

Библиотека

по

А

В

Т

О

М

А

Т

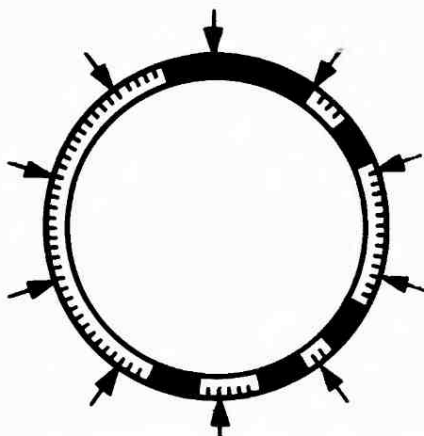
И

К

Е

Ю.С.Шарин, Я.Л.Либерман,
В.Я.Анахов

КОМБИНАТОРНЫЕ ШКАЛЫ В СИСТЕМАХ АВТОМАТИКИ



ИЗДАТЕЛЬСТВО «ЭНЕРГИЯ»

Выпуск 491

Ю. С. ШАРИН, Я. Л. ЛИБЕРМАН,
В. Я. АНАХОВ

КОМБИНАТОРНЫЕ
ШКАЛЫ
В СИСТЕМАХ
АВТОМАТИКИ



«ЭНЕРГИЯ»

МОСКВА 1973

6П2.12
Ш 25
УДК 62-503.55

РЕДАКЦИОННАЯ КОЛЛЕГИЯ:

И. В. Антик, Г. Т. Артамонов, А. И. Бертинов, А. А. Воронов,
Л. М. Закс, В. С. Малов, В. Э. Низе, Д. А. Поспелов, О. В. Сле-
жановский, Б. С. Сотсков, Ф. Е. Темников, М. Г. Чиликин,
А. С. Шаталов.

Шарин Ю. С. и др.

Ш 25 Комбинаторные шкалы в системах автоматики.
М., «Энергия», 1973.

112 с. с ил. (Б-ка по автоматике. Вып. 491).

Перед загл. авт.: Ю. С. Шарин, Я. Л. Либерман,
В. Я. Анахов.

В книге излагаются основы теории комбинаторных кодовых шкал. Описаны алгоритмы машинного синтеза шкал, преобразователи угла поворота в код с комбинаторными шкалами и системы автоматики, в которых использованы комбинаторные шкалы.

Книга предназначена для инженеров, техников и научных работников, занимающихся проектированием и изготовлением систем автоматики и цифровой измерительной техники с кодовыми шкалами, может быть полезна также для студентов вузов.

Ш 3313-242
051(01)-73 212-73

6П2.12

**ЮРИЙ СЕРГЕЕВИЧ ШАРИН,
ЯКОВ ЛЬВОВИЧ ЛИБЕРМАН,
ВАДИМ ЯКОВЛЕВИЧ АНАХОВ**

КОМБИНАТОРНЫЕ ШКАЛЫ В СИСТЕМАХ АВТОМАТИКИ

Редактор В. А. Гармаш
Редактор издательства Н. Б. Фомичева
Технический редактор Г. Г. Хацкевич
Корректор А. К. Улегова

Сдано в набор 31/VIII 1972 г.

Подписано к печати 4/IV 1973 г. Т-05717

Формат 84×108^{1/32}

Бумага машинномелованная

Усл. печ. л. 5,88

Уч.-изд. л. 7,46

Тираж 6 000 экз.

Зак. 1371

Цена 40 коп.

Издательство «Энергия», Москва, М-114, Шлюзовая наб., 10.

Московская типография № 10 Союзполиграфпрома
при Государственном комитете Совета Министров СССР
по делам издательств, полиграфии и книжной торговли.
Москва, М-114, Шлюзовая наб., 10.

ПРЕДИСЛОВИЕ

Современное состояние науки и производства характеризуется широким внедрением цифровой измерительной и вычислительной техники, а также цифровых систем управления. Цифровые устройства по сравнению с аналоговыми обладают более высокой точностью, надежностью и быстродействием; информация в цифровой форме легче воспринимается и запоминается, облегчаются ее документальная регистрация, хранение и обработка. Поскольку первичная информация обычно имеет вид непрерывных сигналов, то возникает задача преобразования их в цифровую форму. Эта функция выполняется при помощи аналого-цифровых преобразователей, к которым относятся кодовые шкалы.

Кодовые шкалы находят широкое применение в автоматике как преобразователи угла поворота или линейного перемещения в код. Комбинаторной названа шкала с одной кодовой дорожкой. Способы построения комбинаторных шкал разработаны в Уральском политехническом институте им. С. М. Кирова [Л. 1—10]. Комбинаторные шкалы по сравнению с двоичными имеют более простую кодовую маску, а поэтому более технологичны в изготовлении, более надежны, имеют меньшие габариты и вес. Комбинаторные шкалы могут быть изготовлены в кольцевом или линейном исполнении, допускают контактное и бесконтактное считывание, легко формируют любые коды (на одно сочетание, однопеременный, полный и др.). Комбинаторный код сравнительно просто преобразуется в десятичный, двоичный и обратно.

Поясним более подробно название шкалы. Обычно название шкалы определяется видом формируемого ею кода, например десятичные шкалы формируют десятичный код, двоичные — двоичный и т. д. Все коды принято делить на арифметические и комбинаторные. Последние образуются по законам комбинаторики. Однородные кодовые шкалы формируют комбинаторный код, а поэтому естественно назвать их комбинаторными.

Внедрению комбинаторных шкал в системы автоматики в значительной степени препятствует отсутствие систематизированных данных по методике их расчета и построения. Настоящая книга восполняет указанный пробел, в ней обобщены работы по комбинаторным шкалам, выполненные в УПИ им. С. М. Кирова под руководством канд. техн. наук Ю. С. Шарина.

Введение, гл. 1, 2, 3 написаны Ю. С. Шариным, 4—Я. Л. Либерманом, 5—В. Я. Анаховым, 6—Ю. С. Шариным и Я. Л. Либерманом.

Авторы

ВВЕДЕНИЕ

Кодовая шкала состоит из отдельных участков, физическая природа которых определяется их качеством. Множество качеств образует алфавит или основание кода m . Наибольшее распространение в технике получили шкалы с основанием $m=2$; они имеют участки двух качеств: активные и пассивные. Обычно активными считаются участки, хорошо проводящие электрический ток или световой, магнитный, воздушный или другие потоки. Например, металлические ламели образуют активные участки, а изолирующие промежутки между ламелями — пассивные; прозрачные участки шкалы — активные, а непрозрачные — пассивные; ферромагнитные участки — активные, а неферромагнитные — пассивные и т. д.

Шкала имеет форму диска или барабана, на которых нанесена одна или несколько кодовых дорожек; с каждой из дорожек взаимодействует один или несколько считывающих элементов. Обозначим число дорожек шкалы через r , общее число считывающих элементов через n .

По окружности шкала разбивается на p делений — уровней квантования, каждому шагу квантования дорожки соответствует один элементарный (активный или пассивный) участок. Графическое изображение шкалы с нанесенными активными и пассивными участками называется кодовой маской. Угловая разрешающая способность шкалы

$$\delta = \frac{360}{p}, \quad (1)$$

окружная разрешающая способность

$$q = \frac{\pi D}{p}, \quad (2)$$

где D — диаметр соответствующей дорожки.

Считывание информации с кодовой шкалы осуществляется контактным или бесконтактным способом. В первом случае считывающими элементами являются щетки, во втором — фотодиоды, фотоспротивления, магнитные головки и т. д.

Каждый считывающий элемент может находиться в m различных состояниях. Состояние элемента однозначно определяется качеством соответствующего участка шкалы. При $m=2$ считывающие элементы имеют два состояния: 0 и 1.

Совокупность состояний всех элементов образует кодовую комбинацию. Чтобы зафиксировать комбинацию, нужно выписать в определенном порядке состояния считывающих элементов. Общее число символов равно n — числу считывающих элементов. Это число назы-

вается длиной кодовой комбинации. Обозначим через l число единичных символов комбинации; это число называется весом кодовой комбинации.

Кодовая шкала и считывающие элементы образуют преобразователь угла поворота в код. Комбинации на выходе преобразователя фиксируются не непрерывно, а в некоторые дискретные моменты времени — тактовые моменты. Такт преобразователя рассматривается как поворот шкалы относительно считывающих элементов на один шаг квантования, причем разным тактам должны соответствовать разные кодовые комбинации.

Преобразование угла в код является разновидностью аналого-цифрового преобразования.

Аналого-цифровое преобразование выполняется при помощи двух операций: квантования и кодирования [Л. 11]. Под квантованием понимается разбиение всего диапазона изменения контролируемой аналоговой величины на конечное число дискретных значений — уровней квантования. Под кодированием понимается установление взаимно однозначного соответствия между каждым уровнем квантования и определенной совокупностью символов — кодовой комбинацией. В преобразователях угла поворота в код обе эти операции выполняются при помощи кодовых шкал.

Наибольшее распространение в технике получили шкалы двух типов:

1) для распределительного кода (десятичные, восьмеричные и др.);

2) для двоичного кода (код 8421, код Грея и др.).

Распределительным называется код «1 из n » [Л. 12].

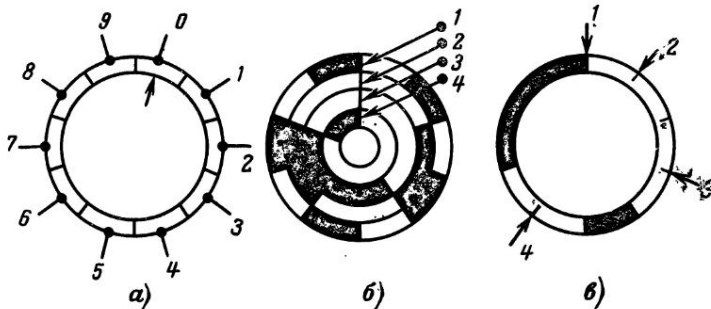


Рис. 1. Типы кодовых шкал.

а — десятичная; б — двоично-десятичная; в — комбинаторно-десятичная.

Десятичная шкала на рис. 1,а формирует десять комбинаций длиной $n=10$. В каждый тактовый момент только один разряд комбинации имеет значение 1, все остальные — 0. Недостатком десятичной шкалы является значительная длина кодовых комбинаций: 1000000000, 0100000000 ..., отсюда большая избыточность кода. Двоичная шкала для кода 8421 (рис. 1,б) имеет то преимущество, что длина кодовых комбинаций уменьшается до четырех: 0000, 0001, 0010 ..., но при этом усложняется кодовая маска шкалы — требуется четыре дорожки на один десятичный разряд.

Построим шкалу с одной кодовой дорожкой и четырьмя считывающими элементами, т. е. объединим положительные свойства шкал первых двух типов. Такая шкала показана на рис. 1,б; она имеет одну кодовую дорожку, вокруг которой в общем случае совершенно произвольно располагаются четыре считывающих элемента. При вращении шкалы по часовой стрелке формируются комбинации: 1000, 1101, 1100, 0110, 0010, 1010, 0101, 0001, 0011, 0000.

Все коды делятся на арифметические и комбинаторные [Л. 12]. Последние образуются по законам комбинаторики. Шкала на рис. 1,б формирует комбинаторный код и поэтому названа нами комбинаторной. По сравнению с двоичной такая шкала имеет только одну кодовую дорожку вместо r и значительно более простую кодовую маску, а поэтому более технологична в изготовлении, более надежна, имеет меньшие габариты и массу.

Полный код (без избыточности) содержит

$$N = m^n \quad (3)$$

кодовых комбинаций, где N — мощность кода; неполный код (с избыточностью) содержит

$$N_1 = \eta N \quad (4)$$

комбинаций, где η — коэффициент реализации мощности кода, N_1 — объем кода [Л. 1].

Преобразователи угла поворота в код с комбинаторными шкалами предназначены для позиционных кодовых систем числового

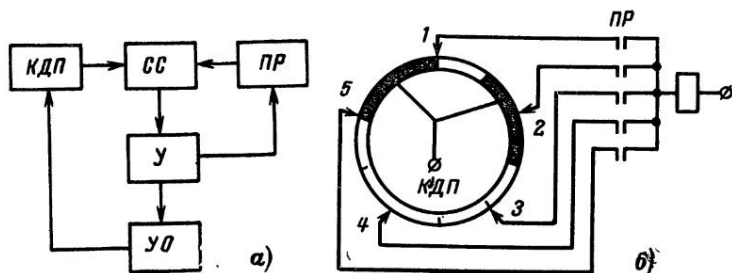


Рис. 2. Позиционная кодовая система ЧПУ.

а — структурная схема; б — схема совпадения для кода «2 из 5».

программного управления (ЧПУ) [Л. 13—17]. Функциональная схема ЧПУ показана на рис. 2,а. Система включает в себя: блок программы PR , блок обратной связи — кодовый датчик положения KDP , схему идентичности кодовых комбинаций PR и KDP , называемую обычно схемой совпадения SS , блок управления Y и управляемый объект YO .

Блок обратной связи — преобразователь угла поворота в код, имеющий одну или несколько кодовых шкал. В последнем случае шкалы кинематически связаны друг с другом. Этот прибор в литературе называется кодовым датчиком положения [Л. 17], цифратором перемещения [Л. 18], круговым кодовым преобразователем [Л. 16], дискретным преобразователем угла и др.

Блок KDP контролирует величину управляемого параметра YO (обычно механическое перемещение), преобразует ее в код, который

подается на вход СС. На вход СС подается также информация от ПР. При совпадении кодовых комбинаций на выходе СС появляется управляющее воздействие и блок У изменяет режим работы УО.

Позиционные системы ЧПУ находят широкое применение для управления металлорежущими станками [Л. 13—17], электрофизическими станками [Л. 19], координатно-измерительными машинами [Л. 20], кранами-штабелерами [Л. 21], дозаторами, стрелочными массоизмерительными головками, бетоносмесительными установками, установками приготовления формовочных смесей [Л. 22], манипуляторами [Л. 23], системами автоматической индикации и регистрации [Л. 15], дистанционного управления [Л. 24] и др.

