 1 0
7 3→3	0 0 — — 0 1 1 0	0 1 1 0
8 7→3	0 0 — 0 0 1 — 0	0 1 1 0
9 4→3	0 0 1 — 0 — 1 0	0 0 1 0
10 1→4	0 1 1 0 0 0 — 0	0 0 1 0
11 4→4	0 1 1 — 0 0 1 0	0 0 1 0
12 1→5	0 0 0 1 0 0 0 —	0 0 0 1
13 5→5	0 0 0 — 0 0 0 1	0 0 0 1
14 1→6	0 1 0 1 — 0 0 —	1 0 0 1
15 6→6	0 1 — — 1 0 0 1	1 0 0 1
16 2→6	0 1 — 1 1 0 0 —	1 0 0 1
17 5→6	0 1 0 — — 0 0 1	1 0 0 1
18 1→7	0 0 1 1 0 — 0 0	0 1 0 0
19 7→7	0 0 — 1 0 1 0 0	0 1 0 0

валы (табл. 5.48—5.51). Из таблиц простых импликант 5.48—5.51 запишем ДНФ, свободные от состязаний для функций \bar{S}_1 , \bar{R}_1 , \bar{S}_2 и \bar{R}_2 :

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= CV\bar{D}V\bar{s}_1Q_1, \\ \bar{R}_1 &= CV\bar{D}V\bar{r}_1\bar{Q}_1, \\ \bar{S}_2 &= CVs_1V\bar{r}_1\bar{Q}_1V\bar{s}_2Q_2, \\ \bar{R}_2 &= CVr_1V\bar{s}_1Q_1V\bar{r}_2\bar{Q}_2.\end{aligned}\quad (5.27)$$

Таблица 5.48

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	\bar{D}
3	$Q_1\bar{s}_1$
6	$\bar{D}, Q_1\bar{s}_1$
7	\bar{D}, r_1, s_2
8	\bar{D}, r_1
9	$\bar{D}, s_2, Q_1\bar{s}_1$
10	$Q_1\bar{s}_1$
11	$Q_1\bar{s}_1, s_2$
12	\bar{D}
13	\bar{D}
18	$\bar{D}, Q_1\bar{s}_1$
19	\bar{D}, r_1

Таблица 5.49

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{Q}_1\bar{r}_1$
3	\bar{D}
4	$\bar{D}, \bar{Q}_1\bar{r}_1$
5	\bar{D}, s_1
10	\bar{D}
11	\bar{D}
12	$\bar{Q}_1\bar{r}_1$
13	$\bar{Q}_1\bar{r}_1, r_2$
14	$\bar{D}, \bar{Q}_1\bar{r}_1$
15	\bar{D}, r_2, s_1
16	\bar{D}, s_1
17	$\bar{D}, r_2, \bar{Q}_1\bar{r}_1$

Таблица 5.50

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{Q}_1\bar{r}_1$
3	$Q_2\bar{s}_2$
4	$\bar{Q}_1\bar{r}_1, D\bar{Q}_1$
5	s_1
12	$Q_2\bar{s}_2, \bar{Q}_1\bar{r}_1$
13	$\bar{Q}_1\bar{r}_1, r_2$
14	$\bar{Q}_1\bar{r}_1, Q_2\bar{s}_2, D\bar{Q}_1$
15	s_1, r_2
16	$s_1, Q_2\bar{s}_2$
17	$\bar{Q}_1\bar{r}_1, r_2, D\bar{Q}_1$
18	$Q_2\bar{s}_2$
19	$Q_2\bar{s}_2$

Таблица 5.51

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{Q}_2\bar{r}_2$
3	$Q_1\bar{s}_1$
4	$\bar{Q}_2\bar{r}_2$
5	$\bar{Q}_2\bar{r}_2$
6	$Q_1\bar{s}_1, \bar{D}Q_1, \bar{Q}_2\bar{r}_2$
7	r_1, s_2
8	$\bar{Q}_2\bar{r}_2, r_1$
9	$Q_1\bar{s}_1, s_2, \bar{D}Q_1$
10	$Q_1\bar{s}_1, \bar{Q}_2\bar{r}_2$
11	$Q_1\bar{s}_1, s_2$
18	$Q_1\bar{s}_1, \bar{D}Q_1$
19	r_1

Перейдем от уравнений (5.27) к структурным формулам

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{CV\bar{D}V\bar{s}_1V\bar{Q}_1}, \\ R_1 &= \overline{CV\bar{D}Vr_1V\bar{Q}_1}, \\ S_2 &= \overline{CVs_1Vr_1V\bar{Q}_1V\bar{s}_2V\bar{Q}_2}, \\ R_2 &= \overline{CVr_1V\bar{s}_1V\bar{Q}_1V\bar{r}_2V\bar{Q}_2}.\end{aligned}\quad (5.28)$$

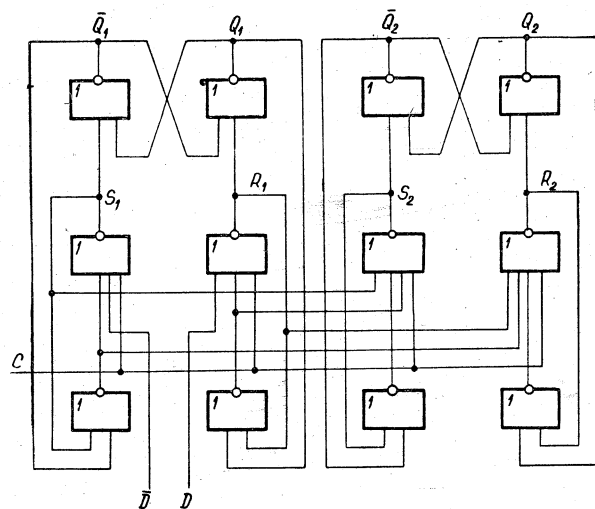


Рис. 5.22. Схема регистра сдвига без состязаний

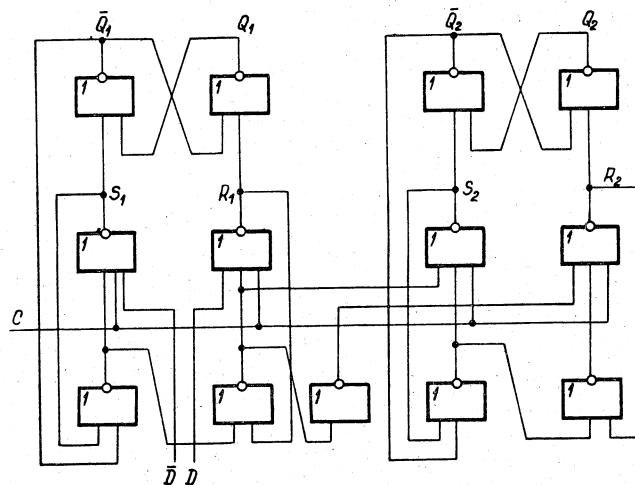


Рис. 5.23. Схема регистра сдвига без состязаний, содержащая логические элементы с числом входов, не превышающим 3

Схема, определяемая формулами (5.28), устойчива ко всем видам состязаний (рис. 5.22). Полученную схему можно упростить (понижив несколько ее быстродействие), если в выражениях (5.27) простую импликанту D , покрывающую интервалы 5

и 16 функции R_1 (табл. 5.49), заменить импликантой $s_1\bar{r}_1$, простую импликанту s_1 функции S_2 — импликантой $s_1\bar{r}_1$, импликанту \bar{s}_1Q_1 , покрывающую интервалы 9 и 11 функции R_2 , — импликантой $s_2\bar{r}_2$. После замены и вынесения в уравнениях (5.27) общих членов за скобки применим правило де Моргана и перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned} S_1 &= \overline{C \vee D \vee s_1 \vee \bar{Q}_1}, \\ R_1 &= \overline{C \vee D \vee r_1 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1}, \\ S_2 &= \overline{C \vee s_2 \vee \bar{Q}_2 \vee r_1 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1}, \\ R_2 &= \overline{C \vee r_2 \vee s_2 \vee \bar{Q}_2 \vee r_1 \vee s_1 \vee \bar{Q}_1}. \end{aligned} \quad (5.29)$$

Формулы (5.29) определяют известную схему регистра сдвига [28] (рис. 5.23).

Читатель может убедиться в итеративности полученных схем, синтезировав аналогичным образом трехразрядный регистр сдвига [12].

МНОГОУСТОЙЧИВЫЕ ПЕРЕСЧЕТНЫЕ СХЕМЫ

Основой построения многоустойчивых пересчетных схем являются многостабильные ячейки (см. § 2.9). Многоустойчивую пересчетную схему (МПС) можно представить в виде композиции УА и многостабильных ячеек, переключаемых УА из одного устойчивого состояния в другое в определенной последовательности. На вход УА подается счетный сигнал C . МПС изменяет состояние выхода при изменении сигнала C с единицы на нуль (по фронту сигнала C). Моделью МПС является композиционная модель. В данной главе рассматривается синтез различных МПС на основе этой модели, содержащей в качестве управляемого подавтомата многостабильную ячейку (рис. 6.1).

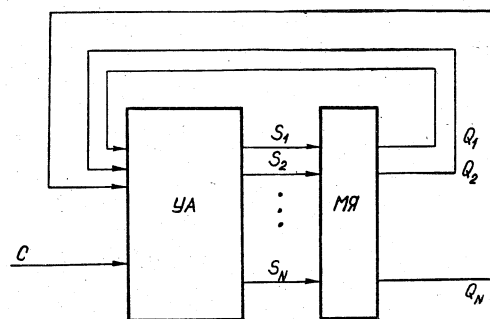


Рис. 6.1. Композиционная модель многоустойчивой пересчетной схемы

6.1. ОДНОФАЗНЫЕ И МНОГОФАЗНЫЕ МНОГОУСТОЙЧИВЫЕ ПЕРЕСЧЕТНЫЕ СХЕМЫ

В литературе [3] принята классификация многостабильных ячеек по «фазности» и способу управления. Под фазностью принято понимать минимальное число i сигналов на выходах ячейки, имеющих единичное (нулевое) значение, поддерживающих нулевое (единичное) значение всех остальных выходных сигналов ячейки [3].

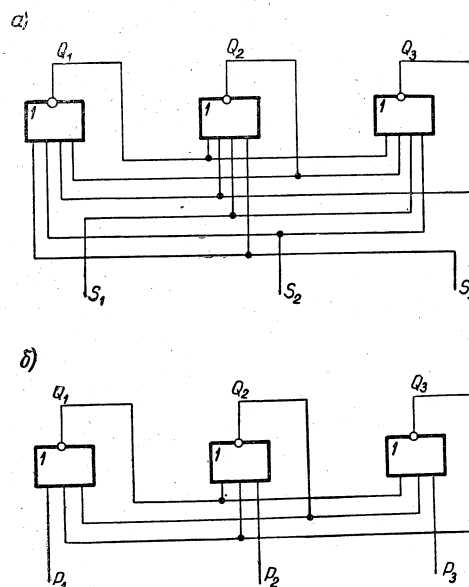


Рис. 6.2. Схема трехстабильной ячейки: а — с одновходовым управлением; б — с многовходовым управлением

В зависимости от фазности ячейки подразделяют на однофазные и многофазные. Фазность сокращенно записывают в виде $i(1)/N$ ($i(0)/N$), где N — число выходов ячейки. Фазность определяет выходной код. Многостабильные ячейки подразделяют на ячейки одновходового и многовходового управления по числу единичных (нулевых) сигналов, подаваемых одновременно на управляющие входы. Например, на рис. 6.2 приведены схемы трехстабильной ячейки, различающиеся по способу управления. Обе они работают в коде $1(1)/3$. Функционирование этих ячеек отражено в таблицах состояния (табл. 6.1 и 6.2).