Недостатком комбинаторного кода является трудность его преобразования в десятичный или двоичный (при большом значении p), но в позиционных системах ЧПУ этого не требуется. Если программе задавать в том же комбинаторном коде, что код КДП, то необходимость преобразования кода устраняется. Более того, в этом случае устраняется необходимость в блоке СС, система управления получается особенно простой, малогабаритной и дешевой, поскольку она включает в себя лишь коммутируемые элементы КДП и ПР.

На рис. 2,б показана позиционная кодовая система ЧПУ для десяти уровней квантования: шкала — блок обратной связи; она соединяется с управляемым объектом (сам УО на схеме не показан), пять замыкающих контактов — блок программы, реле — блок управления. Шкала формирует 10 комбинаций кода «2 из 5»: 11000, 10100, 01100, 01010, 00110, 00101, 00011, 10010, 10001, 01001. Программа задается в дополнительном коде «3 из 5». При заданной комбинации ПР, например 11100, существует только одна дополнительная комбинация КДП — 00011, при которой проводимость схемы равна нулю, при всех остальных комбинациях КДП проводимость схемы равна единице. Состояние 0 является сигналом для У оказывать управляющее воздействие на УО.

ГЛАВА ПЕРВАЯ

КODOVЫЕ КОЛЬЦА

Кодовое кольцо — компактный способ представления множества кодовых комбинаций. Первоначально кодовое кольцо определялось как замкнутая последовательность p символов из алфавита m , в n -членных отрезках которой содержится p неповторяющихся кодовых комбинаций [Л. 25]. При этом предполагалось, что число комбинаций в кольце равно $p = m^n$, т. е. полному множеству комбинаций при заданном значении m и n . Так, кольцо — 01110001 — содержит все возможные двоичные трехчленные кодовые комбинации: 011, 111, 110, 100, 000, 001, 010, 101.

В отечественной литературе наиболее полно вопросы синтеза кодовых колец разработаны в трудах А. Н. Радченко и Г. Ф. Янбыха [Л. 25—29], известны также зарубежные публикации [Л. 30].

Кодовое кольцо можно рассматривать как однопорочечную кодовую шкалу, символы кольца соответствуют качествам участков шкалы, считывание осуществляется n считывающими элементами, расположенными с интервалами в один шаг квантования. Если обозначить интервалы через t , то признаком данного типа колец является $t=1$.

В дальнейшем определение кодового кольца было расширено, так как в общем случае неповторяющиеся комбинации могут быть заключены не только в непрерывных n -членных отрезках, но и составлены из n символов, произвольно расположенных по длине кодового кольца [Л. 31]. Этот тип колец можно определить как кольца с произвольной величиной t .

1. КОДОВЫЕ КОЛЬЦА С $t=1$

Методы построения колец даны в [Л. 25—30].

Алгоритм Липпела и Епштейна для произвольного значения m [Л. 30]. Выберем m символов $0, 1, \dots, m-1$; используем счетчик, имеющий n ячеек; заполним ячейки счетчика последним символом; переместим содержимое счетчика на одну позицию в любом направлении и заполним освободившуюся ячейку первым символом; снова будем перемещать содержимое счетчика в выбранном направлении и заполнять освободившуюся ячейку первым символом; если комбинации счетчика будут повторяться, то вместо первого будем брать второй символ, затем снова первый, второй и т. д., пока не будет использовано m^n символов.

Пример 1. Пусть $m=3$, $n=3$. Кодовое кольцо, построенное согласно изложенному алгоритму, состоит из 27 символов: —222000100201101202102211121— и воспроизводит 27 неповторяющихся трехчленных кодовых комбинаций: 222, 220, 200, 000...

Алгоритм Липпела и Епштейна для $m=2$ [Л. 30]. Выпишем нуль, а затем, начиная с единицы, будем удваивать числа по модулю 2^n , при этом к полученным четным числам добавлять единицу, а от повторяющихся нечетных чисел отнимать единицу. Выпишем в один ряд 2^n чисел, а затем все четные числа заменим нулями, а все нечетные — единицами.

Удвоение члена числового ряда a по модулю 2^n означает, что, когда значение a будет больше 2^n , следует записывать разность $a-2^n$.

Пример 2. Пусть $m=2$, $n=4$. Согласно алгоритму выпишем числовой ряд: 0, 1, 3, 7, 15, 14, 13, 11, 6, 12, 9, 2, 5, 10, 4, 8. При замене получим кодовое кольцо — 0111101100101000 —.

Алгоритм Радченко при помощи частных кодовых колец [Л. 26]. Множество комбинаций длиной n из алфавита t разбиваем на группы порядка m ; последовательно выписываем все комбинации одной группы; полученное слово длиной mn называем частным кодовым кольцом; выбираем любую группу, не вошедшую в первое кольцо, и формируем второе частное кодовое кольцо; таким же образом формируем третье, четвертое..., пока не будут использованы все группы; частные кольца объединяем в одно кодовое кольцо.

Для разбиения на группы введена операция умножения кодовой комбинации на подстановку

$$S_m = \begin{pmatrix} a & b & \dots & m \\ b & c & \dots & a \end{pmatrix},$$

где a, b, \dots, m — символы алфавита кода.

При умножении комбинации на S_m все символы комбинации замещаются новыми согласно подстановке S_m . К одной группе относим комбинации, полученные друг из друга умножением на S_m . Число комбинаций в группе (порядок последней) равно m .

В [Л. 26] введена также операция объединения двух частных кодовых колец по $(n-1)$ -членному отрезку их пересечения.

Пример 3. Пусть $m=3$, $n=3$, построить кодовое кольцо. Возьмем произвольную трехчленную комбинацию из алфавита $\{0, 1, 2\}$, например 000. При умножении ее на подстановку получим еще две комбинации: 111, 222. Эти три комбинации образуют одну группу. Теперь возьмем любую комбинацию, не вошедшую в первую группу, например 002, и образуем вторую группу: 002, 110, 221 и т. д. Если комбинации одной группы последовательно выписать друг за другом, то получим частное кодовое кольцо. Для заданных условий можно построить три частных кодовых кольца:

— 000111222 —
— 002110221 —
— 012120201 —.

При их объединении строится кодовое кольцо

— 20001112221002110121202012 —.

К этому же типу кодовых колец относятся шкала Либова и Крейга [Л. 32] для $p=10$ — 0000011111 — и шкала Ю. Ф. Мотиенко [Л. 33] для $p=16$ — 0000000011111111 —.

Укажем некоторые недостатки кодовых колец при использовании последних как шкал в преобразователях угла поворота в код:

1) кодовое кольцо нельзя построить для кода на одно сочетание однопеременного кода (кроме [Л. 32, 33]) и других кодов;

2) способы построения колец достаточно трудоемки, а некоторые при большой их длине практически неосуществимы;

3) обычно синтезируется один случайный вариант из очень большого числа возможных вариантов;

4) необходимость размещения считывающих элементов с $t=1$ является серьезным препятствием повышения разрешающей способности шкалы.

2. КОДОВЫЕ КОЛЬЦА С ПРОИЗВОЛЬНЫМ ЗНАЧЕНИЕМ t

Способы синтеза кодовых колец с произвольным значением разработаны только для $p=10$, $m=2$. Наибольшее значение и широкое применение в технике имеют пять кодовых колец для кода «2 из 5»

— 1101100000 —
— 1110100000 —
— 1011000100 —
— 1110001000 —
— 1101001000 —

Пять считывающих элементов располагаются с равными интервалами $t=2$.

Эти кольца синтезированы примерно в одно и то же время различными способами и разными авторами [Л. 34—40], к этому же времени относятся наши работы по синтезу колец для кода «2 из 5» [Л. 5].

При произвольном расположении считывающих элементов известны три способа построения кодовых колец: способ Ф. Я. Галкина [Л. 41], способ кодовых графов [Л. 42], с помощью ЦВМ [Л. 40, 43].

Наиболее интересным является последний способ. Его сущность заключается в следующем.

Кодовое кольцо (КК) — замкнутая последовательность 10 символов из алфавита $\{0, 1\}$ или 10-членное двоичное число, в котором число единиц равно h , остальное — нули. Совокупность считывающих элементов образует считывающее кольцо (СК). Его также можно представить 10-членным двоичным числом. Для этого тем разрядам, которые соответствуют считывающим элементам, присваивается значение единица, остальным — значение нуль, число единиц равно n . Определяются возможные варианты чисел КК и СК, и осуществляется с помощью ЦВМ их полный перебор с целью отыскания совместимых вариантов. Над каждой парой чисел КК и СК последовательно осуществляют: поразрядное умножение, циклическую перестановку КК, снова поразрядное умножение, снова циклическую перестановку и т. д. В результате умножения получаем десять кодовых комбинаций. Совместными считают такие числа КК и СК, у которых все десять комбинаций разные.

А. Р. Олейниковым и др. [Л. 43] найдено для $p=10$, $m=2$, $n=4$, $h=5$ 95 кодовых колец. О. Н. Дегтярев [Л. 40] для этих же условий обнаружил 96 вариантов. Кроме того, он нашел 54 варианта кодовых колец для $n=4$, $h=4$; 54 варианта для $n=4$, $h=6$; 57 — для $n=5$, $h=3$; 270 — для $n=5$, $h=4$; 333 — для $n=5$, $h=5$; 270 — для $n=5$, $h=6$; 57 — для $n=5$, $h=7$ — всего 1191 вариант 10-членных кодовых колец.

Для $p=10$, $n=5$ обнаружено четыре варианта кодовых колец для однопеременного кода:

— 1111100000 —	— 1111100000 —
— 1010101010 —	— 1110000000 —
— 1010101010 —	— 1111100000 —
— 1110100010 —	— 1111111000 —

Слева — комбинация считывающих элементов, справа — кодовое кольцо. Первый вариант — код Либова и Крейга [Л. 32].

Серьезным недостатком описанного метода является его чрезвычайно высокая трудоемкость. Уже для $p=10$, $n=4$, $h=5$ имеется 22 разных числа СК и 26 разных чисел КК, а поэтому требуется осуществить перебор 572 различных вариантов. С увеличением p число вариантов перебора очень быстро растет. Так, уже для $p=20$, $n=5$, $h=9$ имеется 776 вариантов расположения считывающих элементов и 4019 вариантов кодовых колец. Полный перебор включает 3 118 744 варианта. Если взять $p=100$, $n=10$, $h=30$, то число разных СК будет 172 895 468 964, число разных КК — около $263\,192 \cdot 10^{17}$, а общее число вариантов перебора — около $455 \cdot 10^{31}$. Такой объем работы практически неосуществим даже при использовании самых быстродействующих ЦВМ.

Другим недостатком метода является то, что перебор ведется вслепую, нужно дополнительно затратить много времени, чтобы из миллионов и миллиардов кодовых колец выбрать вариант, оптимальный для заданных условий.

Из рассмотренной главы можно сделать вывод, что кодовые кольца, за редким исключением, не могут выполнять роль кодовых шкал преобразователей угол — код, а методы построения колец достаточно трудоемки, при большом числе уровней квантования шкалы многие из них практически неосуществимы.

ГЛАВА ВТОРАЯ

НЕКОТОРЫЕ ВОПРОСЫ КОМБИНАТОРИКИ

Кодовой комбинации длиной p и весом n можно поставить во взаимно однозначное соответствие сочетание n из p . Это дает возможность использовать для исследования кодовых комбинаций математический аппарат комбинаторики.

Соответствие между кодовой комбинацией из алфавита $\{0, 1\}$ и сочетанием можно установить следующим образом. Отметим разряды кодовой комбинации слева направо числами натурального ряда: 1, 2, ..., p и выпишем числа, соответствующие единичным разрядам комбинации. В результате этой операции образуется определенная выборка объемом n из некоторого множества объемом p . В комбинаторике подобная неупорядоченная выборка называется сочетанием n из p или n -сочетанием из p . Мы будем употреблять второй термин и обозначать число n -сочетаний из p символом $\binom{p}{n}$.

Таким образом, каждой кодовой комбинации можно поставить во взаимно-однозначное соответствие n -сочетание из p и, обратно, каждому n -сочетанию из p — определенную комбинацию длиной p и веса n из алфавита $\{0, 1\}$.

Число n -сочетаний из p без повторения элементов равно:

$$\binom{p}{n} = \frac{p!}{n!(p-n)!} \quad (5)$$

3. О КЛАССАХ n -СОЧЕТАНИЙ ИЗ p

Пусть $A = \{a_1, a_2, \dots, a_p\}$ — множество элементов объемом p ,
 $B = \{a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_n}\}$ — неупорядоченное подмножество множества A объемом n .

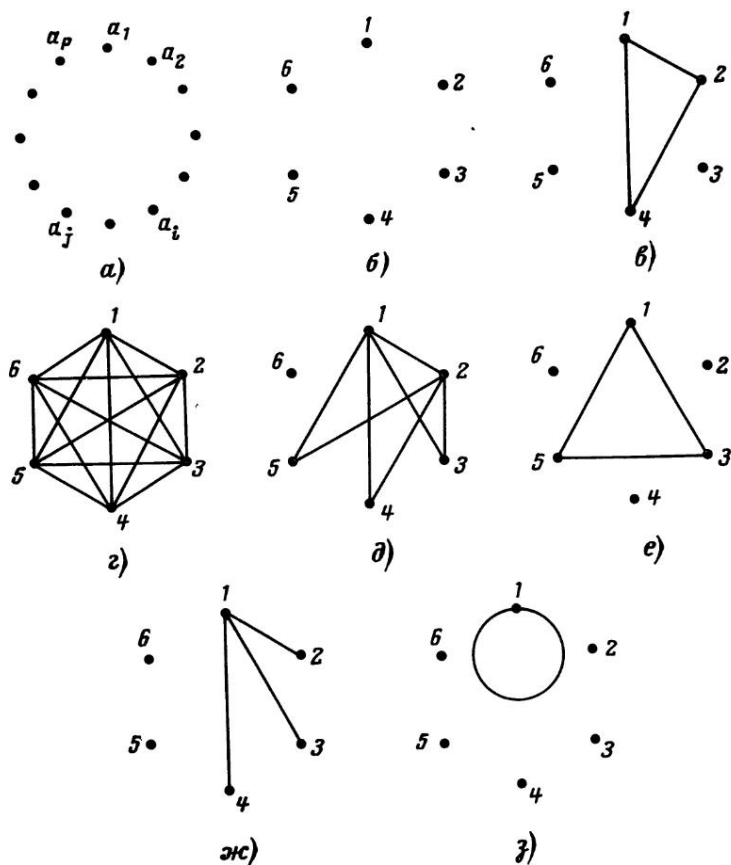


Рис. 3. Графы.

a — нуль-граф; b — 6-граф; c — треугольник, вписанный в p -граф; d — совокупность конгруэнтных треугольников, вписанных в p -граф; e — неконгруэнтные треугольники, вписанные в p -граф; $ж$ — неконгруэнтные двухугольники, вписанные в p -граф; $з$ — одноугольник, вписанный в p -граф.