Управляемый подавтомат в соответствии с требованиями, изложенными в гл. 3, должен быть устойчив к состязаниям между входными сигналами. Многостабильная ячейка с одновходовым управлением удовлетворяет этому требованию (табл.

Таблица 6.1

S_1	S_2	S_3	Q_1	Q_2	Q_3	Q_1	Q_2	Q_3
1	0	0	1	0	0	1	0	0
1	0	0	0	1	0	1	0	0
1	0	0	0	0	1	1	0	0
0	1	0	1	0	0	0	1	0
0	1	0	0	1	0	0	1	0
0	1	0	0	0	1	0	1	0
0	0	1	1	0	0	0	0	1
0	0	1	0	1	0	0	0	1
0	0	1	0	0	1	0	0	1
0	0	0	Q_1	Q_2	Q_3	Q_1	Q_2	Q_3

Таблица 6.2

P_1	P_2	P_3	Q_1	Q_2	Q_3	Q_1	Q_2	Q_3
1	1	0	1	0	0	0	0	1
1	1	0	0	1	0	0	0	1
1	1	0	0	0	1	0	0	1
1	0	1	1	0	0	0	1	0
1	0	1	0	1	0	0	1	0
1	0	1	0	0	1	0	1	0
0	1	1	1	0	0	1	0	0
0	1	1	0	1	0	1	0	0
0	1	1	0	0	1	1	0	0
0	0	0	Q_1	Q_2	Q_3	Q_1	Q_2	Q_3

6.3). В табл. 6.3 указаны входные наборы ячейки с кодом 1(1)/3, появляющиеся в результате состязаний входных сигналов. Все эти наборы устанавливают ячейку в состояние $(Q_1Q_2Q_3) = (000)$, отличное от рабочих устойчивых состояний. По окончании переходного процесса, когда на входе ячейки присутствует набор, содержащий только одну единицу, соответствующий выход ячейки изменяет свое значение с нуля на единицу. Следовательно, при переключении входных сигналов многостабильной ячейки с одновходовым управлением ее выходные сигналы меняют свое значение только один раз, т. е. такая ячейка устойчива к состязаниям между входными сигналами. Этого нельзя сказать о ячейках с многовходовым управлением. Рассмотрим, например, ситуацию, когда трехстабильная ячейка находится в состоянии $(Q_1Q_2Q_3) = (100)$ и на ее входе происходит изменение $(P_1P_2P_3): (000) \rightarrow (101)$ (табл. 6.2). Состязания между входными сигналами P_1 и P_3 могут привести к появлению входного набора $(P_1P_2P_3) = (100)$. Этот набор переводит ячейку в неопределенное состояние $(Q_1Q_2Q_3) = (0 - -)$. В частности, ячейка (рис. 6.2, б) может перейти в состояние $(Q_1Q_2Q_3) = (001)$. Только запоздавшее появление сигнала $P_3 = 1$ переводит ее в требуемое состояние $(Q_1Q_2Q_3) = (010)$. Следовательно, состязания между входными сигналами в ячейке с многовходовым управлением переводят ее в промежуточное рабочее состояние, отличное от заданного. При этом выходные сигналы ячейки изменяют свое значение более одного раза, что, в свою очередь, может привести к неверному срабатыванию УА. Такая ячейка неустойчива к состязаниям между входными сигналами и поэтому не может быть использована как управляемый подавтомат (при условии, что не налагаются ограничения на порядок срабатывания возбуждаемых входов, например входов P_1 и P_3 в приведенной ситуации). Ряд схем, использующих многостабильные ячейки с многовходовым управлением, содержит состязания (см., например, схему на рис. 5.64 [3]).

Таблица 6.3

	t			$t+1$		
	S_1	S_2	S_3	Q_1	Q_2	Q_3
1	1	1	0	0	0	0
2	1	0	1	0	0	0
3	0	1	1	0	0	0

Таблица 6.4

	t				$S_1 S_2 S_3$			$t+1$		
	C	Q_1	Q_2	Q_3	S_1	S_2	S_3	Q_1	Q_2	Q_3
1	1	1	0	0	—	0	0	1	0	0
2	1	0	1	0	0	—	0	0	1	0
3	1	0	0	1	0	0	—	0	0	1
4	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0
5	0	0	1	0	0	0	1	0	0	1
6	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0

Проведем синтез однофазной МПС в коде 1(1)/3 на основе трехстабильной ячейки, изображенной на рис. 6.2, а. Примем, как и ранее, что изменение выходных сигналов Q_1, Q_2, Q_3 МПС происходит при переходе управляющего сигнала C из единицы в нуль. Обратный переход сигнала $C: 0 \rightarrow 1$ не приводит к изменению сигналов Q_1, Q_2, Q_3 . Отразим функционирование такой МПС с помощью графа автомата (рис. 6.3).

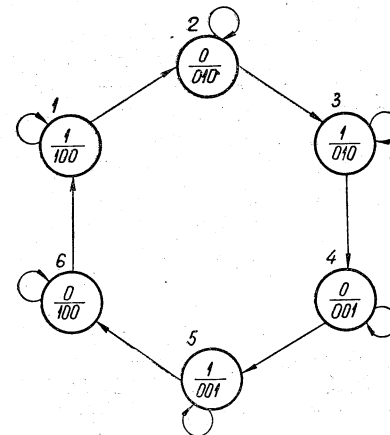


Рис. 6.3. Граф автомата для многоустойчивой пересчетной схемы в коде 1(1)/3

По графу составим таблицу состояний МПС (табл. 6.4). Доопределим в табл. 6.4 безразличные значения выходных сигналов УА при $C=1$ нулями. Полученный код внутренних состояний УА становится соседним. УА имеет четыре состояния: 1 — (100), 2 — (010), 3 — (001), 4 — (000). С учетом табл. 6.4 построим диаграмму переходов УА (рис. 6.4). Перейдем от диаграммы, представленной на рис. 6.4, к таблице переходов УА (табл. 6.5). Согласно таблице УА последовательно переходит из состояния (1) в состояние (4), далее в состояние (2) и вновь в состояние (4), затем в состояние (3) с возвратом в состояние (4). Каждому из состояний (1), (2) и (3) соответствует единичное значение только одного сигнала S_1, S_2, S_3 . Следовательно, выходы УА S_1, S_2, S_3 можно использовать как выходы распределителя входных сигналов \bar{C} .

По табл. 6.5 составим структурную таблицу (табл. 6.6). Найдем из табл. 6.6 простые импликанты, покрывающие все возможные комбинации входных сигналов \bar{C} .

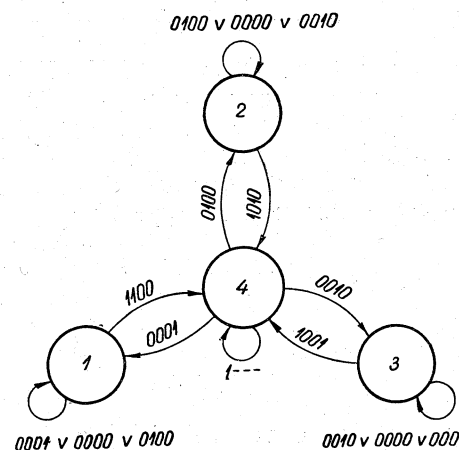


Рис. 6.4. Диаграмма переходов управляющего автомата многоустойчивой пересчетной схемы в коде 1(1)/3

вающие единичные интервалы, и запишем для функций S_1, S_2, S_3 ДНФ, свободные от состязаний:

$$\begin{aligned} S_1 &= \bar{C}S_1 \vee \bar{C}Q_3\bar{S}_3, \\ S_2 &= \bar{C}S_2 \vee \bar{C}Q_1\bar{S}_1, \\ S_3 &= \bar{C}S_3 \vee \bar{C}Q_2\bar{S}_2. \end{aligned} \quad (6.1)$$

Таблица 6.5

$CQ_1Q_2Q_3$						$S_1 S_2 S_3$		
1	—	—	—	—	—	S_1	S_2	S_3
1	4	(1)	—	(1)	(1)	1	0	0
2	4	(2)	(2)	—	(2)	0	1	0
3	4	—	(3)	(3)	(3)	0	0	1
4	(4)	2	3	1	—	0	0	0

Таблица 6.6

Переход	C	Q_1	Q_2	Q_3	s_1	s_2	s_3	S_1	S_2	S_3
1 (1→4)→4	1	—	—	—	—	—	—	0	0	0
2 4→1	0	0	0	1	—	0	0	1	0	0
3 1→1	0	—	0	—	1	0	0	1	0	0
4 4→2	0	1	0	0	0	—	0	0	1	0
5 2→2	0	—	—	0	0	1	0	0	1	0
6 4→3	0	0	1	0	0	0	—	0	0	1
7 3→3	0	0	—	—	0	0	1	0	0	1

Для построения проектируемой схемы на элементах ИЛИ—НЕ заменим в выражениях (6.1) простые импликанты $\bar{C}S_1, \bar{C}S_2, \bar{C}S_3$ импликантами соответственно $\bar{C}S_1\bar{S}_3, \bar{C}S_2\bar{S}_1, \bar{C}S_3\bar{S}_2$. Возможность такой замены следует из табл. 6.6. Вынесем общие члены за скобки и проинвертируем дважды правые части уравнений (6.1). Применяя правило де Моргана, перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned} S_1 &= \overline{C \vee S_3 \vee S_1 \vee Q_3}, \\ S_2 &= \overline{C \vee S_1 \vee S_2 \vee Q_1}, \\ S_3 &= \overline{C \vee S_2 \vee S_3 \vee Q_2}. \end{aligned} \quad (6.2)$$

Формулы (6.2) определяют известную схему МПС [7], работающую в коде 1(1)/3 (рис. 6.5).

Выполним синтез многофазной МПС, например, на основе двухфазной многостабильной ячейки, работающей в коде 2(1)/5 (рис. 6.6). Эта ячейка может иметь многоразовое управление,

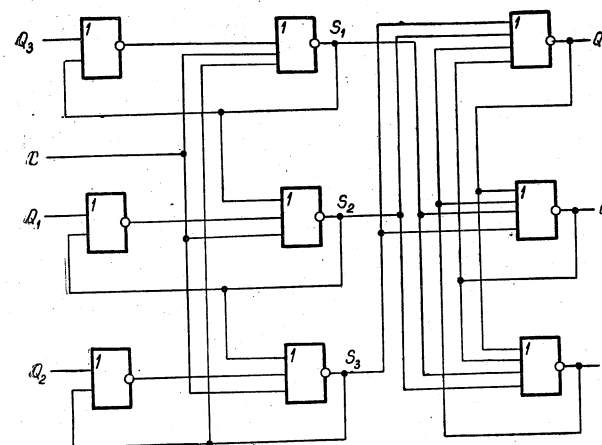


Рис. 6.5. Многоустойчивая пересчетная схема в коде 1(1)/3

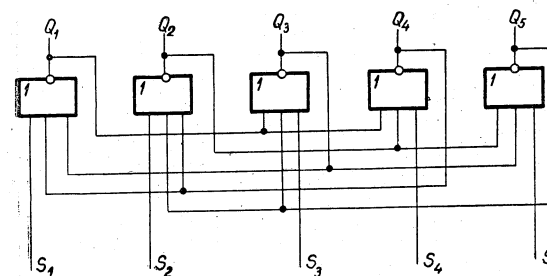


Рис. 6.6. Многостабильная ячейка в коде 2(1)/5

однако мы будем использовать ее в режиме одновходового управления (оговорена последовательность изменения входных сигналов ячейки). Диаграмма переходов ячейки для такого режима работы (режим последовательного переключения) приведена на рис. 6.7. В вершинах диаграммы записаны значения сигналов Q_1, Q_2, Q_3, Q_4, Q_5 , а на дугах — значения входных сигналов S_1, S_2, S_3, S_4, S_5 . Построим таблицу переходов УА МПС аналогично табл. 6.5 (табл. 6.7). В этой и последующих таблицах переходов с целью компактной записи условимся не указывать столбцы, соответствующие неустойчивым входным наборам МПС. Например, в табл. 6.7 опущены столбцы с наборами (010000), (001000), (000100), (000010), (000001). Однако эти наборы необходимо учитывать при построении структурной таблицы.

По табл. 6.7 составим структурную таблицу УА (табл. 6.8). Из табл. 6.8 найдем простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем импликанты в таблицы простых

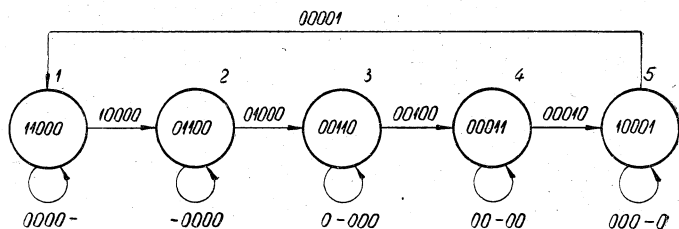


Рис. 6.7. Диаграмма переходов ячейки в коде 2(1)/5 для режима последовательного переключения

Таблица 6.7

$CQ_1Q_2Q_3Q_4Q_5$							$S_1 S_2 S_3 S_4 S_5$				
1	—	—	—	—	—	—	0	1	0	0	0
1	6	(1)	—	—	—	(1)	0	0	0	0	1
2	6	(2)	—	—	—	—	1	0	0	0	0
3	6	—	(3)	(3)	—	—	0	1	0	0	0
4	6	—	—	(4)	(4)	—	0	0	1	0	0
5	6	—	—	—	(5)	(5)	0	0	0	1	0
6	(6)	2	3	4	5	1	0	0	0	0	0

Таблица 6.8

Переход	C	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	Q_5	s_1	s_2	s_3	s_4	s_5	S_1	S_2	S_3	S_4	S_5
1 (1—6)→6	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0	0
2 6→1	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1
3 1→1	0	1	—	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
4 6→2	0	1	1	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0	0	0
5 2→2	0	—	1	—	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0
6 6→3	0	0	1	1	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0	0
7 3→3	0	0	—	1	—	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0
8 6→4	0	0	0	1	1	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0
9 4→4	0	0	0	—	1	—	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0
10 6→5	0	0	0	0	1	1	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0
11 5→5	0	—	0	0	—	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0

импликант (табл. 6.9—6.13). На основе табл. 6.9—6.13 составим кратчайшие ДНФ, свободные от состязаний, для функций \bar{S}_1 — \bar{S}_5 :

$$\begin{aligned} \bar{S}_1 &= CVs_5V\bar{Q}_2V\bar{s}_1\bar{Q}_1, \\ \bar{S}_2 &= CVs_1V\bar{Q}_3V\bar{s}_2\bar{Q}_2, \\ \bar{S}_3 &= CVs_2V\bar{Q}_4V\bar{s}_3\bar{Q}_3, \\ \bar{S}_4 &= CVs_3V\bar{Q}_5V\bar{s}_4\bar{Q}_4, \\ \bar{S}_5 &= CVs_4V\bar{Q}_1V\bar{s}_5\bar{Q}_5. \end{aligned} \quad (6.3)$$

При реализации этих выражений схемой, построенной из элементов ИЛИ—НЕ, необходимы инверторы для образования сигналов $\bar{Q}_1, \bar{Q}_2, \bar{Q}_3, \bar{Q}_4, \bar{Q}_5$. Построим схему на разнотипных элементах, для чего в уравнения (6.3) подставим вместо простых импликант $\bar{Q}_1, \bar{Q}_2, \dots, \bar{Q}_5$ соответственно импликанты $\bar{Q}_1\bar{s}_5, \bar{Q}_2\bar{s}_1, \dots, \bar{Q}_5\bar{s}_4$. Преобразовав уравнения (6.3), перейдем к структурным формулам.

$$\begin{aligned} S_1 &= \overline{CVs_5V\bar{s}_1V\bar{Q}_1Q_2}, \\ S_2 &= \overline{CVs_1V\bar{s}_2V\bar{Q}_2Q_3}, \\ S_3 &= \overline{CVs_2V\bar{s}_3V\bar{Q}_3Q_4}, \\ S_4 &= \overline{CVs_3V\bar{s}_4V\bar{Q}_4Q_5}, \\ S_5 &= \overline{CVs_4V\bar{s}_5V\bar{Q}_1Q_5}. \end{aligned} \quad (6.4)$$

Таблица 6.9

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	Q_5, \bar{Q}_2
3	s_5
6	$\bar{s}_1Q_3, \bar{s}_1\bar{Q}_1$
7	$s_2, \bar{s}_1Q_3, \bar{s}_1\bar{Q}_1$
8	$\bar{s}_1Q_3, Q_4, \bar{Q}_2, \bar{s}_1\bar{Q}_1$
9	$\bar{s}_3, \bar{s}_1\bar{Q}_1, Q_4, \bar{Q}_2$
10	$Q_5, Q_4, \bar{Q}_2, \bar{s}_1\bar{Q}_1$
11	s_4, Q_5, \bar{Q}_2

Таблица 6.11

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{s}_3Q_5, \bar{Q}_4, \bar{s}_3\bar{Q}_3, Q_1$
3	$s_5, \bar{Q}_4, \bar{s}_3\bar{Q}_3, Q_1$
4	$Q_4, \bar{s}_3\bar{Q}_3, Q_2, Q_1$
5	\bar{Q}_4, Q_2, s_1
6	\bar{Q}_4, Q_2
7	s_2
10	$\bar{s}_3Q_5, \bar{s}_3\bar{Q}_3$
11	$s_4, \bar{s}_3Q_5, \bar{s}_3\bar{Q}_3$

Таблица 6.10

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{s}_2\bar{Q}_2, Q_5, \bar{Q}_3, Q_1$
3	s_5, \bar{Q}_3, Q_1
4	\bar{Q}_3, Q_1
5	s_1
8	$\bar{s}_2Q_4, \bar{s}_2\bar{Q}_2$
9	$s_3, \bar{s}_2Q_4, \bar{s}_2\bar{Q}_2$
10	$Q_5, \bar{s}_2Q_4, \bar{Q}_3, \bar{s}_2\bar{Q}_2$
11	$Q_5, s_4, \bar{Q}_3, \bar{s}_2\bar{Q}_2$

Таблица 6.12

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{s}_4\bar{Q}_4, \bar{s}_4Q_1$
3	$s_5, \bar{s}_4\bar{Q}_4, \bar{s}_4Q_1$
4	$\bar{Q}_5, \bar{s}_4\bar{Q}_4, Q_2, \bar{s}_4Q_1$
5	$Q_5, \bar{s}_4\bar{Q}_4, Q_2, s_1$
6	$\bar{s}_4\bar{Q}_4, Q_5, Q_2, Q_2$
7	Q_5, Q_3, s_2
8	\bar{Q}_5, Q_3
9	s_3

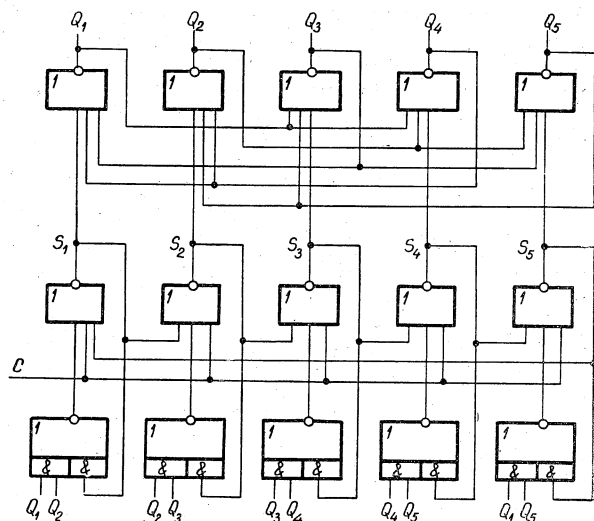


Рис. 6.8. Многоустойчивая пересчетная схема в коде 2(1)/5 на разнотипных элементах

Формулы (6.4) определяют МПС на элементах типа ИЛИ—НЕ и И—ИЛИ—НЕ (рис. 6.8). По сложности синтезированная схема соответствует известной МПС [3].

Из табл. 6.9—6.13 определим такие ДНФ, которые не содержат инверсий импликант Q_1, Q_2, Q_3, Q_4, Q_5 :

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= CVs_5VQ_5V\bar{s}_1\bar{Q}_1, \\ \bar{S}_2 &= CVs_1VQ_1V\bar{s}_2\bar{Q}_2, \\ \bar{S}_3 &= CVs_2VQ_2V\bar{s}_3\bar{Q}_3, \\ \bar{S}_4 &= CVs_3VQ_3V\bar{s}_4\bar{Q}_4, \\ \bar{S}_5 &= CVs_4VQ_4V\bar{s}_5\bar{Q}_5.\end{aligned}$$

Структурные формулы, соответствующие полученным кратчайшим ДНФ, описывают схему МПС, содержащую 15 элементов ИЛИ—НЕ с суммарным числом входов 45, причем элементы имеют различное число входов: 2, 3, 4. На практике иногда возникает необходимость уменьшить максимальное число входов, приходящихся на один логический элемент, даже за счет увеличения числа элементов. Продemonстрируем такую возможность в данном примере, для чего из табл. 6.9—6.13 определим ДНФ следующего вида:

Таблица 6.13

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
4	$\bar{s}_5\bar{Q}_5, \bar{s}_5Q_2$
5	$\bar{s}_5Q_5, \bar{s}_5Q_2, s_1$
6	$\bar{s}_5\bar{Q}_5, Q_3, \bar{s}_5Q_2, \bar{Q}_1$
7	$\bar{s}_5Q_5, Q_3, \bar{Q}_1, s_2$
8	$\bar{s}_5\bar{Q}_5, Q_4, Q_3, \bar{Q}_1$
9	Q_4, \bar{Q}_1, s_3
10	Q_4, \bar{Q}_1
11	s_4

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= CVs_5VQ_4VQ_5V\bar{s}_1Q_3, \\ \bar{S}_2 &= CVs_1VQ_1VQ_5V\bar{s}_2Q_4, \\ \bar{S}_3 &= CVs_2VQ_1VQ_2V\bar{s}_3Q_5, \\ \bar{S}_4 &= CVs_3VQ_2VQ_3V\bar{s}_4Q_1, \\ \bar{S}_5 &= CVs_4VQ_3VQ_4V\bar{s}_5Q_2.\end{aligned}\quad (6.5)$$

Заменим простые импликанты Q_4, Q_5 в уравнении для \bar{S}_1 импликантами \bar{s}_1Q_4 и \bar{s}_1Q_5 ; Q_1 и Q_5 в уравнении для \bar{S}_2 — импликантами \bar{s}_2Q_1 и \bar{s}_2Q_5 и т. д. Вынесем после подстановки импликант в выражения (6.5) общие члены за скобки, проинвертируем функции \bar{S}_1 — \bar{S}_5 и, применив правило де Моргана, перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned}S_1 &= \overline{CVs_5V\bar{s}_1V\bar{Q}_3V\bar{Q}_4V\bar{Q}_5}, \\ S_2 &= \overline{CVs_1V\bar{s}_2V\bar{Q}_1V\bar{Q}_4V\bar{Q}_5}, \\ S_3 &= \overline{CVs_2V\bar{s}_3V\bar{Q}_1V\bar{Q}_2V\bar{Q}_5}, \\ S_4 &= \overline{CVs_3V\bar{s}_4V\bar{Q}_1V\bar{Q}_2V\bar{Q}_3}, \\ S_5 &= \overline{CVs_4V\bar{s}_5V\bar{Q}_2V\bar{Q}_3V\bar{Q}_4}.\end{aligned}\quad (6.6)$$