Для графического отображения n -сочетаний из p воспользуемся графами, при этом введем некоторые ограничения в порядок вычерчивания графов. Множество A представим в виде нуль-графа с p вершинами, равномерно расположенными на некоторой воображаемой окружности произвольного радиуса. Условимся обозначать вершины в направлении по часовой стрелке символами элементов множества A : a_1, a_2, \dots, a_p (рис. 3,а). Нуль-граф с p вершинами назовем p -нуль-графом или просто p -графом. Условимся изображать подмножество B n -угольником с вершинами в точках a_{i_1}, a_{i_2}, \dots

\dots, a_{i_n} , вписанным в p -граф. Условимся также при записи элементов подмножества B располагать их в таком порядке, в каком они встречаются при обходе вершин p -графа по часовой стрелке, при этом безразлично, с какого из элементов начинать запись.

Пример 4. Пусть $A = \{1, 2, 3, 4, 5, 6\}$, $B = \{1, 2, 4\}$. Множество A отображается 6-графом (рис. 3,б), а подмножество B — треугольником с вершинами в точках 1, 2, 4, вписанным в 6-граф (рис. 3,в).

Можно доказать, что каждому n -сочетанию из p можно поставить во взаимно-однозначное соответствие определенный n -угольник, вписанный в p -граф и, наоборот, каждому n -угольнику — n -сочетание из p .

Введем понятие об интервале между вершинами a_i и a_j графа (обозначим интервал через t_{ij}). Определим интервал как число вершин p -графа между элементами a_i и a_j (при обходе графа по часовой стрелке) плюс единица.

В соответствии с определением (рис. 3,а)

$$\begin{aligned} t_{12} &= t_{23} = \dots = t_{p1} = 1; \\ t_{ij} + t_{ji} &= p; \\ t_{12} + t_{23} + \dots + t_{p1} &= p \end{aligned}$$

или (рис. 3,в)

$$t_{12} = 1, \quad t_{23} = 2, \quad t_{31} = 3.$$

Введем понятие о номере n -сочетания из p . Выпишем последовательно интервалы между смежными элементами подмножества B

$$t_{i_2} - t_{i_3} - \dots - t_{i_1},$$

где t_{i_2} — интервал между элементом a_{i_1} и элементом a_{i_2} ; t_{i_3} — интервал между элементами a_{i_2} и a_{i_3} ; \dots ; t_{i_1} — интервал между элементами a_{i_n} и a_{i_1} .

Назовем такую числовую последовательность номером n -сочетания из p (или n -угольника, вписанного в p -граф). Например, номер n -угольника на рис. 3,в будет 1—2—3.

В комбинаторике неупорядоченные наборы целых положительных чисел при заданной их сумме называются разбиениями, а упорядоченные наборы — композициями. Целые числа, образующие разбиения или композиции, называются их частями, а сумма этих частей называется характеристикой разбиений или композиций [Л. 44]. Номер n -сочетания из p — тоже набор целых положительных чисел при заданной их сумме. Это следует непосредственно из определения интервала и номера, а также условий построения p -графа. Таким образом, номер имеет n частей с характеристикой p . Так, номер n -угольника на рис. 3,в состоит из трех частей и имеет характеристику 6. Однако номер существенно отличается от разбиений

и композиций. Мы условились — элементы n -сочетания выписывать в том порядке, в каком они встречаются при обходе вершин p -графа, но начинать обход с любого элемента. Для рис. 3,в сочетания 124, 241, 412 — одно и то же сочетание, отображаемое одним и тем же n -угольником. Тогда номера 1—2—3, 2—3—1, 3—1—2 будут тождественными. В общем случае будем утверждать, что при циклической перестановке частей номер не изменяется. При однократной циклической перестановке частей номера на первое место становится вторая часть, на второе — третья и т. д., а первая часть переходит в конец ряда. Последовательные циклические перестановки дадут семейство тождественных номеров.

В отличие от разбиений и композиций номер является частично упорядоченным набором целых положительных чисел, поскольку рассматриваются все упорядоченные наборы, исключая полученные друг из друга циклической перестановкой частей. Обозначим через $P_{n(p)}$, $M_{n(p)}$, $K_{n(p)}$ — число разбиений, номеров и композиций с характеристикой p и числом частей n .

Пример 5. Пусть $p=6$, $n=3$. Найти число разбиений, композиций и номеров.

$$P_{3(6)}=3, (41^2, 2^3, 321);$$

$$M_{3(6)}=10, (41^2, 141, 114, 2^3, 321, 312, 213, 231, 123, 132);$$

$$K_{3(6)}=4, (1-1-4, 1-2-3, 1-3-2, 2-2-2).$$

Таким образом, каждому n -сочетанию из p можно поставить в соответствие определенный признак — номер сочетания. Различные n -сочетания из p имеют одинаковые или разные номера. Разобьем множество n -сочетаний из p на попарно непересекающиеся классы по указанному признаку. К одному классу отнесем все n -сочетания из p , имеющие одинаковый номер, а сочетания, имеющие разные номера, отнесем к разным классам.

Сочетание 124 (рис. 3,в) принадлежит к классу с номером 1—2—3. Кроме указанного сочетания, к этому же классу принадлежат сочетания: 235, 346, 451, 562, 613 — все они имеют один и тот же номер. Возьмем любое сочетание, не принадлежащее к классу 1—2—3, например 123. Оно имеет номер 1—1—4. Этот же номер имеют сочетания: 234, 345, 456, 561, 612 — все они принадлежат к классу 1—1—4. Подобным же образом найдем сочетания класса 1—3—2: 125, 236, 341, 452, 563, 614 и класса 2—2—2: 135, 246. В итоге мы произвели разбиение сочетаний 3 из 6 на четыре класса по определенному признаку — номеру класса.

Все n -угольники, отображающие n -сочетания одного класса, при наложении друг на друга совмещаются, поэтому назовем их конгруэнтными. Число сочетаний класса равно числу конгруэнтных n -угольников, которые можно вписать в p -граф.

Любые два неконгруэнтные n -угольника будут иметь различные номера и, следовательно, принадлежать к различным классам. Число классов n -сочетаний из p равно числу неконгруэнтных n -угольников, которые можно вписать в p -граф.

Впишем в 6-граф все треугольники класса 1—2—3. Все шесть конгруэнтных треугольников отображаются графом на рис. 3,г. Число классов трехчленных сочетаний из шести равно числу неконгруэнтных треугольников, которые можно вписать в p -граф: 1—1—4, 1—2—3, 1—3—2, 2—2—2 (рис. 3,д, е).

Чтобы сохранить единство терминологии, будем считать, что двучленное сочетание отображается двухугольником, а одночлен-

ное — одноугольником. Двухугольник будем отображать ребром графа, одноугольник — петлей графа. Согласно определению конгруэнтными двухугольниками будут ребра одинаковой длины, неконгруэнтными — ребра разной длины. Все одночленные сочетания из p относятся к одному классу с номером p , отсюда все петли одного графа конгруэнтны.

Пример 6. Пусть $p=6$, $n=2$. Определить число классов двухчленных сочетаний из 6.

Определяем число неконгруэнтных двухугольников, которые можно вписать в 6-граф: 1—5, 2—4, 3—3 — всего три класса (рис. 3,ж). К первому относятся сочетания: 12, 23, 34, 45, 56, 61; ко второму — 13, 24, 35, 46, 51, 62; к третьему — 14, 25, 36.

Пример 7. Пусть $p=6$, $n=1$. Определить число классов одночленных сочетаний из 6.

В 6-граф можно вписать один неконгруэнтный одноугольник — петлю графа (рис. 3,з). Он отображает класс сочетаний с номером 6: 1, 2, 3, 4, 5, 6.

Итак, мы показали, что каждой кодовой комбинации можно поставить во взаимно однозначное соответствие n -сочетание из p , ввели признак сочетания — его номер и разбили по этому признаку множество сочетаний на классы. Все сочетания одного класса имеют один и тот же номер. Этот номер является одновременно номером класса.

Графически n -сочетание из p взаимно-однозначно отображается n -угольником, вписанным в p -граф, поэтому естественно распространить понятие номера на n -угольники. Все n -угольники, вписанные в p -граф и имеющие один и тот же номер, являются конгруэнтными и отображают сочетания одного класса; n -угольники, имеющие разные номера, являются неконгруэнтными и принадлежат к разным классам. Для определения числа и номеров классов разбиения n -сочетаний из p необходимо и достаточно определить число и номера неконгруэнтных n -угольников, вписанных в p -граф.

4. АЛГОРИТМ ПЕРЕБОРА n -СОЧЕТАНИЙ ИЗ p

Для перебора n -сочетаний из p следует:

- 1) определить множество номеров классов,
- 2) определить сочетания каждого из классов.

В предыдущем параграфе показано, что задача может быть решена графически путем перебора множества неконгруэнтных n -угольников, вписанных в p -граф, и затем по каждому из классов определения множества конгруэнтных n -угольников.

Пример 8. Пусть $p=12$, $n=3$. Перечислить трехчленные сочетания из 12.

Неконгруэнтные треугольники, вписанные в 12-граф, показаны на рис. 4,а—г — всего 19 треугольников, перечислим их номера: 1—1—10, 1—2—9, 1—3—8, 1—4—7, 1—5—6, 1—6—5, 1—7—4, 1—8—3, 1—9—2, 2—2—8, 2—3—7, 2—4—6, 2—5—5, 2—6—4, 2—7—3, 3—3—6, 3—4—5, 3—5—4, 4—4—4.

Для определения сочетаний каждого класса находим конгруэнтные треугольники с номером 1—1—10: 123, 234, 345, 456 ... (рис. 4,д), конгруэнтные треугольники с номером 1—2—9: 124, 235, 346, 457 ... (рис. 4,е) и т. д.

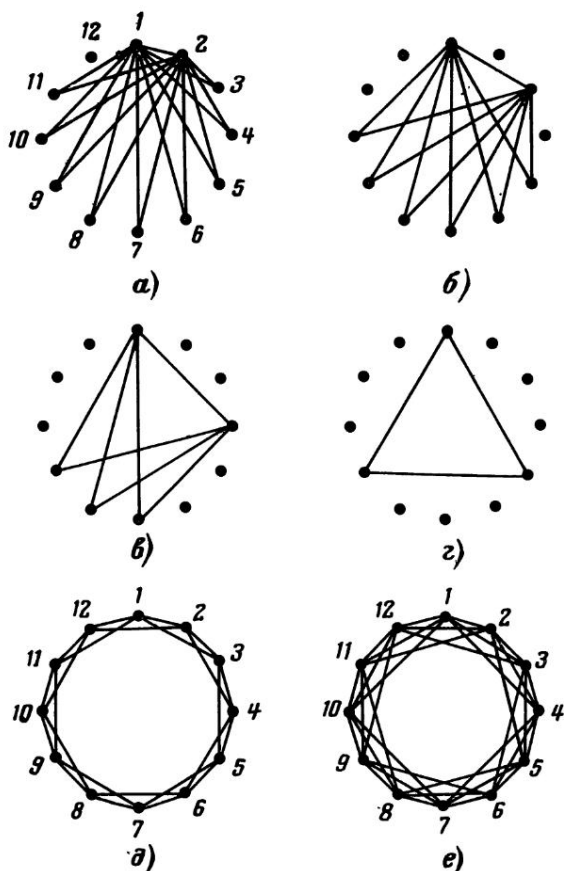


Рис. 4. Неконгруэнтные треугольники, вписанные в 12-граф (а—г); конгруэнтные треугольники класса 1—1—10 (д); конгруэнтные треугольники класса 1—2—9 (е).

Перебор номеров можно осуществить без построения графов. Для этого:

- 1) разбиваем n частей номера на две группы: правую, содержащую две последние части, и левую, содержащую все остальные;
- 2) всем частям левой группы присваиваем значение 1 и перебираем возможные значения частей правой группы: (1), $(p-n+1)$; (2), $(p-n)$; (3), $(p-n-1)$; ...; $(p-n)$, (2) — всего $p-n$ номеров;
- 3) увеличиваем на единицу значение последней части левой группы и снова перебираем возможные значения правой;

4) снова увеличиваем на единицу последнюю часть левой группы и т. д. до тех пор, пока сумма частей левой группы не возрастет до $p/2$ или $(p-1)/2$ соответственно при четном и нечетном значениях p ;

5) увеличиваем на единицу значение предпоследней части левой группы и т. д.; когда дойдет до первой части левой группы, необходимо следить и удалять появляющиеся тождественные номера.

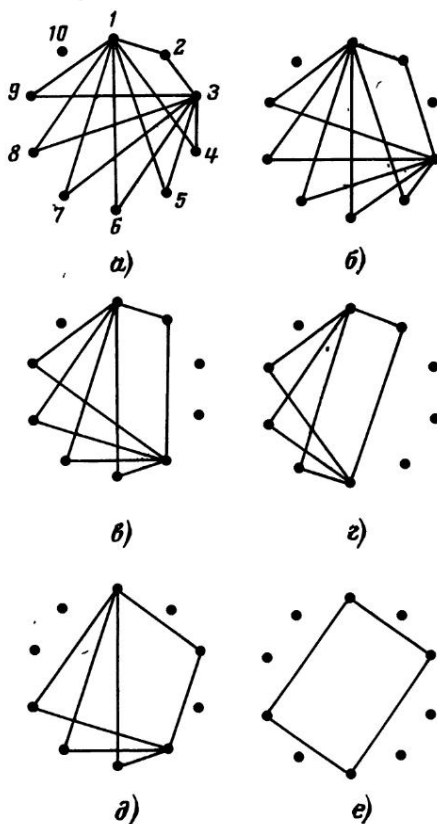


Рис. 5. Определение числа неконгруэнтных n -угольников, вписанных в p -граф.

Пример 9. Пусть $p=10$, $n=4$. Определить номера классов четырехчленных сочетаний из 10.