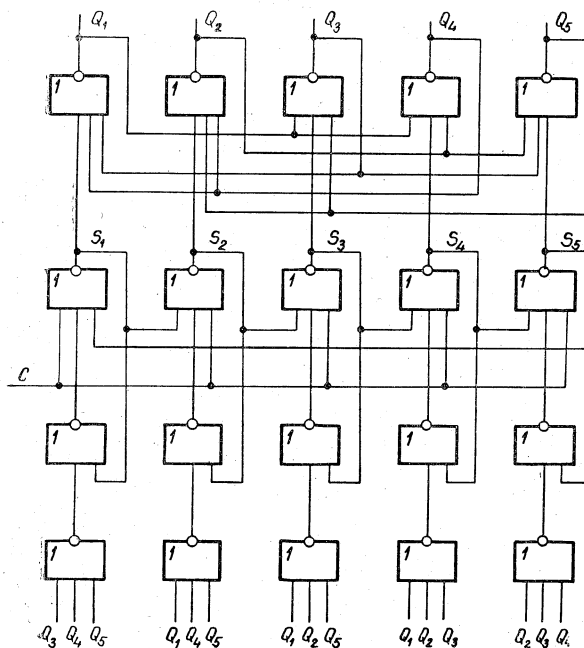


Рис. 6.9. Многоустойчивая пересчетная схема в коде 2(1)/5 на однотипных элементах

Формулы (6.6) определяют МПС, свободную от всех видов состязаний (рис. 6.9). Синтезированная схема содержит 20 одно-типных элементов с суммарным числом входов 55, причем максимальное число входов одного элемента не превышает трех.

6.2. РЕВЕРСИВНЫЕ МНОГОУСТОЙЧИВЫЕ ПЕРЕСЧЕТНЫЕ СХЕМЫ

Проведем синтез реверсивной МПС с одним входом синхронизации S и двумя управляющими входами y_1, y_2 . Если $(y_1 y_2) = (10)$, то МПС считает в прямом направлении, если $(y_1 y_2) = (01)$ — в обратном. Воспользуемся для синтеза рассмотренной многостабильной ячейкой, работающей в коде 2(1)/5 (см. рис. 6.6).

Диаграмма переходов этой ячейки в реверсивном режиме последовательного переключения приведена на рис. 2.21. Построим таблицу переходов УА реверсивной МПС (табл. 6.14). В столбцах табл. 6.14 вместо входных наборов $(Q_1 Q_2 Q_3 Q_4 Q_5)$ приведены их номера, указанные на рис. 2.21. Как и в предыдущем примере, столбцы, соответствующие неустойчивым входным наборам, не указаны.

Таблица 6.14

$CQ_1Q_2Q_3Q_4Q_5y_1y_2$											$S_1 S_2 S_3 S_4 S_5$
1	0110	0210	0310	0410	0510	0101	0201	0301	0401	0501	
1	6	(1)	—	—	—	(1)	—	—	(1)	—	0 0 0 0 1
2	6	(2)	—	—	—	—	—	—	(2)	—	1 0 0 0 0
3	6	—	(3)	(3)	—	(3)	—	—	—	(3)	0 1 0 0 0
4	6	—	—	(4)	(4)	(4)	(4)	—	—	—	0 0 1 0 0
5	6	—	—	(5)	(5)	—	(5)	(5)	—	—	0 0 0 1 0
6	(6)	2	3	4	5	1	3	4	5	1	0 0 0 0 0

По табл. 6.14 составим структурную таблицу УА (табл. 6.15). Из табл. 6.15 найдем простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы, и запишем импликанты в таблицы простых импликант (табл. 6.16—6.20). На основе табл. 6.16—6.20 определим один из вариантов ДНФ, свободных от состязаний, для функций \bar{S}_1 — \bar{S}_5 :

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= C \vee S_2 \vee S_5 \vee Q_2 y_2 \vee Q_5 y_1 \vee \bar{S}_1 Q_4 \vee \bar{S}_1 Q_3, \\ \bar{S}_2 &= C \vee S_1 \vee S_3 \vee Q_3 y_2 \vee Q_1 y_1 \vee \bar{S}_2 Q_5 \vee \bar{S}_2 Q_4, \\ \bar{S}_3 &= C \vee S_2 \vee S_4 \vee Q_4 y_2 \vee Q_2 y_1 \vee \bar{S}_3 Q_1 \vee \bar{S}_3 Q_5,\end{aligned}\quad (6.7)$$

Таблица 6.15

Переход	C	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	Q_5	y_1	y_2	S_1	S_2	S_3	S_4	S_5	S_1	S_2	S_3	S_4	S_5
1 (1—6)→6	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0	0
2 6→1	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1
3 1→1	0	1	—	0	0	—	1	0	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
4 6→1	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1
5 1→1	0	0	0	—	1	—	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1
6 6→2	0	1	1	0	0	0	1	0	—	0	0	0	0	1	0	0	0	0
7 2→2	0	—	1	—	0	0	1	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0
8 6→2	0	1	0	0	0	1	0	1	—	0	0	0	0	1	0	0	0	0
9 2→2	0	—	0	0	—	1	0	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0
10 6→3	0	0	1	1	0	0	1	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0	0
11 3→3	0	0	—	1	—	0	1	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0
12 6→3	0	1	1	0	0	0	0	1	0	—	0	0	0	0	1	0	0	0
13 3→3	0	1	—	0	0	—	0	1	0	1	0	0	0	0	1	0	0	0
14 6→4	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0
15 4→4	0	0	0	—	1	—	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0
16 6→4	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0	—	0	0	0	0	1	0	0
17 4→4	0	—	1	—	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	1	0	0
18 6→5	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	—	0	0	0	0	1	0
19 5→5	0	—	0	0	—	1	1	0	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0
20 6→5	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	—	0	—	0	0	0	1	0
21 5→5	0	0	—	1	—	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0

$$\bar{S}_4 = C \vee S_5 \vee S_3 \vee Q_5 y_2 \vee Q_3 y_1 \vee \bar{S}_4 Q_2 \vee \bar{S}_4 Q_1,$$

$$\bar{S}_5 = C \vee S_1 \vee S_4 \vee Q_1 y_2 \vee Q_4 y_1 \vee \bar{S}_5 Q_3 \vee \bar{S}_5 Q_2.$$

С целью сокращения числа входов, приходящихся на один элемент, преобразуем уравнения (6.7): простые импликанты $Q_2 y_2$ и $Q_5 y_1$ заменим импликантами $Q_2 y_2 \bar{S}_1$ и $Q_5 y_1 \bar{S}_1$ в уравнении \bar{S}_1 , простые импликанты $Q_3 y_2$ и $Q_1 y_1$ — импликантами $Q_3 y_2 \bar{S}_2$ и $Q_1 y_1 \bar{S}_1$ в уравнении для \bar{S}_2 и т. д. После вынесения за скобки общих членов в преобразованных уравнениях (6.7) перейдем к структурным формулам

$$\bar{S}_1 = C \vee S_2 \vee S_5 \vee S_1 \vee Q_3 \vee Q_4 \vee Q_2 y_2 \vee Q_5 y_1,$$

$$\bar{S}_2 = C \vee S_1 \vee S_3 \vee S_2 \vee Q_4 \vee Q_5 \vee Q_3 y_2 \vee Q_1 y_1,$$

$$\bar{S}_3 = C \vee S_2 \vee S_4 \vee S_3 \vee Q_1 \vee Q_5 \vee Q_4 y_2 \vee Q_2 y_1,$$

$$\bar{S}_4 = C \vee S_3 \vee S_5 \vee S_4 \vee Q_1 \vee Q_2 \vee Q_5 y_2 \vee Q_3 y_1,$$

$$\bar{S}_5 = C \vee S_1 \vee S_4 \vee S_5 \vee Q_2 \vee Q_3 \vee Q_1 y_2 \vee Q_4 y_1.$$

(6.8)

Таблица 6.16

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
3	S_5
4	$\bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_4$
5	$S_5, \bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_4$
10	$\bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_3$
11	$S_2, \bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_3$
12	$Q_2Y_1, Q_2Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2$
13	S_2
14	$\bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_3, \bar{S}_1Q_4, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2, \bar{Q}_2\bar{Q}_5, Q_3Q_4, Q_4\bar{Q}_5, \bar{Q}_2Q_3$
15	$S_3, \bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_4, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2$
16	$\bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_3, Q_2Y_1, Q_2Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2$
17	$S_3, Q_2Y_1, Q_2Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2$
18	$\bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_4, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
19	$S_4, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
20	$\bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_3, \bar{S}_1Q_4, Q_3Y_1, Q_3Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2, \bar{Q}_2Q_3, Q_4\bar{Q}_5, \bar{Q}_2\bar{Q}_5, Q_3Q_4$
21	$S_4, \bar{S}_1\bar{Q}_1, \bar{S}_1Q_3, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2$

Таблица 6.17

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_5, Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
3	$S_5, Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2$
4	$\bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_4, \bar{S}_2Q_5, \bar{Q}_1Y_1, \bar{Q}_1Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2, \bar{Q}_1\bar{Q}_3, Q_4Q_5, \bar{Q}_3Q_4, \bar{Q}_1Q_5$
5	$S_5, \bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_4, \bar{Q}_1Y_1, \bar{Q}_1Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2$
6	$Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2$
7	S_1
8	$\bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_5$
9	$S_1, \bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_5$
14	$\bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_4$
15	$S_3, \bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_4$
16	$\bar{Q}_1Y_1, \bar{Q}_1Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2$
17	S_3
18	$\bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_4, \bar{S}_2Q_5, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2, \bar{Q}_1\bar{Q}_3, Q_4Q_5, \bar{Q}_1Q_5, \bar{Q}_3Q_4$
19	$S_4, \bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_5, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
20	$\bar{S}_2\bar{Q}_2, \bar{S}_2Q_4, \bar{Q}_1Y_1, \bar{Q}_1Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2$
21	$S_4, \bar{Q}_1Y_1, \bar{Q}_1Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2$

Таблица 6.18

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{S}_3Q_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3, \bar{S}_3Q_5, Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_4Y_1, \bar{Q}_4Y_2, Q_1\bar{Q}_2, \bar{Q}_4Q_5, \bar{Q}_2\bar{Q}_4, Q_1Q_5$
3	$S_5, \bar{S}_3Q_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3, Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_4Y_1, \bar{Q}_4Y_2$
4	$\bar{S}_3\bar{Q}_3, \bar{S}_3Q_5, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
5	$S_5, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2$
6	$\bar{S}_3Q_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3, Q_1Y_1, Q_1Y_2, Q_2Y_1, Q_2Y_2, \bar{Q}_4Y_1, \bar{Q}_4Y_2$
7	$S_1, Q_2Y_1, Q_2Y_2, \bar{Q}_4Y_1, \bar{Q}_4Y_2$
8	$\bar{S}_3Q_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3, \bar{S}_3Q_5, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2, \bar{Q}_2\bar{Q}_4, Q_1\bar{Q}_2, Q_1Q_5, \bar{Q}_4Q_5$
9	$S_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3, \bar{S}_3Q_5, \bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
10	$Q_2Y_1, Q_2Y_2, \bar{Q}_4Y_1, \bar{Q}_4Y_2$
11	S_2
12	$\bar{S}_3Q_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3$
13	$S_2, \bar{S}_3Q_1, \bar{S}_3\bar{Q}_3$
18	$\bar{S}_3\bar{Q}_3, \bar{S}_3Q_5$
19	$S_4, \bar{S}_3Q_3, \bar{S}_3Q_5$
20	$\bar{Q}_2Y_1, \bar{Q}_2Y_2, Q_4Y_1, Q_4Y_2$
21	S_4

Таблица 6.19

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
2	$\bar{S}_4Q_1, \bar{S}_4\bar{Q}_4$
3	$S_5, \bar{S}_4Q_1, \bar{S}_4\bar{Q}_4$
4	$Q_3Y_1, Q_3Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
5	S_5
6	$\bar{S}_4Q_1, \bar{S}_4Q_2, \bar{S}_4\bar{Q}_4, Q_2Y_1, Q_2Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2, Q_2\bar{Q}_3, Q_1Q_2, Q_4Q_5, \bar{Q}_3\bar{Q}_5$
7	$S_1, \bar{S}_4Q_2, \bar{S}_4\bar{Q}_4, Q_2Y_1, Q_2Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
8	$\bar{S}_4Q_1, \bar{S}_4\bar{Q}_4, Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
9	$S_1, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2, Q_5Y_1, Q_5Y_2$
10	$\bar{S}_4Q_2, \bar{S}_4\bar{Q}_4, Q_2Y_1, Q_2Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2$
11	$S_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2$
12	$\bar{S}_4Q_1, \bar{S}_4Q_2, \bar{S}_4\bar{Q}_4, Q_1Y_1, Q_1Y_2, \bar{Q}_3Y_1, \bar{Q}_3Y_2, Q_1\bar{Q}_5, Q_1Q_2, Q_2\bar{Q}_3, \bar{Q}_3\bar{Q}_5$
13	$S_2, \bar{S}_4Q_1, \bar{S}_4\bar{Q}_4, Q_1Y_1, Q_1Y_2, Q_3Y_1, Q_3Y_2$
14	$Q_3Y_1, Q_3Y_2, \bar{Q}_5Y_1, \bar{Q}_5Y_2$
15	S_3
16	$\bar{S}_4Q_2, \bar{S}_4\bar{Q}_4$
17	$S_3, \bar{S}_4Q_2, \bar{S}_4\bar{Q}_4$

Таблица 6.20

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	C
6	$\bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_2$
7	$s_1, \bar{s}_5 Q_2, \bar{s}_5 \bar{Q}_5$
8	$Q_1 \bar{y}_1, Q_1 y_2, \bar{Q}_4 \bar{y}_1, \bar{Q}_4 y_2$
9	s_1
10	$\bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_2, \bar{s}_5 Q_3, \bar{Q}_1 y_1, \bar{Q}_1 \bar{y}_2, Q_3 y_1, Q_3 \bar{y}_2, \bar{Q}_1 \bar{Q}_4, Q_2 \bar{Q}_3, \bar{Q}_1 Q_2$
11	$s_2, \bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_3, \bar{Q}_1 y_1, \bar{Q}_1 \bar{y}_2, Q_3 y_1, Q_3 \bar{y}_2$
12	$\bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_2, Q_1 \bar{y}_1, Q_1 y_2, \bar{Q}_4 \bar{y}_1, \bar{Q}_4 y_2, Q_2 \bar{y}_1, Q_2 y_2$
13	$s_2, Q_1 \bar{y}_1, Q_1 y_2, \bar{Q}_4 \bar{y}_1, \bar{Q}_4 y_2$
14	$\bar{s}_5 Q_3, \bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{Q}_1 y_1, \bar{Q}_1 \bar{y}_2, Q_3 y_1, Q_3 \bar{y}_2, Q_4 y_1, Q_4 \bar{y}_2$
15	$s_3, \bar{Q}_1 y_1, \bar{Q}_1 \bar{y}_2, Q_4 y_1, Q_4 \bar{y}_2$
16	$\bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_3, \bar{s}_5 Q_2, Q_2 \bar{y}_1, Q_2 y_2, \bar{Q}_4 \bar{y}_1, \bar{Q}_4 y_2, \bar{Q}_1 Q_2, Q_2 Q_3, Q_3 \bar{Q}_4, \bar{Q}_1 \bar{Q}_4$
17	$s_3, \bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_2, \bar{Q}_4 \bar{y}_1, \bar{Q}_4 y_2, Q_2 \bar{y}_1, Q_2 y_2$
18	$\bar{Q}_1 y_1, \bar{Q}_1 \bar{y}_2, Q_4 y_1, Q_4 \bar{y}_2$
19	s_4
20	$\bar{s}_5 \bar{Q}_5, \bar{s}_5 Q_3$
21	$s_4, \bar{s}_5 Q_3, \bar{s}_5 \bar{Q}_5$

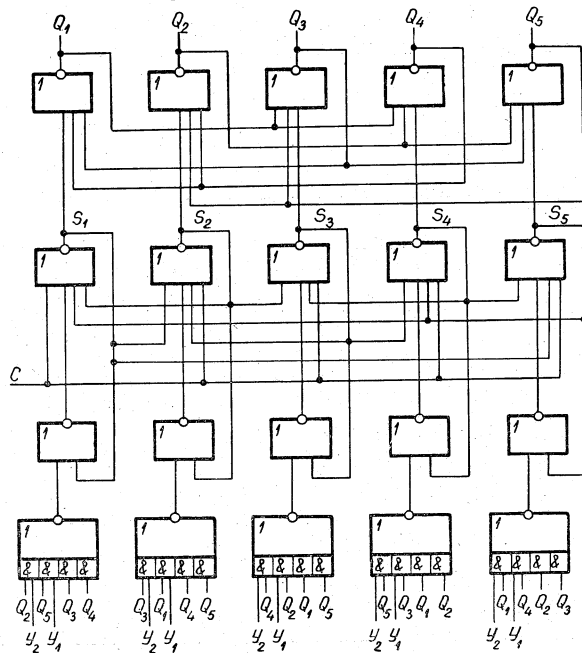


Рис. 6.10. Реверсивная многоустойчивая пересчетная схема в коде 2(1)/5

Формулы (6.8) определяют МПС, свободную от состязаний (рис. 6.10). Синтезированная схема по суммарному числу входов логических элементов сравнима с известной МПС по модулю пять на двухфазной ячейке [3].

6.3. МНОГОУСТОЙЧИВЫЕ ПЕРЕСЧЕТНЫЕ СХЕМЫ С УПРАВЛЯЕМЫМ КОЭФФИЦИЕНТОМ ПЕРЕСЧЕТА

При использовании МПС в счетчиках и делителях с переменным коэффициентом деления, в многопрограммных распределителях возникает необходимость оперативного управления величиной коэффициента пересчета МПС. Такое управление может быть получено с помощью сигналов управления, подаваемых на дополнительные входы УА (рис. 6.11). На этом рисунке приведена модель МПС с управляемым коэффициентом пересчета на основе пятистабильной двухфазной ячейки в качестве управляемого автомата.

Величина коэффициента пересчета МПС определяется набором значений управляющих сигналов y_1, \dots, y_5 . Пусть управляющие наборы совпадают с выходными наборами пятистабильной

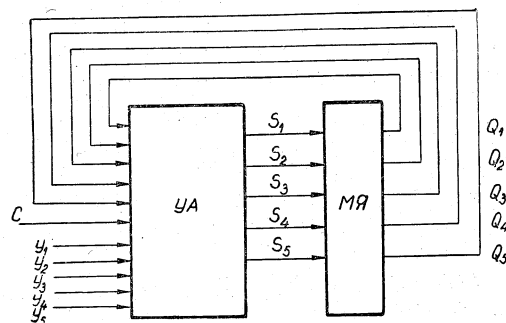


Рис. 6.11. Модель многоустойчивой пересчетной схемы с управляемым коэффициентом пересчета

Таблица 6.21

Номер набора	Выходные наборы ячейки					Управляющие наборы					Номер набора
	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	Q_5	y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	
1	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1'
2	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	2'
3	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	3'
4	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	4'
5	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	5'

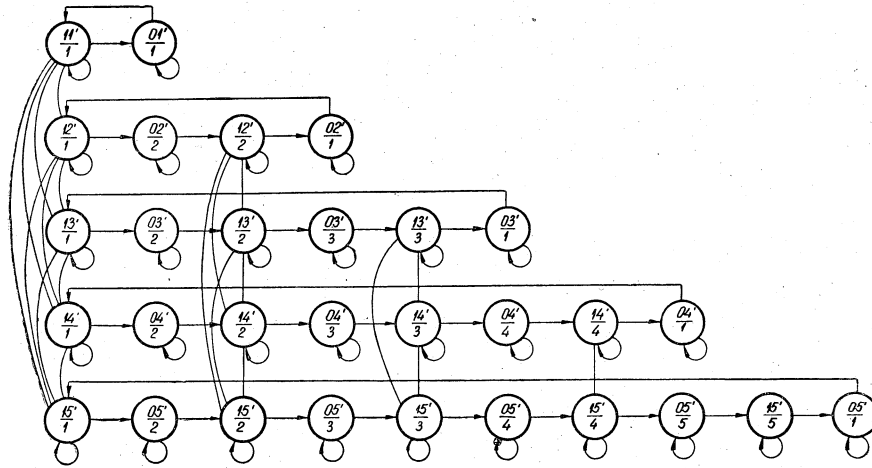


Рис. 6.12. Граф автомата для многоустойчивой пересчетной схемы с управляемым коэффициентом пересчета

ячейки (табл. 6.21). Правило функционирования МПС определено графом автомата (рис. 6.12). В вершинах графа над чертой указаны значения входного сигнала C и номер управляющего набора, а под чертой — номер набора выходных сигналов ($Q_1 Q_2 Q_3 Q_4 Q_5$). Проведя анализ графа автомата, построим таблицу состояний МПС (табл. 6.22). Из табл. 6.22 следует, что для изменения состояния МПС в переходах 11 и 14 необходимо одновременно возбудить три выхода УА: S_3 , S_4 и S_5 . Однако в начале настоящей главы было показано, что пятистабильная ячейка в данных условиях неустойчива из-за состязаний между входными сигналами.

Из табл. 6.22 следует, что состязания между сигналами S_3 , S_4 и S_5 возникают при установке пятистабильной ячейки в состояние (11000) путем подачи на ее входы набора (00111). В это состояние ячейка перейдет без состязаний только в том случае,

$C \ Q_1 Q_2 Q_3 Q_4 Q_5$											
1	—	—	011'	012'	013'	014'	015'	022'	023'	024'	025'
1	6	(1)	(1)	(1)	(1)	(1)	(1)	—	—	—	(1)
2	6	—	(2)	(2)	(2)	(2)	(2)	(2)	(2)	(2)	—
3	6	—	—	—	—	—	—	(3)	3	(3)	(3)
4	6	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
5	6	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—
6	(6)	1	2	2	2	2	1	3	(3)	3	1

Таблица 6.22

	t																$t+1$				
	C	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	Q_5	y_1	y_2	y_3	y_4	y_5	S_1	S_2	S_3	S_4	S_5	Q_1	Q_2	Q_3	Q_4	Q_5
1	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0	0	0	0	0	—	—	—	—	—
2	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	—	—	—	1	1	0	0	0
3	0	1	1	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0
4	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0
5	0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0
6	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0
7	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	—	—	1	1	0	0	0
8	0	0	1	1	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0
9	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0
10	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	1	0	0	0	0	0	0	0	1	1	0
11	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0
12	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	1
13	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0	0	0	1	1
14	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	1	1	1	1	1	0	0	0
15	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	1	0	0	0	1
16	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0	—	—	1	1	1	0	0	0

когда единичный сигнал подается на входы S_3 , S_4 и S_5 одновременно. С целью устранения состязаний заменим сигналы S_3 и S_4 соответственно на $(S_3' \vee S_5)$ и $(S_4' \vee S_5)$, соблюдая условия $S_3 = S_3' \vee S_5$, $S_4 = S_4' \vee S_5$. При этом функция S_5 принимает единичное значение для строк 2, 7, 11, 14 и 16, функция S_3' принимает единичное значение только для строк 12, 13, а S_4' — для строки 15. Считая, что дизъюнкции $(S_3' \vee S_5)$ и $(S_4' \vee S_5)$ реализуются непосредственно на элементах ИЛИ—НЕ пятистабильной ячейки, составим таблицу переходов УА с выходными сигналами S_1 , S_2 , S_3' , S_4' , S_5 (табл. 6.23). По этой таблице составим структурную таблицу (табл. 6.24). Из табл. 6.24 найдем простые импликанты, покрывающие нулевые интервалы. Простые импликанты, содержащие не более трех букв, приведены в таблицах простых импликант (табл. 6.25—6.29).