а) 1-1-1-7, 1-1-2-6, 1-1-3-5, 1-1-4-4, 1-1-5-3, 1-1-6-2;

б) 1-2-1-6, 1-2-2-5, 1-2-3-4, 1-2-4-3, 1-2-5-2;

в) 1-3-1-5, 1-3-2-4, 1-3-3-3, 1-3-4-2;

- г) 1—4—1—4, 1—4—2—3, 1—4—3—2;
 д) 2—2—1—5, 2—2—2—4, 2—2—3—3;
 е) 2—3—2—3.

Перечислены 22 класса четырехчленных сочетаний из 10, на рис. 5 эта же задача решена графически.

Рассмотрим перебор сочетаний классов. Для этого введем операцию умножения сочетания на подстановку [Л. 1].

Пусть

$$S = \begin{pmatrix} a_1 a_2 \dots a_p \\ a_2 a_3 \dots a_1 \end{pmatrix} = (a_1 a_2 \dots a_p) \quad (6)$$

— p -членная одноциклическая подстановка и

$$B_i = \{a_{i_1}, a_{i_2}, \dots, a_{i_n}\}$$

— n -сочетание из p .

При умножении B_i на S получим новое n -членное сочетание

$$B_i S = B_{i+1} = \{a_{(i+1)_1}, a_{(i+1)_2}, \dots, a_{(i+1)_n}\}.$$

При умножении B_{i+1} на S получим:

$$B_{i+1} \cdot S = B_{i+2}$$

и т. д. Сочетания $B_i, B_{i+1}, B_{i+2} \dots$ имеют один и тот же номер и, следовательно, принадлежат к одному классу. Последовательно применяя операцию умножения на S , переберем все сочетания класса.

Пример 10. Определить сочетания класса 1—3—2—4.

По номеру определяем: $p=10, n=4$. Выбираем произвольное сочетание класса, например 1257. При помощи подстановки $S = (12 \dots 0)$ находим все другие сочетания: $1257 \cdot S = 2368$; $2368 \cdot S = 3479$ и т. д.: 4580, 5691, 6702, 7813, 8924, 9035, 0146.

5. ПОЛНЫЕ И НЕПОЛНЫЕ КЛАССЫ

Номер класса — последовательность целых положительных чисел, которые мы называли частями. Части номера могут иметь произвольное значение или образовывать несколько одинаковых периодов. Так, для $p=6$ номера: 3—3, 1—2—1—2 имеют два периода, номер 2—2—2 — три периода, а номера: 1—2—3, 1—3—2, 1—5, 2—4 и др. — один период. Обозначим через d число периодов номера класса и назовем такие номера d -симметричными.

Легко убедиться, что в каждом случае d — общий делитель чисел p и n . Если p и n взаимно простые, то $d=1$ и все номера имеют один период. Если p и n имеют общие делители $d_1, d_2 \dots$, то наряду с односимметричными имеются d_1 -симметричные, d_2 -симметричные и т. д. номера.

Пример 11. Пусть $p=7, n=3$.

Перечислим номера трехчленных сочетаний из 7: 1—1—5, 1—2—4, 1—3—3, 1—4—2, 2—2—3 — все номера односимметричные.

Пример 12. Пусть $p=9, n=3$.

Наряду с односимметричными номерами: 1—1—7, 1—2—6, 1—3—5... имеется номер трехсимметричный: 3—3—3.

Легко убедиться также, что каждому d -симметричному классу соответствует d -симметричный n -угольник, вписанный в p -граф. Речь

идет о центральной симметрии, которая проявляется в том, что при вращении вокруг центра симметрии фигура отображается на себя d раз [Л. 45].

Проанализируем с этой точки зрения рассмотренные выше примеры. Числа 6 и 3 имеют общий делитель $d=3$, номер 2—2—2 отображается трехсимметричным треугольником, вписанным в 6-граф (рис. 3,е). Делителем чисел 6 и 2 является $d=2$, из трех классов двучленных сочетаний из 6 один имеет два периода 3—3, он отображается двухсимметричным двухугольником (рис. 3,ж). Классу 4—4—4 ($p=12$, $n=3$, $d=3$) соответствует трехсимметричный треугольник (рис. 4,з), классу 1—4—1—4 соответствует двухсимметричный четырехугольник (рис. 5,з), классу 2—3—2—3 — двухсимметричный четырехугольник (рис. 5,е).

Определим порядок класса как число сочетаний в нем. В общем случае порядок класса равен p/d . Это следует непосредственно из алгоритма перебора n -сочетаний. В p -граф можно вписать p односимметричных n -угольников и только p/d d -симметричных.

Пример 13. Определить порядок классов 1—2—3, 2—2—2, 3—3. Для первого класса $d=1$, в 6-угольник можно вписать шесть конгруэнтных треугольников (рис. 3,а, з), следовательно, порядок класса равен 6. Для второго класса $d=3$, в 6-граф можно вписать только два трехсимметричных треугольника, следовательно, порядок класса равен двум: 135, 246 (рис. 3,е). Для третьего класса $d=2$, в 6-граф можно вписать три двухугольника, порядок класса равен трем: 14, 25, 36 (рис. 3,ж).

Назовем классы порядка p полными классами, а порядка менее p — неполными. Число полных классов n -сочетаний из p равно чис-

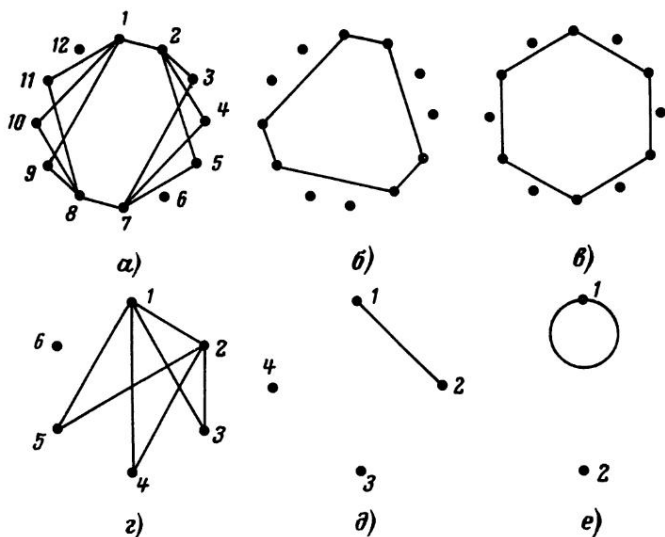


Рис. 6. Определение числа d -симметричных 6-угольников, вписанных в 12-граф.

а, з — $d=2$; б, г — $d=3$; в, е — $d=6$.

лу односимметричных номеров, а число неполных классов равно числу d -симметричных номеров.

Пример 14. Пусть $p=12$, $n=6$. Определить число неполных классов.

Для заданных условий $d=2, 3, 6$, задача сводится к нахождению числа неконгруэнтных d -симметричных шестиугольников, вписанных в 12-граф:

1) $d=2$, классы 1—1—4—1—1—4, 1—2—3—1—2—3, 1—3—2—1—3—2 порядка 6 (рис. 6,а).

2) $d=3$, класс 1—3—1—3—1—3, порядка 4 (рис. 6,б),

3) $d=6$, класс 2—2—2—2—2—2, порядка 2 (рис. 6,в),
всего 5 классов, каждый из них имеет $12/d$ сочетаний.

При построении графов на рис. 6,а—в в p/d часть p -графа вписывалась n/d часть n -угольника, а затем построение повторялось необходимое число раз. Чтобы избежать лишних построений, можно сразу определять число неконгруэнтных n/d -угольников, вписанных в p/d -граф. Вместо графа на рис. 6,а достаточно определить число неконгруэнтных $6/2$ -угольников, вписанных в 12/2-граф (рис. 6,г), номера последних 1—1—4, 1—2—3, 1—3—2 суть, один период номеров шестиугольников. Вместо графа на рис. 6,б можно определить число неконгруэнтных двухугольников, вписанных в 4-граф (исключая симметричные), вместо графа на рис. 6,в можно ограничиться графом на рис. 6,е.

6. АНАЛИТИЧЕСКИЕ ЗАВИСИМОСТИ ДЛЯ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ЧИСЛА КЛАССОВ

Часто не требуется перечень номеров классов, а лишь их число. В [Л. 44] выведена формула для определения числа композиций

$$K_{n(p)} = \binom{p-1}{n-1}. \quad (7)$$

Выше показано, что число номеров равно числу композиций, исключая все полученные друг из друга циклической перестановкой частей. Чтобы воспользоваться формулой (7), нужно знать число тождественных номеров, полученных циклической перестановкой.

Если числа p и n взаимно простые, то все классы полные, их номера имеют один период, при циклической перестановке каждый из них даст n тождественных номеров. Отсюда число классов n -сочетаний из p

$$M_{n(p)} = \frac{1}{n} \binom{p-1}{n-1}. \quad (8)$$

В силу соотношения [Л. 44]

$$\binom{p-1}{n-1} = \frac{n}{p} \binom{p}{n}, \quad (9)$$

можно записать также:

$$M_{n(p)} = \frac{1}{p} \binom{p}{n}. \quad (10)$$

Последнее выражение можно вывести путем следующего рассуждения. Число n -сочетаний из p равно $\binom{p}{n}$. Если все классы полные, то число сочетаний в каждом классе равно p , откуда выражение (10).

При наличии общих делителей чисел p и n имеются неполные классы, их номера имеют d периодов, при циклической перестановке возникает n/d тождественных номеров. В этом случае для определения числа классов можно рекомендовать следующее рекуррентное соотношение [Л. 6]:

$$M_{n(p)d_i} = \frac{d_i}{n} \left[\binom{\frac{p}{d_i} - 1}{\frac{n}{d_i} - 1} - n \sum \frac{M_{n(p)d_j}}{d_j} \right], \quad (11)$$

где $M_{n(p)d_i}$ — число d_i -симметричных классов; $M_{n(p)d_j}$ — число d_j -симметричных классов; d_i — общие делители чисел p и n ; d_j — общие делители чисел p и n , кратные d_i .

По формуле (11) подсчитывается число классов для каждого делителя в отдельности, начиная с наибольшего общего делителя. Число полных классов получим, если примем $d_i = 1$.

Если числа p и n взаимно простые, то из (11) получим формулу (8).

Пример 15. Пусть $p=7$, $n=3$. Определить число классов

$$M_{3(7)} = \frac{1}{3} \binom{6}{2} = 5.$$

Этот же результат был получен ранее в примере 11. Если числа p и n имеют один общий делитель d , то

$$M_{n(p)d} = \frac{d}{n} \binom{\frac{p}{d} - 1}{\frac{n}{d} - 1}, \quad (12)$$

число полных классов

$$M_{n(p)n} = \frac{1}{n} \left[\binom{p-1}{n-1} - \binom{\frac{p}{d} - 1}{\frac{n}{d} - 1} \right]. \quad (13)$$

Общее число классов

$$M_{n(p)} = \frac{1}{n} \left[\binom{p-1}{n-1} + (d-1) \binom{\frac{p}{d} - 1}{\frac{n}{d} - 1} \right]. \quad (14)$$

Пример 16. Пусть $p = 10$, $n = 4$, $d = 2$. Определить число классов

$$M_{4(10)2} = \frac{2}{4} \binom{4}{1} = 2;$$

$$M_{4(10)4} = \frac{1}{4} \left[\binom{9}{3} - \binom{4}{1} \right] = 20;$$

$$M_{4(10)} = \frac{1}{4} \left[\left(\frac{9}{3} \right) + \binom{4}{1} \right] = 22.$$

Этот же результат был получен ранее в примере 9.

Сделаем теперь пример для общего случая, когда числа p и n имеют более одного делителя: d_1, d_2, \dots

Пример 17. Пусть $p = 60$, $n = 30$, $d_i = 2, 3, 5, 6, 10, 15, 30$. Определить число классов.

Число неполных классов

1) $d_1 = 30$:

$$M_{30(60)30} = \frac{30}{30} \cdot \binom{1}{0} = 1;$$

2) $d_1 = 15$, $d_2 = 30$:

$$M_{30(60)15} = \frac{30}{60} \left[\binom{3}{1} - \frac{30}{30} \right] = 1;$$

3) $d_1 = 10$, $d_2 = 30$:

$$M_{30(60)10} = \frac{10}{30} \left[\binom{5}{2} - \frac{30}{30} \right] = 3;$$

4) $d_1 = 6$, $d_2 = 30$:

$$M_{30(60)6} = \frac{6}{30} \left[\binom{9}{4} - \frac{30}{30} \right] = 25;$$

5) $d_1 = 5$, $d_2 = 10, 15, 30$:

$$M_{30(60)5} = \frac{5}{30} \left[\left(\frac{11}{5} \right) - 30 \left(\frac{3}{10} + \frac{1}{15} + \frac{1}{30} \right) \right] = 75;$$

6) $d_1 = 3$, $d_2 = 6, 15, 30$:

$$M_{30(60)3} = \frac{3}{30} \left[\binom{19}{9} - 30 \left(\frac{25}{6} + \frac{1}{15} + \frac{1}{30} \right) \right] = 9\,225;$$

7) $d_1 = 2$, $d_2 = 6, 10, 30$:

$$M_{30(60)2} = \frac{2}{30} \left[\binom{29}{14} - 30 \left(\frac{25}{6} + \frac{3}{10} + \frac{1}{30} \right) \right] = 5\,170\,575.$$

Число полных классов $d_i = 1, d_j = 2, 3, 5, 6, 10, 15, 30$:

$$M_{30(60)h} = \frac{1}{30} \left[\binom{59}{29} - 30 \left(\frac{5\,170\,575}{2} + \frac{9\,225}{3} + \frac{75}{5} + \frac{3}{10} + \frac{1}{15} + \frac{1}{30} \right) \right] \approx 6 \cdot 10^{16}.$$

Рекуррентное соотношение типа (11) можно получить также из формулы (10) [Л. 2].

ГЛАВА ТРЕТЬЯ

КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА

Здесь будет рассмотрен новый тип кодовых шкал, которые мы называли комбинаторными. В отличие от двоичной комбинаторная шкала имеет одну кодовую дорожку. Считывающие элементы располагаются вокруг дорожки в общем случае совершенно произвольно, они образуют кольцо считывающих элементов [Л. 43].

Совокупность односторонней шкалы (ОШ) и считывающего кольца (СК) назовем кольцевым кодирующим устройством (ККУ) [Л. 2].

Определим СК как слово длиной r и весом n из алфавита $\{0, 1\}$, где r — число уровней квантования ККУ, n — число считывающих элементов, символу 1 соответствует наличие считывающего элемента, символу 0 — отсутствие такового. Так, слово СК на рис. 7 запишем в виде

— 1101001000 —.

Символы слова слева направо соответствуют наличию или отсутствию считывающих элементов от первого в направлении по часовой стрелке.

Определим ОШ как слово длиной r и весом h из алфавита $\{0, 1\}$, где h — число элементарных активных участков шкалы, символу 1 соответствует элементарный активный участок, символу 0 — элементарный пассивный. Согласно ГОСТ 2725-68 активные участки зачернены, пассивные — оставлены белыми. Слово ОШ на рис. 7 запишем в виде

— 1000010011 —.

Символы слова слева направо соответствуют участкам шкалы от участка, взаимодействующего с первым элементом в направлении по часовой стрелке.

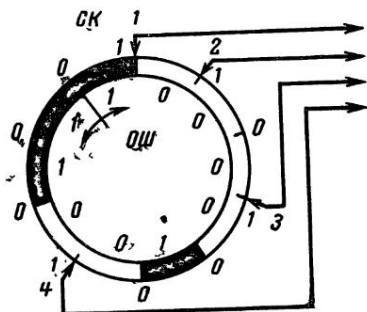


Рис. 7. Кольцевое кодирующее устройство.

Шкала содержит p символов, из них h единиц и $p-h$ —нулей. Несколько одинаковых символов, расположенных рядом (поскольку шкала замкнута, то последний и первый символы расположены рядом), образуют пачку единиц или нулей (активных или пассивных участков). Число пачек единиц всегда равно числу пачек нулей, обозначим число пачек через H . Назовем длиной пачки число символов в ней, обозначим длину пачки через g . Шкала на рис. 7 имеет две пачки единиц и две — нулей, длина пачек активных участков: $g_1=3$, $g_2=1$.

Таким образом, ККУ — некоторая математическая модель преобразователя угла поворота в код. Мы отвлекаемся от конструкции, размеров, материала шкалы и считывающих элементов, от способа считывания, способов изготовления, износа и т. д. Термин «кольцевое кодирующее устройство» наиболее полно отражает существо явления.

Мы не могли использовать термин «преобразователь угла поворота в код», ибо под последним всегда подразумевается конкретная конструкция, имеющая в ряде случаев несколько кодовых шкал, связанных механической передачей, устройства фиксации и индикации и т. д. Мы не могли воспользоваться также термином «кодовое кольцо», ибо выше отмечалось, что под кодовым кольцом подразумевается способ представления множества кодовых комбинаций, код, выраженный в компактной форме [Л. 43]. Кроме того, кодовое кольцо можно отождествить только со шкалой, нужно каждый раз было бы задавать определенное расположение считывающих элементов.

Итак, ККУ — совокупность СК и ОШ, взаимодействующих между собой. Характер взаимодействия регламентируется следующими операциями. Наложим СК на ОШ и выпишем разряды ОШ, совпадающие с единичными разрядами СК. В результате этой операции получим слово длиной n из алфавита $\{0, 1\}$ — кодовую комбинацию ККУ.

Введем операцию — циклическую перестановку ОШ. Каждому такту ККУ соответствуют однократная циклическая перестановка ОШ и определенная кодовая комбинация. Слова СК и ОШ совместимы только в том случае, если p последовательных кодовых комбинаций не повторяются. Считывающее кольцо СК и ОШ образуют ККУ только если они совместимы. При графическом изображении ККУ однократной циклической перестановке соответствует поворот шкалы в направлении часовой стрелки на один шаг квантования.

Шкала и считывающее кольцо на рис. 7 формируют десять кодовых комбинаций: 1000, 1101, 1100, 0110, 0010, 1010, 0101, 0001, 0011, 0000. Поскольку перечисленные комбинации не повторяются, то можно сделать вывод, что СК и ОШ совместимы.

В настоящей главе изложены способы построения ККУ. Задача синтеза ККУ может быть сформулирована следующим образом:

- 1) дано СК, найти совместимое с ним ОШ;
- 2) дано ОШ, найти совместимое с ним СК;
- 3) даны СК и ОШ, проверить их совместимость.

Для каждой из задач могут быть заданы дополнительные условия:

- 1) тип СК;
- 2) требования к коду (однопеременный, на одно сочетание, полный, четный, нечетный и др.);

3) требования к ОШ (с постоянной длиной активных и пассивных пачек, с пачками заданной длины, с пачками, расположенными заданным образом, и др.);

4) требования к конструкции ККУ (с точечными элементарными активными участками, с точечными считывающими элементами, с дополнительными кодовыми дорожками и др.).

7. ТИПЫ СЧИТЫВАЮЩИХ КОЛЕЦ

В гл. 2 было показано, что каждому слову длины p и веса n из алфавита $\{0, 1\}$ можно поставить во взаимно-однозначное соответствие n -сочетание из p , они имеют один и тот же номер.

В зависимости от структуры номера выделим четыре типа считывающих колец

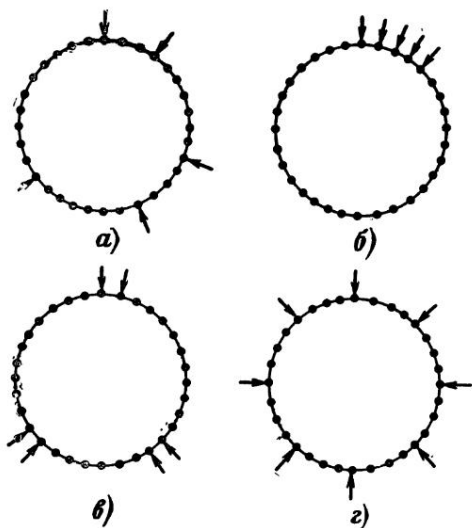


Рис. 8. Типы колец считывающих элементов.

a — I; $б$ — II; $в$ — III; $г$ — IV.

считывающих колец [Л. 1, 3, 46]:

I — номер СК представляет собой произвольную последовательность чисел

$$a-b-c-\dots-d,$$

считывающее кольцо на рис. 8, a относится к типу I, оно имеет номер 3—7—4—7—11;

II — номер СК — периодическая последовательность чисел с длиной периода, равной единице:

$$a-a-a-\dots-b,$$

где a — величина периода, b — величина предпериода, считывающее кольцо на рис. 8,б относится к типу II, оно имеет номер 1—1—1—1—28;

III — номер СК — чисто периодическая последовательность чисел с длиной периода более единицы

$$a-b-a-b-a-b-\dots \text{ или } a-b-c-a-b-c-\dots$$

и др., считывающее кольцо на рис. 8,в относится к типу III, оно имеет номер 1—11—1—11—1—11;

IV — номер СК — чисто периодическая последовательность чисел с длиной периода, равной единице

$$a-a-a-\dots-a,$$

считывающее кольцо на рис. 8,г относится к типу IV, оно имеет номер 4—4—4—4—4—4—4—4.

Циклическая перестановка слова СК не изменяет взаимного расположения считывающих элементов, а лишь смещает начало отсчета тактовых моментов, поэтому все слова одного класса для заданных p и n выражают одно и то же считывающее кольцо. Общее число СК равно числу классов n -сочетаний из p . Согласно определению номера классов I и II не являются чисто периодической последовательностью чисел, они имеют один период, следовательно, число СК типов I и II равно числу полных классов, номера СК типов III и IV имеют несколько периодов, число СК типов III и IV равно числу неполных классов. В табл. 1 дано число СК для некоторых значений p и n .

Таблица 1

p	n	Число слов СК типа			
		I	II	III	IV
8	3	4	3	—	—
10	4	17	3	2	—
10	5	24	1	—	1
16	4	108	4	3	1
20	5	772	3	2	1
25	5	2 120	5	—	1
30	5	5 694	6	—	1
30	6	19 772	4	34	1
50	6	317 759	9	92	—
100	10	$53 \cdot 10^{10}$	10	42 375	1

В соответствии с типом СК целесообразно выделить четыре типа ККУ, которые мы будем обозначать: ККУ-I, ККУ-II, ККУ-III, ККУ-IV.

Наибольшее значение имеют ККУ-IV в силу следующих причин:

1) этот тип устройств имеет самый простой алгоритм построения,

2) ККУ-IV позволяют формировать практически любые коды, в том числе однопеременный и на одно сочетание.

Последние коды имеют в позиционных кодовых системах большое значение, так как позволяют устранять неоднозначность считывания информации с кодового диска и тем самым обеспечить помехоустойчивое кодирование. В силу этого при дальнейшем изложении основное внимание будет уделяться ККУ-IV и кодам однопеременному и на одно сочетание.

8. КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА ТИПА IV

Кольцевые кодирующие устройства типа IV могут быть построены для любых значений p и n , удовлетворяющих условиям (15) и (16). Покажем необходимость этих условий. Согласно определению считывающие элементы ККУ-IV располагаются вокруг шкалы с равными интервалами

$$t_{12} = t_{23} = \dots = t_{n1} = t,$$

отсюда

$$p = nt. \quad (15)$$

Для основания кода $m=2$ число n -членных кодовых комбинаций равно 2^n , отсюда

$$n \geq \log_2 p. \quad (16)$$

Пусть $n=5$, ККУ-IV можно построить для следующих значений $p=5, 10, 15, 20, 25, 30$. Выберем $p=20$, шкала на рис. 9,а разделена на 20 частей — уровней квантования, обозначим уровни по часовой стрелке 1, 2, ..., p . Первый считывающий элемент 1 расположен

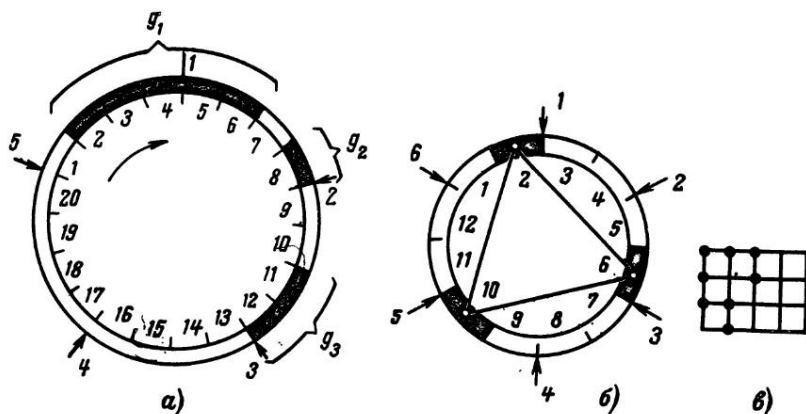


Рис. 9. К построению матрицы совпадений для ККУ-IV.

а — ККУ-IV; $p=20$, $n=5$; б — иллюстрация невозможности использования неполных классов; в — $(t \times n)$ -матрица ККУ-IV, показанного на рис. 9,а.

вверху на вертикальной диагонали, а остальные от него по часовой стрелке с интервалами $t=4$.

Пусть в некоторый начальный тактовый момент требуется сформировать комбинацию 11100 (123 — в комбинаторной записи). Это значит, что считывающие элементы 1, 2 и 3 должны взаимодействовать с активными участками шкалы, а 4 и 5 — с пассивными. Требуемая комбинация будет воспроизводиться участками 4, 8, 12. Эта же группа активных участков через несколько тактов будет формировать комбинацию 01110, затем 00111, 10011, 1001 — все комбинации класса 1—1—3. К одному классу относятся комбинации, полученные циклической перестановкой символов.

Если в качестве следующей исходной комбинации выбрать 10100 (13 — в комбинаторной записи), то нужно нанести на шкалу активные участки 3 и 11, которые за p тактовых моментов воспроизведут все комбинации класса 2—3. Подобным же образом участки 2 и 6 воспроизведут все комбинации класса 1—4, а участок 5 — все комбинации класса 6. Итак, вначале формируются некоторые исходные комбинации: 11100, 10100, 11000, 01000, по одной из каждого класса, затем комбинации, полученные из исходных однократной циклической перестановкой: 01110, 01010, 01100, 00100, затем комбинации, полученные из исходных двукратной циклической перестановкой: 00111, 00101, 00110, 00010 и т. д. В итоге код будет содержать комбинации четырех полных классов l -сочетаний из $n=5$.

Поставив в соответствие активному участку символ 1, а пассивному — 0, выпишем ОШ:

$$- 01111101001100000000 - \quad (17)$$

Слово ОШ более удобно представить в виде $(t \times n)$ -матрицы

$$\begin{array}{c} 11100 \\ 10100 \\ 11000 \\ 01000, \end{array} \quad (18)$$

которая имеет t строк и n столбцов. Она получена при поразрядном выписывании друг за друга исходных кодовых комбинаций выбранных классов. Чтобы получить ОШ, нужно считать $(t \times n)$ -матрицу снизу вверх, слева направо.

Согласно сказанному все классы комбинаций должны быть полными. В случае неполного класса активные участки будут совпадать с вершинами d -симметричного l -угольника, вписанного в n -граф, за p тактов они будут формировать d групп повторяющихся кодовых комбинаций и слова СК и ОШ окажутся несовместимыми. Например, участки 2, 6, 10 на рис. 9,б за 12 тактов будут формировать: 101010...010101...101010...010101...101010...010101...

Следует помнить также, что из каждого полного класса может быть выбрана одна и только одна исходная комбинация. В противном случае комбинации также будут повторяться.

Итак, нахождение слова ОШ сводится к построению $(t \times n)$ -матрицы, а для построения последней требуется выбрать необходимое число полных классов и выбрать из каждого класса одну исходную комбинацию. Число полных классов дано в табл. 2.