Таблица 6.23

$y_1 y_2 y_3 y_4 y_5$					$S_1 S_2 S_3' S_4' S_5$				
034'	035'	044'	045'	055'					
—	—	(1)	—	(1)	0	0	0	0	1
—	—	—	—	—	1	0	0	0	0
(3)	(3)	—	—	—	0	1	0	0	0
(4)	(4)	(4)	(4)	—	0	0	1	0	0
—	—	(5)	(5)	(5)	0	0	0	1	0
4	4	1	5	1	0	0	0	0	0

Таблица 6.24

Переход	C	Q ₁	Q ₂	Q ₃	Q ₄	Q ₅	y ₁	y ₂	y ₃	y ₄	y ₅	s ₁	s ₂	s ₃ '	s ₄ '	s ₅	S ₁ S ₂ S ₃ 'S ₄ 'S ₅
1 6→1	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	—	0 0 0 0 1
2 6→1	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	—	0 0 0 0 1
3 6→1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	—	0 0 0 0 1
4 6→1	0	0	0	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	—	0 0 0 0 1
5 6→1	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	0	—	0 0 0 0 1
6 6→2	0	1	1	0	0	0	0	1	1	0	0	—	0	0	0	0	1 0 0 0 0
7 6→2	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	—	0	0	0	0	1 0 0 0 0
8 6→2	0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	1	—	0	0	0	0	1 0 0 0 0
9 6→2	0	1	1	0	0	0	1	0	0	0	1	—	0	0	0	0	1 0 0 0 0
10 6→3	0	0	1	1	0	0	0	0	1	1	0	0	—	0	0	0	0 1 0 0 0
11 6→3	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1	1	0	—	0	0	0	0 1 0 0 0
12 6→3	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	1	0	—	0	0	0	0 1 0 0 0
13 6→4	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	1	0	0	—	0	0	0 0 1 0 0
14 6→4	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	1	0	0	—	0	0	0 0 1 0 0
15 6→5	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	1	0	0	0	—	0	0 0 0 1 0
16 (1-6)→6	1	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	—	0 0 0 0 0
17 2→2	0	—	1	—	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0	1 0 0 0 0
18 2→2	0	—	1	—	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0	1 0 0 0 0
19 2→2	0	—	1	—	0	0	0	0	0	1	1	1	0	0	0	0	1 0 0 0 0
20 2→2	0	—	1	—	0	0	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1 0 0 0 0
21 3→3	0	0	—	1	—	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0	0	0 1 0 0 0
22 3→3	0	0	—	1	—	0	0	0	0	1	1	0	1	0	0	0	0 1 0 0 0
23 3→3	0	0	—	1	—	0	1	0	0	0	1	0	1	0	0	0	0 1 0 0 0
24 4→4	0	0	0	—	1	—	0	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0 0 1 0 0
25 4→4	0	0	0	—	1	—	1	0	0	0	1	0	0	1	0	0	0 0 1 0 0
26 5→5	0	—	0	0	—	1	1	0	0	0	1	0	0	0	1	0	0 0 0 1 0
27 1→1	0	1	1	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	0	1	0 0 0 0 1
28 1→1	0	—	1	—	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	0	1	0 0 0 0 1
29 1→1	0	—	—	—	—	0	0	0	1	1	0	0	0	0	0	1	0 0 0 0 1
30 1→1	0	—	—	0	—	—	0	0	0	1	1	0	0	0	0	1	0 0 0 0 1
31 1→1	0	1	—	0	—	—	1	0	0	0	1	0	0	0	0	1	0 0 0 0 1

Таблица 6.25

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	2
1	y ₁ y ₂ , y ₃ y ₅ , y ₂ y ₃ , y ₁ y ₅
2	s ₁ Q ₁ , s ₁ Q ₃
3	s ₁ Q ₁ , Q ₂ , s ₁ Q ₃ , Q ₄
4	s ₁ Q ₁ , Q ₂ , Q ₄ , Q ₅
5	Q ₂ , Q ₅
10	s ₁ Q ₁ , s ₁ Q ₃
11	s ₁ Q ₁ , s ₁ Q ₃
12	s ₁ Q ₁ , s ₁ Q ₃
13	s ₁ Q ₁ , Q ₂ , s ₁ Q ₃ , Q ₄
14	s ₁ Q ₁ , Q ₂ , s ₁ Q ₃ , Q ₄

Окончание таблицы 6.25

1	2
15	s ₁ Q ₁ , Q ₂ , Q ₄ , Q ₅
16	C
21	s ₂ , s ₁ 'Q ₃ , Q ₁ s ₁
22	s ₂ , s ₁ 'Q ₃ , Q ₁ s ₁
23	s ₂ , s ₁ 'Q ₃ , Q ₁ s ₁
24	s ₃ , Q ₄ , Q ₂ , Q ₁ s ₁
25	s ₃ , Q ₄ , Q ₂ , Q ₁ s ₁
26	s ₄ , Q ₅ , Q ₂
27	s ₅ , y ₁ y ₂ , y ₃ y ₅ , y ₂ y ₃ , y ₁ y ₅
28	s ₅
29	s ₅
30	s ₅
31	s ₅

Таблица 6.26

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	Q ₁ , Q ₃ , y ₂ , y ₁ y ₅ , y ₄ y ₅ , y ₃ y ₅
2	y ₂ , y ₃ y ₄ , y ₄ y ₅ , y ₁ y ₄
3	s ₂ Q ₂ , s ₂ Q ₄
4	s ₂ Q ₂ , Q ₃ , s ₂ Q ₄ , Q ₅
5	Q ₁ , s ₂ Q ₂ , Q ₃ , Q ₅
6	Q ₁ , Q ₃ , y ₂ , y ₃ y ₄ , y ₁ y ₄ , y ₄ y ₅
7	Q ₁ , Q ₃
8	Q ₁ , Q ₃
9	Q ₁ , Q ₃
13	s ₂ Q ₂ , s ₂ Q ₄
14	s ₂ Q ₂ , s ₂ Q ₄
15	s ₂ Q ₂ , Q ₃ , s ₂ Q ₄ , Q ₅
16	C
17	y ₂ , s ₁ , y ₄ y ₅ , y ₃ y ₄ , y ₁ y ₄
18	s ₁
19	s ₁
20	s ₁
24	s ₃ , s ₂ Q ₂ , s ₂ Q ₄
25	s ₃ , s ₂ Q ₂ , s ₂ Q ₄
26	Q ₅ , s ₄ 'Q ₃ , s ₂ Q ₂
27	s ₅ , y ₂ , y ₁ y ₅ , Q ₃ , Q ₁ , y ₄ y ₅ , y ₃ y ₅
28	s ₅ , y ₂ , y ₄ y ₅ , y ₃ y ₄ , y ₁ y ₄
29	s ₅
30	s ₅ , Q ₃
31	s ₅ , Q ₁ , Q ₃

Таблица 6.27

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	$Q_1, Q_2, s_3' \bar{Q}_3, \bar{Q}_4, y_2, \bar{y}_5$
2	$Q_2, \bar{Q}_4, y_2, y_3, \bar{y}_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4$
3	y_3, \bar{y}_5
4	$\bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{s}_3' Q_5$
5	$Q_1, \bar{s}_3' Q_5, \bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{Q}_4$
6	$Q_1, Q_2, \bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{Q}_4, y_2, \bar{y}_5, y_3, \bar{y}_1 \bar{y}_4$
7	$Q_1, Q_2, \bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{Q}_4, y_2, \bar{y}_5$
8	$Q_1, Q_2, \bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{Q}_4$
9	$Q_1, Q_2, \bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{Q}_4$
10	$Q_2, \bar{Q}_4, y_3, \bar{y}_5$
11	Q_2, \bar{Q}_4
12	Q_2, \bar{Q}_4
15	$\bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{s}_3' Q_5$
16	C
17	$Q_2, \bar{Q}_4, y_2, y_3, \bar{y}_5, s_1, \bar{y}_1 \bar{y}_4$
18	$Q_2, \bar{Q}_4, y_3, \bar{y}_5, s_1$
19	Q_2, \bar{Q}_4, s_1
20	Q_2, \bar{Q}_4, s_1
21	y_3, s_2, \bar{y}_5
22	\bar{y}_5, s_2
23	s_2
26	$\bar{s}_3' \bar{Q}_3, \bar{s}_3' Q_5, s_4'$
27	$s_5, Q_1, Q_2, \bar{Q}_4, y_2, \bar{y}_5, \bar{Q}_3 \bar{s}_3'$
28	$s_5, Q_2, \bar{Q}_4, y_2, y_3, \bar{y}_5, \bar{y}_1 \bar{y}_4$
29	s_5, y_3, \bar{y}_5
30	$s_5, \bar{Q}_3 \bar{s}_3'$
31	$s_5, Q_1, \bar{Q}_3 \bar{s}_3'$

Таблица 6.28

Номер интервала перехода	Простые импликанты
1	2
1	$\bar{s}_4' Q_1, Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, y_2, \bar{y}_5$
2	$Q_2, Q_3, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, y_2, \bar{y}_5, \bar{y}_1, y_3$
3	$Q_3, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_3, y_4, \bar{y}_5$
4	\bar{y}_1, y_4
5	$\bar{s}_4' Q_1, \bar{s}_4' \bar{Q}_4$
6	$\bar{s}_4' Q_1, Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_2, y_3, \bar{y}_5$
7	$\bar{s}_4' Q_1, Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_3, y_4, \bar{y}_5$
8	$\bar{s}_4' Q_1, Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, y_4, \bar{y}_1$
9	$\bar{s}_4' Q_1, Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5$
10	$Q_2, Q_3, \bar{Q}_4 \bar{s}_4', \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_3, y_4, \bar{y}_5$
11	$Q_2, Q_3, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_4$

Окончание таблицы 6.28

1	2
12	$Q_2, Q_3, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5$
13	$Q_3, y_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1$
14	Q_3, \bar{Q}_5
16	C
17	$Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_2, y_3, \bar{y}_5, s_1$
18	$Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_3, y_4, \bar{y}_5, s_1$
19	$Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_4, s_1$
20	$Q_2, \bar{s}_4' \bar{Q}_4, \bar{Q}_5, s_1$
21	$Q_3, \bar{y}_1, y_3, y_4, \bar{y}_5, s_2, \bar{Q}_5$
22	$Q_3, \bar{y}_1, y_4, s_2, \bar{Q}_5$
23	Q_3, s_2, \bar{Q}_5
24	y_4, s_3', \bar{y}_1
25	s_3'
27	$s_5, Q_2, \bar{Q}_5, y_2, \bar{y}_5, \bar{Q}_4 \bar{s}_4', Q_1 \bar{s}_4'$
28	$s_5, Q_2, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_2, y_3, \bar{y}_5, \bar{Q}_4 \bar{s}_4'$
29	$s_5, \bar{Q}_5, \bar{y}_1, y_3, y_4, \bar{y}_5$
30	s_5, \bar{y}_1, y_4
31	$s_5, Q_1 \bar{s}_4'$