Таблица 2

n	l	$M_{l(n)п}$	P_{\max}	n	l	$M_{l(n)п}$	P_{\max}
5	1	1	5	9	1	1	9
	2	2	10		2	4	36
	3	2	10		3	9	81
	4	1	5		4	14	126
6	1	1	6		5	14	126
	2	2	12		6	9	81
	3	3	18		7	4	36
	4	2	12		8	1	9
	5	1	6	10	1	1	10
7	1	1	7		2	4	40
	2	3	21		3	12	120
	3	5	35		4	20	200
	4	5	35		5	25	250
	5	3	21		6	20	200
	6	1	7		7	12	120
8	1	1	8		8	4	40
	2	3	24		9	1	10
	3	7	56				
	4	8	64				
	5	7	56				
	6	3	24				
	7	1	8				

Пусть заданы p и n , удовлетворяющие (15) и (16). Алгоритм построения $(t \times n)$ -матрицы:

1) из множества полных классов выбираем любое упорядоченное подмножество t классов;

2) из каждого класса выбираем любую комбинацию, которую назовем исходной;

3) выписывая исходные комбинации поразрядно друг за другом, строим $(t \times n)$ -матрицу (последовательность комбинаций в матрице определяется последовательностью классов подмножества).

Вернемся к примеру на рис. 9,а. Имеется шесть полных классов l -сочетаний из 5: 5, 1—4, 2—3, 1—1—3, 1—2—2, 1—1—1—2. Мы выбрали упорядоченное подмножество классов 1—1—3, 2—3, 1—4, 5; выбрали исходные комбинации: 11100, 10100, 11000, 01000, построили $(t \times n)$ -матрицу (18), нашли слово ОШ (17). Чтобы убедиться в совместимости СК и ОШ, достаточно проверить, что первые двадцать комбинаций не повторяются: 11100, 10100, 11000, 01000, 01110, 01010, 01100, 00100, 00111, 00101, 00110, 00010, 10011, 10010, 00011, 00001, 11001, 01001, 10001, 10000.

Построение $(t \times n)$ -матрицы можно еще более упростить (рис. 9,б):

1) проведем t горизонтальных линий — строк и n вертикальных — столбцов;

2) полагая, что каждая строка — исходная комбинация, обозначим символ 1 точкой в соответствующей ячейке матрицы, а символ 0 — отсутствием точки.

В этом случае $(t \times n)$ -матрица получает особенно простой и наглядный вид.

Алгоритм построения ККУ-IV (рис. 9,а):

1) кольцо произвольного радиуса (шкалу) разбиваем на p равных частей;

2) вокруг кольца с равными интервалами t размещаем n считывающих элементов, первый элемент вверху на вертикальной диагонали кольца, а последующие от него по часовой стрелке, элементы обозначаем $1, 2, \dots, n$;

3) на шкалу от последнего считывающего элемента по часовой стрелке наносим кодовый рисунок в соответствии с символами слова ОШ.

Общее число элементарных активных участков шкалы равно сумме весов исходных комбинаций (сумме единичных ячеек матрицы). Для нашего примера шкала на рис. 9,а имеет восемь активных участков. Элементарные участки сгруппированы в пачки, каждая из которых изготовляется, как одно целое. В нашем примере шкала имеет $H=3$ пачки длиной $g_1=5, g_2=1, g_3=2$. Число пачек пассивных участков всегда такое же, как активных, но длина их другая.

Кодирующее устройство четвертого типа на рис. 9,а для заданных условий p и n не является единственным. Если выбрать другие классы или другие исходные комбинации, то рисунок кодовой шкалы будет другим. Подсчитаем общее число вариантов ККУ-IV для заданного значения p .

Число размещений из M_n по t , исключая все размещения, полученные друг из друга циклической перестановкой элементов, равно:

$$W_1 = \frac{M_n!}{t(M_n - t)!}, \quad (19)$$

где M_n — число полных классов.

При выбранной комбинации первого класса имеется n способов выбора исходной комбинации второго класса, такое же число способов выбора комбинации третьего, четвертого и т. д. классов. Общее число вариантов

$$W_2 = n^{t-1}. \quad (20)$$

Отсюда для заданного p число вариантов ККУ-IV

$$W = W_1 W_2 = \frac{M_n! n^{t-1}}{t(M_n - t)!}. \quad (21)$$

Пример 18. Пусть $p=20, n=5$, определить число вариантов ККУ-IV:

$$W_1=90, \quad W_2=125, \quad W=11\,250.$$

Некоторые из них показаны на рис. 10. Во всех случаях использованы те же четыре класса: 1—1—3, 1—4, 5, 2—3, но они упорядочены различным образом и выбраны различные исходные комбинации. Коды ККУ содержат одни и те же комбинации, шкалы

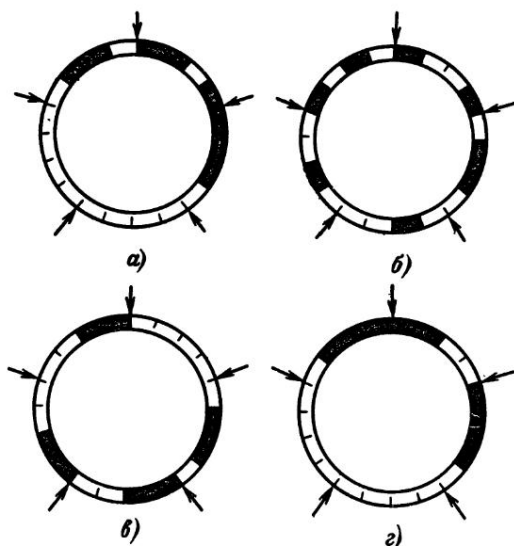


Рис. 10. Варианты ККУ-IV.

$a - H=3$; $б - H=7$; $в - H=4$, $г=2$; $г - H=2$.

имеют одно и то же число элементарных активных участков, но внешне выглядят совершенно различными: шкала на рис. 10,б имеет семь пачек, на рис. 10,г — только две; все пачки на рис. 10,а и г расположены в пределах угла 180° , а на рис. 10,б — равномерно распределены по длине окружности; шкала на рис. 10,в имеет пачки постоянной длины $g=2$ и т. д.

9. КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА ТИПА IV ДЛЯ ОДНОПЕРЕМЕННОГО КОДА

Погрешности изготовления и сборки кодовой шкалы и считывающих элементов вызывают неопределенность считывания на числовых границах, в результате которой появляются неустановившиеся кодовые комбинации или ложные коды.

Для устранения неоднозначности считывания применяются следующие способы: дискретизация отсчета, однопеременные коды, способ логического выбора [Л. 18, 47]. Нет необходимости подробно останавливаться на перечисленных методах; они подробно освещены в указанной литературе.

Рассмотрим механизм появления ложных кодов для комбинаторных шкал на примере ККУ, показанного на рис. 7. Шкала формирует десять комбинаций в такой последовательности (в комби-

наторной записи): 1, 124, 12, 23, 3, 13, 24, 4, 34, \emptyset . В силу тех причин, о которых говорилось выше, на числовой границе возможно появление ложных комбинаций. Например, при переходе от комбинации 1 к 124 возможно появление ложных комбинаций: 12, 14 и т. д. Особенно неблагоприятная ситуация возникает при переходе от комбинации 13 к 24. Переходный процесс может сопровождаться появлением любой из 14 неустановившихся комбинаций: 1, 2, 3, 4, 12, 14, 23, 34, 123, 124, 134, 234, 1234, \emptyset , которые включают в себя истинные комбинации всех других тактов. При наличии ложных кодов невозможно обеспечить нормальную работу преобразователя угла поворота в код. Способ одноперемного кода позволяет наиболее эффективно устранить неоднозначность считывания информации с кодового диска.

При построении $(t \times n)$ -матрицы для одноперемного циклического кода необходимо и достаточно так выбрать исходные комбинации классов, чтобы [Л. 2]:

1) любые смежные комбинации матрицы были одноперемными (имели кодовое расстояние равным единице),

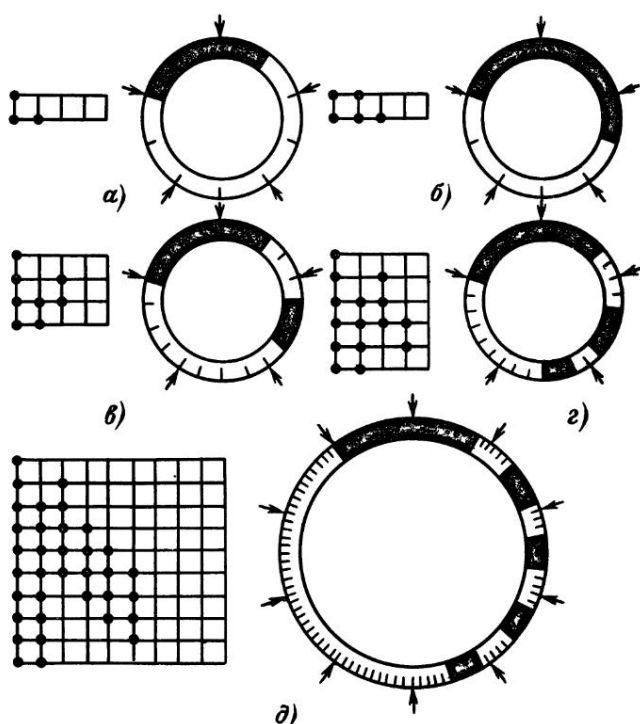


Рис. 11. Построение $(t \times n)$ -матриц и ККУ-IV для одноперемного кода:

а, б — $p=10$, $n=5$, $t=2$; в — $p=20$, $n=5$, $t=4$; г — $p=30$, $n=5$, $t=6$; д — $p=100$, $n=10$, $t=10$.

2) однопеременными были последняя комбинация матрицы и первая после однократной циклической перестановки.

На рис. 11 показаны несколько $(t \times n)$ -матриц и ККУ-IV для однопеременного циклического кода.

Первая матрица содержит две исходные комбинации: 10000, 11000; они принадлежат к различным классам: 5 и 1—4 и однопеременны, причем вторая из них однопеременна с первой после однократной циклической перестановки — 01000. Отсюда все десять комбинаций однопеременны: 10000, 11000, 01000, 01100, 00100, 00110, 00010, 00011, 00001, 10001.

Если первое исходное сочетание имеет четный вес, то второе должно иметь нечетный вес; третье — снова четный и т. д., а последнее — нечетный (так как первое после однократной циклической перестановки имеет четный вес). Следовательно, число используемых полных классов t для однопеременного кода должно быть четным. Четным будет также число уровней квантования ККУ-IV.

Число точек в любых смежных строках $(t \times n)$ -матрицы должно различаться на единицу, причем все точки, кроме одной непарной, должны располагаться на одних и тех же столбцах.

10. КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА ТИПА IV ДЛЯ КОДА НА ОДНО СОЧЕТАНИЕ И КОДА С МИНИМАЛЬНОЙ ИЗБЫТОЧНОСТЬЮ

Кодом на одно сочетание называется код с постоянным весом кодовых комбинаций ($l = \text{const}$); например, 110000, 101000, 011000... или 110000, 001010, 000101... Кодовое расстояние между смежными комбинациями кода — четное число (в первом случае — 2, во втором — 4). Первый код называется также двухпеременным, он обладает наибольшей помехоустойчивостью [Л. 1].

При построении $(t \times n)$ -матрицы для кода на одно сочетание необходимо и достаточно, чтобы все исходные комбинации имели одинаковый вес. При построении $(t \times n)$ -матрицы для двухпеременного кода необходимо так выбрать исходные комбинации, чтобы смежные комбинации (включая последнюю и первую после однократной циклической перестановки) были двухпеременными.

На рис. 12 даны несколько $(t \times n)$ -матриц для двухпеременного кода.

Например, матрица на рис. 12,а образована комбинациями 11000 и 10100, принадлежащими классам 1—4, 2—3; формируется десять комбинаций двухпеременного кода: 11000, 10100, 01100, 01010, 00110, 00101, 00011, 10010, 10001, 01001.

Рассмотрим (25×10) -матрицу на рис. 12,б, при считывании ее снизу вверх и слева направо получим однократную комбинационную шкалу ККУ-IV для кода на одно сочетание 5 из 10. Кольцевое кодирующее устройство формирует 250 различных кодовых комбинаций с кодовым расстоянием, равным двум. Первые 25 комбинаций кода являются исходными комбинациями (25×10) -матрицы, последующие 25 получаются из исходных при однократной циклической перестановке, следующие 25 — при двукратной циклической перестановке и т. д.

Из табл. 2 следует, что имеется 25 полных классов 5-членных сочетаний из 10, все они использованы при построении матрицы.

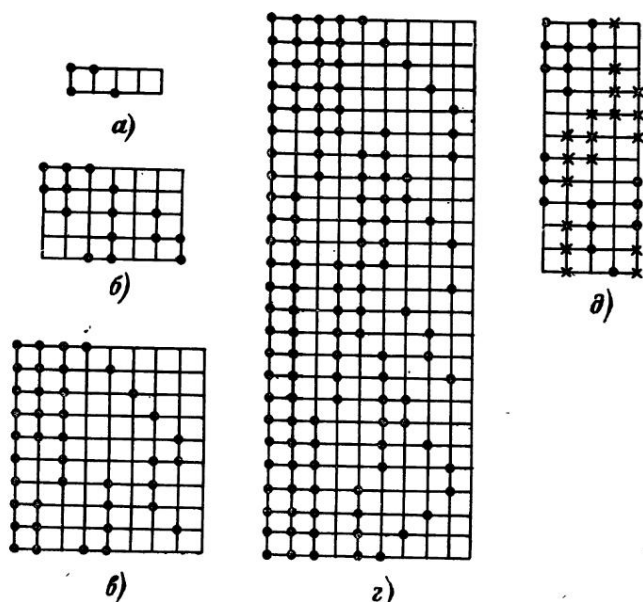


Рис. 12. Построение $(t \times n)$ -матриц для двухпеременного кода:

$a - p=10, n=5$; $б - p=35, n=7$; $в - p=90, n=9$; $г - p=250, n=10$;
 $\partial - p=60, n=5, m=3$.

Код с минимальной избыточностью. Общее число l -сочетаний из n при $n = \text{const}$, $l=0, 1, \dots, n$ равно [Л. 44]:

$$\binom{n}{0} + \binom{n}{1} + \binom{n}{2} + \dots + \binom{n}{n} = 2^n, \quad (22)$$

из них

$$\binom{n}{0} = 1, \quad \binom{n}{n} = 1.$$

Первое выражение — число 0-сочетаний из n , соответствующая комбинация состоит из одних нулей — пустая комбинация; второе выражение — число n -сочетаний из n , соответствующая комбинация состоит из одних единиц — полная комбинация. Пустую комбинацию в комбинаторной записи обозначим символом пустого множества \emptyset , полная комбинация в комбинаторной записи включает в себя полный набор символов $1, 2, \dots, n$. Пустая и полная комбинации принадлежат к неполным классам порядка 1, поскольку их циклическая перестановка не меняет исходной комбинации. Эти классы нельзя использовать при построении $(t \times n)$ -матрицы.

По этой причине ККУ-IV не могут формировать код без избыточности. Кодом с минимальной избыточностью будет такой, который при заданном n реализует все полные классы l -сочетаний из n (табл. 2). Если n — простое число (5, 7, 11, 13...), то избыточными будут только две комбинации: пустая и полная.

Пример 19. Пусть $n=5$, построить $(t \times n)$ -матрицу для кода с минимальной избыточностью. Согласно табл. 2 имеется шесть полных классов l -сочетаний из пяти, построим $(t \times n)$ -матрицу с использованием всех полных классов

10000
10100
11100
11110
11010
11000.

Соответствующее ККУ-IV показано на рис. 11,2, код однопеременный. Из 32 пятичленных кодовых комбинаций реализуется 30, включая только две: пустую 00000 и полную 11111.

Если n — составное число, то появляются другие неполные классы, которые также не могут быть использованы, избыточность кода возрастает.

Пример 20. Пусть $n=6$, построить $(t \times n)$ -матрицу для кода с минимальной избыточностью. Имеется девять полных классов l -сочетаний из шести (табл. 2): 6, 1—5, 2—4, 1—1—4, 1—2—3, 1—3—2, 1—1—1—3, 1—1—2—2, 1—1—1—1—2, построим (9×6) -матрицу

100000
101000
111000
111100
111110
111010
110010
110000
110100.

Из 64 комбинаций код содержит только 54, остальные принадлежат к неполным классам: 3—3, 2—2—2, 1—2—1—2, а также пустая и полная комбинации.

11. КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА ТИПА IV ДЛЯ КОДА С ОСНОВАНИЕМ БОЛЕЕ ДВУХ

Современная техника располагает только двухпозиционными считывающими элементами, имеющими два устойчивых состояния: 0 и 1. Поэтому преимущественное распространение получили коды с основанием, равным двум, или двухпозиционные коды. Согласно (3) с увеличением основания кода значительно возрастает его мощность. Это дает возможность реализовать заданный объем кода с меньшим числом считывающих элементов, но при этом требуются многопозиционные элементы. В [Л. 1, 8] изложен способ реализации многопозиционных кодов при помощи двухпозиционных считывающих элементов и специальной схемы совпадения, это открывает до-

полнительные возможности для снижения трудоемкости изготовления преобразователей угла поворота в код.

Определим число классов комбинаций кодов с основанием более двух. При $m=2$ каждая кодовая комбинация состоит из определенных подкомбинаций нулевых и единичных разрядов, назовем последние разряды ненулевыми.

Пусть основание кода будет более двух $\{0, 1, \dots, m-1\}$. Сохраним подкомбинацию нулевых разрядов и заполним ненулевые разряды подкомбинацией элементов из множества $\{1, 2, \dots, m-1\}$. Каждой подкомбинации будет соответствовать различная суммарная комбинация, число различных подкомбинаций равно числу перестановок из $m-1$ по l , с повторением элементов, равному $(m-1)^l$.

Отсюда каждой кодовой комбинации при $m=2$ соответствует $(m-1)^l$ комбинаций при m более двух. Общее число комбинаций равно:

$$\binom{n}{l} (m-1)^l, \quad (23)$$

где n — длина кодовой комбинации, l — число ненулевых разрядов.

Каждому классу комбинаций двухпозиционного кода будет соответствовать $(m-1)^l$ классов m -позиционного кода.

Пример 21. Дана комбинация двухпозиционного кода 111000. Определить число соответствующих комбинаций кода при $m=4$.

Искомое число комбинаций равно числу перестановок из $\{0, 1, 2, 3\}$ по три с повторением элементов, равному $3^3=27$: 111000, 112000, 113000, 121000, 122000, 123000, 131000, 132000, 133000, 211000, 212000, 213000, 221000, 222000, 223000, 231000, 232000, 233000, 311000, 312000, 313000, 321000, 322000, 323000, 331000, 332000, 333000.

Каждую из перечисленных комбинаций можно принять за исходную комбинацию класса. Поэтому классу двухпозиционного 1—1—4 соответствует 27 классов четырехпозиционного кода.

В табл. 3 дано число полных классов в зависимости от основания кода.

Таблица 3

n	l	m				
		2	3	4	5	6
4	1	1	2	3	4	5
	2	1	4	9	16	25
	3	1	8	27	64	125
5	1	1	2	3	4	5
	2	2	8	18	32	50
	3	2	16	54	128	250
	4	1	16	81	256	625
6	1	1	2	3	4	5
	2	2	8	18	32	50
	3	3	24	81	192	375
	4	2	32	162	512	1 250
	5	1	32	243	1 024	3 125

Алгоритм построения $(t \times n)$ -матрицы и ККУ-IV для многопозиционных кодов остается таким же, как для двухпозиционных.

Пример 22. Построить $(t \times n)$ -матрицу ККУ-IV для $p=100$, $m=4$. Выше показано, что при $m=2$ требуется десять считывающих элементов для $p=100$ (рис. 11,б). При $m=4$ достаточно четырех элементов, (25×4) -матрица содержит 25 исходных четырехэлементных комбинаций из алфавита $\{0, 1, 2, 3\}$, код однопеременный

1000	1002	1330	3322	2230
1200	1202	1300	3222	2130
1220	1203	3300	3220	2110
1222	1233	3330	3200	1110
1022	1333	3332	2200	1100

Пример 23. Построить $(t \times n)$ -матрицу для $p=60$, код двухпеременный. При $m=2$ минимальное число $n=10$. Если $m=3$, то задача может быть решена уже при $n=5$, как это показано на рис. 12,д. Исходные комбинации матрицы: 10120, 11100, 11020, 01022, 00222, 02202, 12200, 12001, 10101, 02101, 02102, 02012 (символ 1 соответствует точке, символ 2 — кресту).

12. СПОСОБЫ ПОСТРОЕНИЯ КОЛЬЦЕВЫХ КОДИРУЮЩИХ УСТРОЙСТВ ТИПОВ I—III

Трудоемкость построения ККУ зависит от их типа — от способа размещения считывающих элементов относительно шкалы. Наибольший порядок в размещении считывающих элементов наблюдается в ККУ-IV, они строятся наиболее просто. Выше было показано, что при формировании $(t \times n)$ -матрицы для ККУ-IV достаточно найти первые комбинации, остальные комбинации кода получаются из исходных при циклической перестановке. Синтез ККУ-I, ККУ-II и ККУ-III по сравнению с ККУ-IV является более сложным. Наименьший порядок в размещении считывающих элементов наблюдается в ККУ-I, отсюда их трудоемкость построения является максимальной. Построение матрицы требует формирования всех p кодовых комбинаций. Назовем подобную матрицу матрицей совпадений. Изложим методику ее построения. Обозначим разряды слов СК и ОШ в исходном состоянии $0, 1, \dots, p-1$. При наложении СК на ОШ нулевой разряд СК будет совпадать с нулевым разрядом ОШ, будем считать это исходное состояние нулевым — s_0 . При однократной циклической перестановке ОШ нулевой разряд СК совпадает с первым разрядом ОШ — первое состояние s_1 , при двукратной циклической перестановке — второе состояние s_2 и т. д. После i -кратной циклической перестановки (поворота шкалы на i делений) будет s_i -состояние — нулевой разряд СК будет совпадать с i разрядом ОШ, а k разряд СК — с $(i+k)$ разрядом ОШ (сложение следует вести по модулю p).

Составим для ККУ-I матрицу совпадений. Квадратная матрица на рис. 13,а имеет p строк по числу разрядов ОШ и p столбцов по числу разрядов СК, они обозначены $0, 1, \dots, p-1$. Будем вписывать в $(i \times k)$ -ячейку матрицы, находящуюся на пересечении i строки и k столбца, сумму чисел $i+k$ при сложении по модулю p , т. е. число тактовых моментов, необходимое для того, чтобы i разряд слова ОШ совпадал с k разрядом слова СК. Если обозначить теперь каким-либо способом единичные разряды СК и ОШ, то матри-

ца дает возможность выявить все тактовые моменты, в которых имеет место совпадение считывающих элементов с активными участками шкалы. На рис. 13,а соответствующие столбцы отмечены стрелкой, а строки — кружками. Поскольку нас интересует лишь n

↓¹ ↓² ↓³ ↓⁴

0 1 2 3 k p-2 p-1

0	0	1	2	3		k			p-2	p-1
1	1	2	3	4		k+1			p-1	0
2	2	3	4	5		k+2			0	1
3	3	4	5	6		k+3			1	2
i	i	i+1	i+2	i+3		i+k			i-2	i-1
p-2	p-2	p-1	0	1		k-2			p-4	p-3
p-1	p-1	0	1	2		k-1			p-3	p-2

а)

	1	2	3	4
	0	2	k	p-1
0	0	2	k	p-1
2	2	4	k+2	1
3	3	5	k+3	2
i	i	i+2	i+k	i-1
p-2	p-2	0	k-2	p-3

б)

	\downarrow^1	\downarrow^2	\downarrow^3			\downarrow^4				
	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
0	0	1	2	3	4	5	6	7	8	9
1	1	2	3	4	5	6	7	8	9	0
2	2	3	4	5	6	7	8	9	0	1
3	3	4	5	6	7	8	9	0	1	2
4	4	5	6	7	8	9	0	1	2	3
5	5	6	7	8	9	0	1	2	3	4
6	6	7	8	9	0	1	2	3	4	5
7	7	8	9	0	1	2	3	4	5	6
8	8	9	0	1	2	3	4	5	6	7
9	9	0	1	2	3	4	5	6	7	8

a)

	0	1	3	6
0	0	1	3	6
1	1	2	4	7
2	2	3	5	8
5	5	6	8	1

б)

	1	2	3	4
0	1	0	0	0
1	1	1	0	1
2	1	1	0	0
3	0	1	1	0
4	0	0	1	0
5	1	0	1	0
6	0	1	0	1
7	0	0	0	1
8	0	0	1	1
9	0	0	0	0

в)

г)

Рис. 14. Построение матрицы совпадений для $p=10$, $n=4$.

а — квадратная матрица порядка p ; б — $(h \times n)$ -матрица; в — кодовая таблица ККУ; г — матрица совпадений второго вида.

ставить кодовую таблицу ККУ (рис. 14,а). Таблица имеет два столбца, в левом записаны такты ККУ: 0, 1, ..., 9, а в правом — состояния считывающих элементов в каждый тактовый момент. Слова СК и ОШ образуют ККУ только в том случае, если все кодовые комбинации таблицы на рис. 14,а будут разными. В случае одинаковых комбинаций необходимо так изменить слово СК или слово ОШ, чтобы комбинации таблицы не повторялись.

Укажем еще один способ построения матрицы совпадения. Чтобы выявить все тактовые моменты совпадения, можно провести диагональ матрицы и определить точки ее пересечения со столбцами, отмеченными стрелками. Диагональ берет начало на той строке матрицы, где расположен элементарный активный участок в исходный тактовый момент. Последний способ построения является наименее трудоемким, кроме того, здесь не требуется отдельного составления кодовой таблицы, все комбинации кода можно определить непосредственно по матрице. Этот способ построения принят нами за основной.

Пусть дано СК, найти совместимое с ним ОШ. Алгоритм построения матрицы совпадений (рис. 14,з):

1) проводим p горизонтальных линий — строк и p вертикальных — столбцов;

2) стрелками обозначим единичные разряды СК, первую из них совмещаем с нулевым столбцом, а остальные слева направо — с интервалами номера СК, стрелки обозначим 1, 2, ..., n ;

3) определяем единичные разряды ОШ;

4) проводим n диагоналей по числу единичных разрядов;

5) отмечаем точкой пересечение диагоналей с единичными столбцами;

6) проверяем совместимость СК и ОШ;

7) если СК и ОШ несовместимы, изменяем число или расположение единичных разрядов ОШ, далее снова проводим диагонали и снова проверяем совместимость;

8) если СК и ОШ совместимы, то слово ОШ — нулевой столбец матрицы.

При считывании кодовых комбинаций с матрицы последовательно обходим единичные столбцы каждой из строк (наличие точки — символ 1, отсутствие точки — символ 0). Матрица на рис. 14,з построена для кода: 1000, 1101, 1100... По матрице совпадений строим ККУ-I, показанное на рис. 7. Алгоритм построения ККУ-I:

1) кольцо произвольного радиуса разбиваем на 10 частей;

2) размещаем считывающие элементы, первый из которых совмещаем с нулевым делением шкалы, а последующие — по часовой стрелке с интервалами номера слова СК 1—2—3—4, обозначаем их 1, 2, 3, 4;

3) наносим активные участки шкалы в соответствии с рисунком нулевого столбца (точка — активный участок, отсутствие точки — пассивный участок, рисунок нулевого столбца матрицы сверху вниз соответствует кодовой маске шкалы в направлении против часовой стрелки).

Пример 24. Построить ККУ-I для $p=20$, $n=5$, номера СК 1—2—2—3—12.

На рис. 15,а показана матрица совпадений первого вида, а на рис. 15,б — второго вида. Поскольку последние столбцы матрицы на рис. 15,б не несут полезной информации, они при построении могут

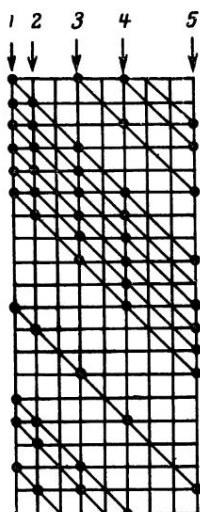
быть опущены. Слово ОШ получим при считывании нулевого столбца матрицы сверху вниз:

— 11111100001000110100 —.

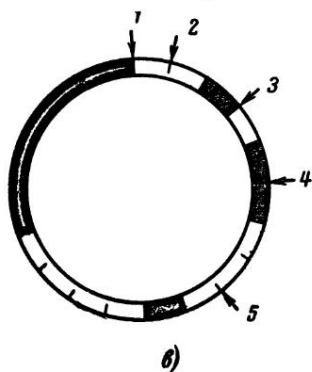
Роль кодовой таблицы выполняет сама матрица, пробегаая последовательно ее строки, можно определить кодовые комбинации для каждого состояния ККУ: 10110, 11000, 11011, 11101...