Таблица 6.29

Номер интервала перехода	Простые импликанты
6	$\bar{Q}_3 y_3 \bar{s}_5, Q_1 y_3 \bar{s}_5, Q_1 \bar{y}_1 \bar{s}_5$
7	$Q_2 y_2 \bar{s}_5, Q_2 y_4 \bar{s}_5, \bar{Q}_4 y_4 \bar{s}_5, Q_1 y_3 \bar{s}_5, Q_1 \bar{y}_1 \bar{s}_5, Q_1 y_4 \bar{s}_5, Q_3 y_3 \bar{s}_5$
8	$\bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5, Q_1 \bar{y}_1 \bar{s}_5, Q_1 y_4 \bar{s}_5, \bar{Q}_4 \bar{y}_1 \bar{s}_5, \bar{Q}_4 y_4 \bar{s}_5, Q_2 y_5 \bar{s}_5, Q_2 y_2 \bar{s}_5, Q_2 y_4 \bar{s}_5$
9	$Q_5 y_5 \bar{s}_5, Q_2 y_5 \bar{s}_5, Q_2 y_2 \bar{s}_5$
10	$\bar{Q}_4 y_4 \bar{s}_5, Q_2 y_4 \bar{s}_5, Q_2 y_2 \bar{s}_5$
11	$Q_3 y_3, Q_3 y_5, Q_5 y_5 \bar{s}_5, Q_2 y_2 \bar{s}_5, Q_2 y_4 \bar{s}_5, \bar{Q}_4 y_4 \bar{s}_5$
12	$\bar{Q}_1 Q_3, Q_3 y_1, Q_3 y_3, Q_3 y_5, \bar{Q}_1 \bar{y}_2 y_4, Q_3 y_2 y_4, \bar{Q}_1 y_4 y_5, \bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5, \bar{Q}_1 \bar{y}_3 y_4$
13	$Q_3 y_5, Q_3 \bar{y}_3, Q_5 y_5 \bar{s}_5$
14	$\bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5, Q_4 y_4 \bar{s}_5, Q_4 y_1 \bar{s}_5, Q_3 y_2 y_4, Q_3 Q_4 y_4, \bar{Q}_2 Q_3 y_4, \bar{Q}_1 \bar{y}_3 y_4$
15	$Q_1 y_1, Q_1 \bar{Q}_2 y_4, \bar{Q}_1 Q_4 y_4, \bar{Q}_1 Q_5 y_4, \bar{Q}_1 \bar{y}_2 y_4, \bar{Q}_1 \bar{y}_3 y_4, \bar{Q}_1 \bar{y}_4 y_5, Q_4 y_1 \bar{s}_5, Q_4 y_4 \bar{s}_5$
16	C
17	s_1
18	$s_1, \bar{Q}_4 y_4 \bar{s}_5, Q_2 y_4 \bar{s}_5, Q_2 y_2 \bar{s}_5$
19	$s_1, Q_2 y_2 \bar{s}_5, Q_2 y_4 \bar{s}_5, Q_2 y_5 \bar{s}_5, \bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5, \bar{Q}_4 y_4 \bar{s}_5$
20	$s_1, \bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5, Q_2 y_5 \bar{s}_5, Q_2 y_2 \bar{s}_5$
21	s_2
22	$s_2, Q_3 y_5, Q_3 y_3, \bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5$
23	$s_2, Q_3 y_1, Q_3 y_3, Q_3 y_5, \bar{Q}_1 y_1, Q_3 y_2 y_4, \bar{Q}_1 \bar{y}_3 y_4, \bar{Q}_3 y_4 y_5, \bar{Q}_1 \bar{y}_2 y_4, \bar{Q}_5 y_5 \bar{s}_5$
24	s_3'
25	$s_3', \bar{Q}_1 y_1, \bar{Q}_1 \bar{y}_4 y_5, \bar{Q}_1 \bar{y}_3 y_4, \bar{Q}_1 \bar{y}_2 y_4, Q_4 y_1 \bar{s}_5, \bar{Q}_1 Q_4 y_4, Q_4 y_4 \bar{s}_5, \bar{Q}_1 \bar{Q}_2 y_4$
26	s_4'

Один из вариантов ДНФ свободных от состязаний функций $\bar{S}_1, \bar{S}_2, \bar{S}_3', \bar{S}_4', \bar{S}_5$, определенный из табл. 6.25—6.29, имеет вид

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= CVs_5VQ_4VQ_5V\bar{s}_1Q_3V\bar{y}_3\bar{y}_5, \\ \bar{S}_2 &= CVs_1Vs_5VQ_1VQ_5V\bar{s}_2Q_4Vy_2, \\ \bar{S}_3' &= CVs_2Vs_5VQ_1VQ_2V\bar{s}_3'Q_5Vy_3, \\ \bar{S}_4' &= CVs_3Vs_5VQ_2VQ_3V\bar{s}_4'Q_1Vy_4, \\ \bar{S}_5 &= CVs_1Vs_2Vs_3'Vs_4'Vs_5\bar{Q}_3\bar{Q}_4\bar{Q}_5\bar{y}_3Vs_5\bar{Q}_3\bar{Q}_4\bar{Q}_5\bar{y}_5Vs_5\bar{Q}_1\bar{Q}_4\bar{Q}_5\bar{y}_2V \\ &\quad V\bar{s}_5\bar{Q}_1\bar{Q}_2\bar{Q}_5\bar{y}_3V\bar{s}_5\bar{Q}_1\bar{Q}_2\bar{Q}_3\bar{y}_4.\end{aligned}\quad (6.9)$$

Пятибуквенные импликанты ДНФ функции \bar{S}_5 получены из простых импликант (табл. 6.29) в соответствии с табл. 6.24 (в целях упрощения схемы). Заменим простые импликанты $Q_4, Q_5, \bar{y}_3\bar{y}_5$ в выражении для \bar{S}_1 импликантами $\bar{s}_1Q_4, \bar{s}_1Q_5, \bar{s}_1\bar{y}_3\bar{y}_5$, простые импликанты Q_5, Q_1, y_2 в выражении для \bar{S}_2 — импликантами $\bar{s}_2Q_5, \bar{s}_2Q_1, \bar{s}_2y_2$ и т. д. Вынесем общие множители за скобки. Инверти-

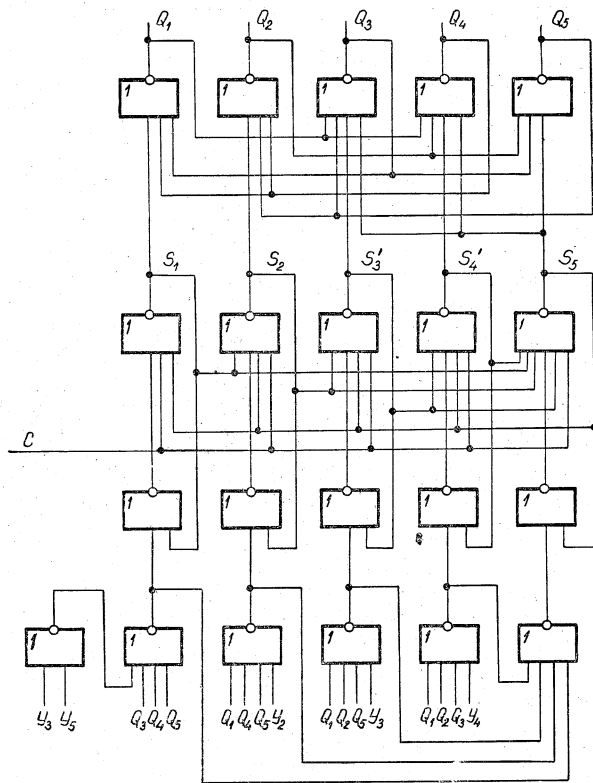


Рис. 6.13: Многоустойчивая пересчетная схема с управляемым коэффициентом пересчета

руя функции и применяя правило де Моргана, перейдем к структурным формулам

$$\begin{aligned}\bar{S}_1 &= \overline{CVs_5VQ_4VQ_5V\bar{s}_1Q_3V\bar{y}_3\bar{y}_5}, \\ \bar{S}_2 &= \overline{CVs_1Vs_5VQ_1VQ_5V\bar{s}_2Q_4Vy_2}, \\ \bar{S}_3' &= \overline{CVs_2Vs_5Vs_3'VQ_1VQ_2VQ_5Vy_3}, \\ \bar{S}_4' &= \overline{CVs_3Vs_5Vs_4'VQ_1VQ_2VQ_3Vy_4}, \\ \bar{S}_5 &= \overline{CVs_1Vs_2Vs_3'Vs_4'Vs_5VQ_3VQ_4VQ_5Vy_3Vy_5VQ_1VQ_4V \\ &\quad VQ_5Vy_2VQ_1VQ_2VQ_5Vy_2VQ_1VQ_2VQ_3Vy_4}.\end{aligned}\quad (6.10)$$

Схема, реализующая формулы (6.10), приведена на рис. 6.13.

Материал данной и предыдущих двух глав иллюстрирует возможности разработанной в книге методики синтеза устройств автоматики и вычислительной техники на основе композиционной модели асинхронного автомата.

В примерах рассматривались устройства ограниченной сложности, содержащие бистабильные и многостабильные ячейки. Данная методика применима и для проектирования более сложных устройств. При этом в качестве подавтоматов целесообразно выбирать устройства другого типа, например триггеры, счетчики, регистры сдвига и т. д., как это было показано в примере 3.5.3.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Акулов С. С. Счетчик по модулю три. Авт. свидетельство № 350178. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1972, № 26, с. 148.
- ✓ 2. Алексенко А. Г. Основы микросхемотехники. Элементы морфологии микроэлектронной аппаратуры. М., «Сов. радио», 1971. 352 с.
3. Букреев И. Н., Мансуров Б. М., Горячев В. И. Микроэлектронные схемы цифровых устройств. М., «Сов. радио», 1975. 368 с.
4. Визирев И. С., Петренко А. Ф. Устранение опасных логических соединений при синтезе асинхронных автоматов. — «Автоматика и вычислительная техника», 1975, № 3, с. 1—9.
5. Гаврилов М. А., Остиану В. М., Потехин А. И. Надежность дискретных систем. — В кн.: Итоги науки. Теория вероятностей. Математическая статистика. Теоретическая кибернетика. 1969. М., 1970. 104 с.
6. Горбовицкая Н. А., Пинскер И. Ш. Построение минимальных дизъюнктивных нормальных форм. — В кн.: Проблемы синтеза цифровых автоматов. М., «Наука», 1967, с. 54—72.
7. Грехнев В. А., Останков Б. Л. Элемент памяти с тремя устойчивыми состояниями. Авт. свидетельство № 328529. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1972, № 6, с. 174.
8. Грехнев В. А., Останков Б. Л. Распределитель импульсов. Авт. свидетельство № 350179. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1972, № 26, с. 148.
9. Гуртовцев А. Л. Формирователь одиночных импульсов. Авт. свидетельство № 464964. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1975, № 11, с. 141.
10. Гуртовцев А. Л. Распределитель. Авт. свидетельство № 508934. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1976, № 12, с. 155.
11. Гуртовцев А. Л. Счетчик импульсов с управляемым коэффициентом пересчета. Авт. свидетельство № 517165. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1976, № 21, с. 199.
12. Гуртовцев А. Л. Синтез стековой памяти. — Тез. докл. 2-го Всесоюз. совещ. «Микропроцессоры», т. 2. Рига, «Зинатне», 1977, с. 38—42.
13. Гуртовцев А. Л., Петренко А. Ф. Формирователь импульсов малой длительности по переднему и заднему фронтам входного импульса. Авт. свидетельство № 527817. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1976, № 33, с. 168.
14. Гуртовцев А. Л., Петренко А. Ф., Чапенко В. П. Синтез асинхронных автоматов на основе композиционной модели. — Симпозиум ИФАК «Дискретные системы», т. 3. Дрезден, 1977, с. 34—42.
15. Гуртовцев А. Л., Петренко А. Ф., Чапенко В. П. Асинхронные автоматы с бистабильными ячейками. — «Автоматика и вычислительная техника», 1977, № 2, с. 1—6.
16. Гуртовцев А. Л., Петренко А. Ф., Чапенко В. П. Композиционная модель асинхронного автомата. — «Автоматика и вычислительная техника», 1977, № 4, с. 1—9.
17. Закревский А. Д. Алгоритмы синтеза дискретных автоматов. М., «Наука», 1971. 512 с.
18. Колдуэлл С. Логический синтез релейных устройств. М., ИЛ, 1962. 740 с.
19. Лазарев В. Г., Пийль Е. И. Синтез управляющих автоматов. М., «Энергия», 1970. 400 с.
20. Маркачев В. В., Кравченко В. В. Двоичный счетчик. Авт. свидетельство № 340099. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1972, № 17, с. 196.
21. Микро мощные интегральные схемы. М., «Сов. радио», 1975. 256 с. Авт.: К. А. Валиев, В. Н. Дягилев, В. И. Лебедев, А. В. Лубашевский.
22. Миллер Р. Теория переключательных схем, т. 1. М., «Наука», 1970. 416 с.; т. 2, 1971. 304 с.
23. О синтезе асинхронных конечных автоматов. — «Изв. АН СССР. Техническая кибернетика», 1972, № 6, с. 139—148. Авт.: Э. А. Якубайтис, А. Ю. Гобземис, А. Ф. Петренко, Г. Ф. Фрицнович.
24. Петренко А. Ф. Модели асинхронного конечного автомата. Обзор. — «Автоматика и вычислительная техника», 1973, № 4, с. 1—13.
25. Петренко А. Ф. О реализации асинхронного автомата с задержками. — В кн.: Вопросы синтеза логики ЦВМ, ч. 2. Вильнюс, 1974, с. 24—29.
26. Петренко А. Ф., Фрицнович Г. Ф. Синтез асинхронных конечных автоматов с учетом сокращения числа фильтров. — «Автоматика и вычислительная техника», 1972, № 5, с. 19—22.
27. Петренко А. Ф., Чапенко В. П. Логическое проектирование помехоустойчивых JK-триггеров. — «Интегральные схемы в дискретной технике», 1974, вып. 2, с. 58—66 (Рига).
28. Регистр сдвига. Авт. свидетельство № 364964. — «Открытия. Изобрет. Пром. образцы. Товар. знаки», 1973, № 5, с. 146. Авт.: А. И. Кулетов, И. М. Лазер, П. И. Овсищев, С. В. Карлович, Г. Д. Нестеренко.
29. Рогинский В. Н. Основы дискретной автоматки. Статика и динамика дискретных автоматов. М., «Связь», 1975. 432 с.
30. Синтез асинхронных автоматов на ЭВМ. Под ред. А. Д. Закревского. Минск, «Наука и техника», 1975. 184 с.
31. Скарлетт Дж. Транзисторно-транзисторные логические схемы и их применение. М., «Мир», 1974. 287 с.
32. Теория автоматов. — В кн.: Итоги наук. Теория вероятностей. Математическая статистика. Теоретическая кибернетика. М., 1975, с. 109—188. Авт.: Э. А. Якубайтис, В. О. Васюкевич, А. Ю. Гобземис, Н. Е. Зазнова, А. А. Курмит, А. А. Лоренц, А. Ф. Петренко, В. П. Чапенко.
33. Чапенко В. П. Возможности уменьшения количества фильтров при синтезе автоматов методом инерционных подавтоматов. — «Автоматика и вычислительная техника», 1970, № 3, с. 83—85.
34. Чапенко В. П. Метод синтеза дискретных устройств аналого-цифровых преобразователей. — Проблемы создания преобразователей формы информации. Труды симпозиума. Киев, 1970, с. 141—153.
35. Якубайтис Э. А. Асинхронные логические автоматы. Рига, «Зинатне», 1966. 379 с.
36. Якубайтис Э. А. Синтез асинхронных конечных автоматов. Рига, «Зинатне», 1970. 326 с.
37. Якубайтис Э. А. Логические автоматы и микромодули. Рига, «Зинатне», 1975. 259 с.
38. Unger S. H. Asynchronous sequential switching circuits. N. Y., Wiley, 1969. 290 pp.

ПРЕДМЕТНЫЙ УКАЗАТЕЛЬ

Автомат

асинхронный 50
 без памяти 33
 конечный 33
 полностью определенный 33
 синхронный 50
 структурный 49
 управляющий 91
 частичный 33

Булева функция 10

полностью определенная 10
 частично определенная 10

Время переходного процесса 21, 49 — реакции 49

Гонки 54, 57

Граф автомата 38
 полный 38
 частичный 38

Диаграмма переходов 46

модели Мили 47
 модели Мура 46

Задача покрытия 15

Задержка внутренняя (естественная)
 21

Импликанта 12

— простая 13

Интервал

булевой функции 11

единичный 11
 нулевой 11
 перехода 23

Кодирование внутренних состояний 52

правильное 61
 противоположное 59
 соседнее 60

Комбинационная схема 9, 33, 48

— — устойчивая 25

Композиция асинхронных автоматов 92

Конъюнкция
 полная 12
 элементарная 12

Множество состояний

внутренних 32
 входа 32
 выхода 32
 полных 32

Модель

композиционная 96
 математическая дискретного устрой-
 ства 33
 Мили 33
 Мура 33

Модуль счета 140

Набор

входной 9
 выходной 9
 единичный 10
 значений промежуточных сигналов
 32

непротиворечивый 43
 нулевой 10
 соседний 56

Пара переходов 60

Переменные интервала 11
 внешние 11
 внутренние 11

Пересечение интервалов 11

Поглощение строк 16

Покрытие 15

безызыточное 15
 кратчайшее 15
 таблицы 15

Правильный код 61

Развязывающая переменная 61

Регистр сдвига 171

Состояние

внутреннее 32
 — неустойчивое 35
 — устойчивое 35
 входа 32
 выхода 32
 полное 32

Состязания 22

в единице 23
 в комбинационной схеме 22
 — многовыходной 54
 — одновыходной 22
 в композиции автоматов 93
 в нуле 23

Динамические 23

Логические 24

между входными переменными 54
 между выходными сигналами 58
 между промежуточными перемен-
 ными 54

Статические 23

Существенные 55

Функциональные 23, 54

Строки таблицы переходов

Совместимые 43

— неявно 45

— явно 43

Счетчик 140

Грея 164

Двоичный 140

— реверсивный 155

— с постоянным коэффициентом пе-
 ресчета 141

— с управляемым коэффициентом
 пересчета 151

Джонсона 110, 161

— неустойчивый к состязаниям 112

— устойчивый к состязаниям 162,
 164

кольцевой 169

Таблица

Выходов 36

Интервалов булевой функции 11

Истинности 10

Переходов 34

— кодированная 64

— модели Мили 36

— модели Мура 36

— нормальная 35

— обобщенная 124

— первоначальная 36

— сжатая 43

покрытия 18

различий 14

состояний 104

структурная 68

Требования полноты и непротиворе-
 чивости 39

Триггер

D 122

DV 127

JK 136

RS 132

— асинхронный 80

T 64, 70, 119

— неустойчивый к состязаниям 70,
 72

— устойчивый к состязаниям 74,
 129

с динамическим входом управления
 118

со статическим входом управления
 118

- Условие
 достаточное отсутствия гонок 60
 отсутствия гонок в композиции
 асинхронных автоматов 95
 правильного кодирования 61
 — — для композиционной модели
 99, 102
 противогоночного кодирования 60
 состязаний 22
- Устройство с памятью 9
- Фазность 180
- Факторизация 25
- Форма булевой функции
 дизъюнктивная нормальная 12
 — — кратчайшая 12
- — свободная от состязаний 25
 — — совершенная 12
- Форма интервальная таблицы истинности 11
- Формула структурная 67
- Ядро покрытия 15
- Ячейка
 бистабильная 75, 80
 многостабильная 180
 — с многоходовым управлением
 181
 — с одноходовым управлением
 181
 пятистабильная 84, 185
 трехстабильная 80, 181

ОГЛАВЛЕНИЕ

Предисловие	5
Глава 1. Комбинационные схемы	9
1.1. Способы задания и формы представления булевых функций	10
1.2. Построение кратчайшей дизъюнктивной нормальной формы	13
1.3. Состязания в комбинационных схемах	21
1.4. Построение дизъюнктивной нормальной формы, свободной от состязаний	25
Глава 2. Синтез устойчивых асинхронных автоматов	31
2.1. Понятие о конечном автомате	31
2.2. Представление автомата таблицей переходов	34
2.3. Сжатие таблицы переходов	43
2.4. Асинхронный автомат	47
2.5. Состязания в асинхронном автомате	53
2.6. Противогоночное кодирование	59
2.7. Синтез комбинационной схемы асинхронного автомата	64
2.8. Устранение существенных состязаний	70
2.9. Примеры синтеза	75
Глава 3. Синтез асинхронных автоматов на основе композиционной модели	91
3.1. Композиция автоматов	92
3.2. Состязания в композиции асинхронных автоматов	93
3.3. Композиционная модель асинхронного автомата	96
3.4. Условия правильного кодирования для композиционной модели	99
3.5. Примеры синтеза	103
Глава 4. Триггеры	116
4.1. T-триггер	119
4.2. D-триггер	122

4.3. DV-триггер	127
4.4. RS-триггер	132
4.5. JK-триггер	136
Глава 5. Счетчики и регистры сдвига	140
5.1. Двоичные счетчики с постоянным коэффициентом пересчета	141
5.2. Двоичные счетчики с управляемым коэффициентом пересчета	151
5.3. Двоичные реверсивные счетчики	155
5.4. Счетчики Джонсона	161
5.5. Счетчики Грея	164
5.6. Кольцевые счетчики	169
5.7. Регистры сдвига	171
Глава 6. Многоустойчивые пересчетные схемы	180
6.1. Однофазные и многофазные многоустойчивые пересчетные схемы	180
6.2. Реверсивные многоустойчивые пересчетные схемы	190
6.3. Многоустойчивые пересчетные схемы с управляемым коэффициентом пересчета	195
Список литературы	204
Предметный указатель	206

АРКАДИЙ ЛАЗАРЕВИЧ ГУРТОВЦЕВ
АЛЕКСАНДР ФЕДОРОВИЧ ПЕТРЕНКО
ВИКТОР ПЕТРОВИЧ ЧАПЕНКО

ЛОГИЧЕСКОЕ ПРОЕКТИРОВАНИЕ
УСТРОЙСТВ АВТОМАТИКИ

ИБ № 130

Редактор Н. Дундина
Художник С. Витола
Художественный редактор Э. Бузова
Технический редактор М. Андерсоне
Корректор Э. Келим

Сдано в набор 30 ноября 1976 г. Подписано к печати 30 декабря 1977 г. Бумага типогр. № 1, формат 60×90/16. 13,25 физ. печ. л., 13,25 усл. печ. л.; 11,80 уч.-изд. л. Тираж 2000 экз. ЯТ 06484. Цена 1 р. 10 к. Издательство «Зинатне», г. Рига, ул. Тургенева, 19. Отпечатано в типографии «Циня» Государственного комитета Совета Министров Латвийской ССР по делам издательств, полиграфии и книжной торговли. г. Рига, ул. Блауманя, 38/40. Заказ № 5499-Д.