	1	2	3	4	5
0	0	1	3	5	8
1	1	2	4	6	9
2	2	3	5	7	10
3	3	4	6	8	11
4	4	5	7	9	12
5	5	6	8	10	13
10	10	11	13	15	18
14	14	15	17	19	2
15	15	16	18	0	3
17	17	18	0	2	5

а)



б)



в)

Рис. 15. Построение матриц совпадения при условиях: $p=20$, $n=5$, номер СК 1—2—2—3—12.

а — матрица первого вида; б — матрица второго вида; в — ККУ-1.

Определим суммарное число совпадений за p тактовых моментов (суммарное число единиц в p кодовых комбинациях или суммар-

ное число точек совпадения матрицы)

$$\sum_{i=1}^p l_i = nh, \quad (24)$$

где n — число считывающих элементов; h — число элементарных активных участков шкалы.

Для кода на одно сочетание

$$h = \frac{lp}{n}. \quad (25)$$

Число вариантов кодовых масок из h элементарных активных участков равно числу полных классов h -сочетаний из p . Каждый уровень квантования шкалы можно рассматривать как вершину p -графа. Тогда кодовая маска будет h -угольником, вписанным в p -граф. Множество конгруэнтных h -угольников отображают одну и ту же маску, число масок равно числу неконгруэнтных h -угольников, которые можно вписать в p -граф. Если числа h и p имеют общие делители, то среди h -угольников имеются d -симметричные, они должны быть исключены, так как такая маска с любым кольцом элементов будет формировать d групп повторяющихся кодовых комбинаций.

Алгоритмы построения матрицы совпадений и ККУ-I будут справедливы для многопозиционных кодов.

Пример 25. Построить ККУ-I для $m=3$, $p=20$.

Определим минимальное число считывающих элементов, равное $n=3$. Матрица совпадений показана на рис. 16, а (символ 1 обозначен

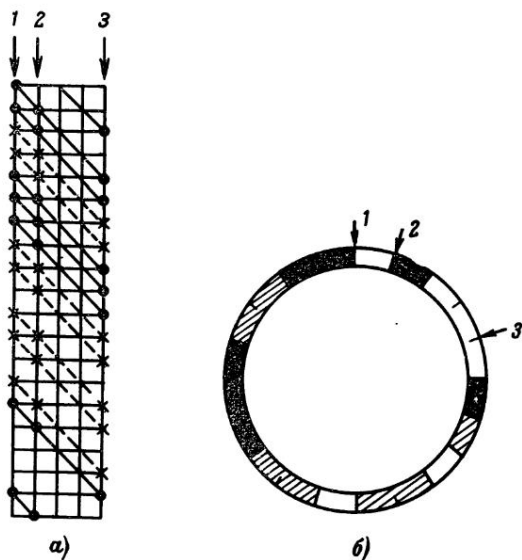


Рис. 16. Построение матрицы совпадений при условиях: $p=20$, $n=3$, $m=3$.

а — матрица совпадений; б — ККУ-I.

точкой, символ 2 — крестом). Матрица формирует 20 различных комбинаций: 100, 110, 211, 220, 121... ККУ-I построено на рис. 16.б. Шкала имеет участки трех качеств (качество 0 — белый участок, качество 1 — зачерненный, качество 2 — заштрихованный). считывание нулевого столбца матрицы сверху вниз соответствует участкам шкалы от первого считывающего элемента в направлении против часовой стрелки.

Номер СК в ККУ-II является периодической последовательностью чисел с величиной периода

$$t_{12}=t_{23}=\dots=t_{(n-1)n}=t$$

и величиной предпериода

$$t_{n1}=p-(n-1)t.$$

ККУ-II позволяют реализовать коды без избыточности, однопеременные коды; трудоемкость построения ККУ-II значительно ниже, чем ККУ-I.

Пример 26. Построить ККУ-II для $p=2^n=32$, $n=5$, номера слова СК 1—1—1—1—28.

Подобный код называется полным кодом (без избыточности), поскольку должно быть реализовано полное множество пятичленных кодовых комбинаций. Матрица совпадений показана на рис. 17,а, а ККУ-II — на рис. 17,б. Для полного множества комбинаций суммарное число единиц равно числу нулей, отсюда

$$\sum_i^p l_i = \frac{pn}{2}, \quad (26)$$

из формулы (24) следует

$$h = \frac{p}{2}. \quad (27)$$

Рассмотрим теперь особенности построения ККУ-III. Выше было отмечено, что номер слова СК-III является чисто периодической последовательностью чисел с длиной периода более единицы. Такие

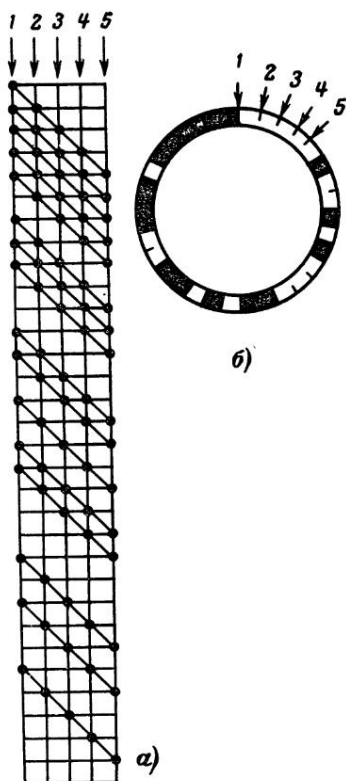


Рис. 17. Построение матрицы совпадений при условиях: $p=32$, $n=5$, $t=1$.

а — матрица совпадения; б — ККУ-II.

ККУ могут существовать лишь при условии, что числа p и n имеют общий делитель d^* , отличный от единицы и n . В случае $d^*=n$ мы имеем ККУ-IV, так как каждый период номера состоит из одного элемента, в случае $d^*=1$ номер имеет один период и ККУ относится к типу I или II. Как следствие из сказанного следует, что числа p и n могут быть простыми.

Пример 27. Построить ККУ-III для $p=20$, $n=6$, номер СК 1—1—8—1—1—8.

Матрица совпадений для заданных условий показана на рис. 18,а, ККУ-III — на рис. 18,в.

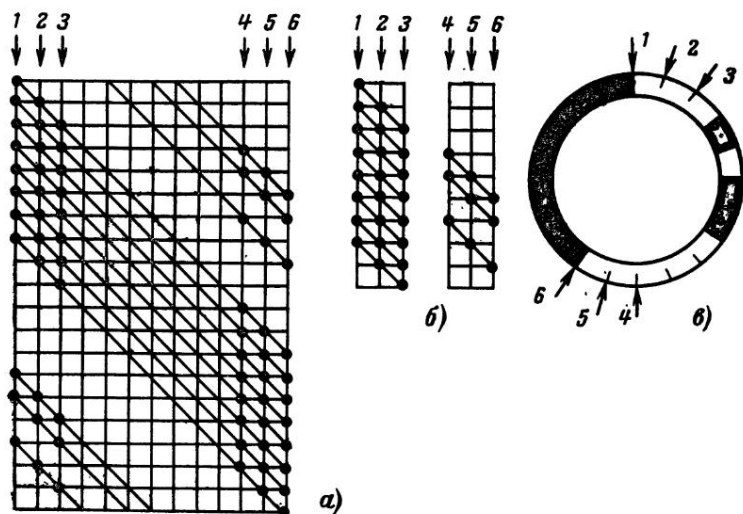


Рис. 18. Построение матрицы совпадений при условиях: $p=20$, $n=6$, номер СК 1—1—8—1—1—8.

а, б — матрицы совпадений; в — ККУ-III.

Номер СК имеет d^* периодов одинаковых частей, где d^* — общий делитель чисел p и n . Всегда имеется определенное упорядоченное расположение считывающих элементов относительно шкалы, это позволяет упростить построение матрицы совпадений. Достаточно сформировать только первые p/d^* исходные комбинации, остальные будут получены при умножении исходных комбинаций на подстановку S^{p/d^*} [Л. 48].

Для примера 27 $d^*=2$, степень подстановки $S = \begin{pmatrix} 12 \dots 6 \\ 23 \dots 1 \end{pmatrix}$ равна [Л. 49]

$$S^3 = \begin{pmatrix} 12 \dots 6 \\ 45 \dots 3 \end{pmatrix} = (14) (25) (36). \quad (28)$$

При построении матрицы совпадения достаточно сформировать первые 10 комбинаций, последующие 10 будут получены из исходных при умножении их на трехциклическую подстановку (28): $1 \cdot S^3=4$; $12 \cdot S^3=45$; $123 \cdot S^3=456$; $1234 \cdot S^3=4561$ и т. д. Если опустить при этом все промежуточные столбцы, то матрица совпадений будет такой, как показано на рис. 18,б, число ячеек матрицы сократится с 260 до 60.

При формировании исходных комбинаций следует исключить пустую комбинацию \emptyset , а также комбинации из символов одного или нескольких циклов: 14, 25, 36, 1245, 2356, 1346, 123456, так как их умножение на подстановку приводит к тождественным комбинациям. По той же причине, если из цикла 14 использовано сочетание 1, то сочетание 4 использовано быть не может и т. д.

13. КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА ТИПА II ДЛЯ ОДНОПЕРЕМЕННОГО КОДА

В основе построения ККУ-II для одноперемennого кода лежит понятие о частном кодовом кольце [Л. 26].

Обозначим алфавит кода

$$\{b_1, b_2, \dots, b_m\}, \quad (29)$$

подстановку

$$S_m = \begin{pmatrix} b_1, b_2, \dots, b_m \\ b_2, b_3, \dots, b_1 \end{pmatrix}, \quad (30)$$

кодovую комбинацию длиной n из алфавита (29)

$$B_i = \{b_{i_1}, b_{i_2}, \dots, b_{i_n}\}, \quad (31)$$

группу Радченко А. Н. [Л. 26]

$$B_1, B_2, \dots, B_m, \quad (32)$$

где B_1 выбирается произвольно согласно (31), а $B_2=B_1S_m$, $B_3=B_2S_m \dots$. Операция умножения на подстановку определена в § 1.

Частным кодовым кольцом называется

$$B_1B_2 \dots B_m \quad (33)$$

— слово длиной $p=mn$ из алфавита (29).

Установлено, что не все частные кольца содержат mn неповторяющихся кодовых комбинаций (полные кольца), часть колец имеет d периодов одинаковых символов и содержит mn/d неповторяющиеся кодовые комбинации (неполные кольца). Возникают вопросы:

- 1) каковы условия появления неполных кодовых колец,
- 2) как определить число комбинаций в неполных кольцах,
- 3) как определить число полных и неполных колец.

В [Л. 26] указанные вопросы не нашли своего отражения, ответы на них будут даны ниже.

Докажем утверждение: если существуют делители d числа n , взаимно простые с числом m , то среди частных кодовых колец имеются неполные.

Из $d|p$ следует, что $d|m$ или $d|n$. Если $d|m$, то каждый период включает в себя целиком одну или несколько B_i , что противоречит (33). Отсюда d и m взаимно простые и $d|n$.

Пример 28. Пусть $m=2$, $n=4$. Определить число неполных частных кодовых колец.

Для заданных условий отсутствуют делители n , взаимно простые с m , а поэтому все кольца полные.

Пример 29. Пусть $m=3$, $n=4$. Определить число неполных частных кодовых колец.

Для условий примера имеется два делителя числа 4, взаимно простых с числом 3: $d_1=2$, $d_2=4$. Каждому из них соответствуют неполные кольца.

Делителю $d_1=2$ соответствует кодовое кольцо

$$-110022110022-,$$

имеющее два одинаковых периода, а $d_2=4$ — кольцо

$$-012012012012-,$$

имеющее четыре одинаковых периода.

Неполные кодовые кольца содержат mn/d неповторяющихся комбинаций. Так, первое из колец содержит шесть комбинаций: 1100, 1002, 0022, 0221, 2211, 2110, а второе — три: 0120, 1201, 2012.

Методика определения числа полных и неполных частных кодовых колец такая же, как методика определения числа полных и неполных классов n -сочетаний из p .

Пусть d — делитель числа n , взаимно простой с m . Число комбинаций во всех d -периодных частных кодовых кольцах

$$m^{n/d}. \quad (34)$$

В случае, если отсутствуют другие делители, кратные d , то число d -периодных колец

$$K_d = \frac{d}{mn} m^{n/d}. \quad (35)$$

В частности, если кроме единицы нет других делителей, т. е. отсутствуют неполные кодовые кольца, то число полных колец получим из формулы (35), подставив $d=1$:

$$K_{\pi} = \frac{1}{mn} m^n.$$

В случае, если имеются несколько делителей, то получим рекуррентное соотношение, подобное (11):

$$K_{d_i} = \frac{d_i}{mn} \left[m^{n/d_i} - mn \sum \frac{K_{d_j}}{d_j} \right], \quad (36)$$

где K_{d_i} — число d_i -периодных частных кодовых колец; d_i — делитель n , взаимно простой с m ; d_j — делитель, взаимно простой с m и кратный d_i ; d_j — число d_j -периодных частных кодовых колец.

Если неполные кольца отсутствуют, то формула (36) при $d=1$ превращается в m^n/mn . Если имеется один делитель, то число неполных колец равно (35), а полных колец

$$K_{\Pi} = \frac{1}{mn} [m^n - m^{n/d}]. \quad (37)$$

Подсчитаем число полных и неполных частных кодовых колец для примеров 28 и 29.

1) $m=2, n=4$

$$K_{\Pi} = \frac{1}{mn} m^n = 2;$$

$$\begin{array}{l} \text{—}00001111\text{—} \\ \text{—}01001011\text{—}; \end{array}$$

2) $m=3, n=4, d_1=2, 4$

$$K_4 = \frac{4}{12} (3) = 1;$$

$$K_2 = \frac{2}{12} \left(3^2 - 12 \frac{1}{4} \right) = 1;$$

$$K_{\Pi} = \frac{1}{12} \left(3^4 - 12 \frac{1}{2} - 12 \frac{1}{4} \right) = 6;$$

$$\begin{array}{l} \text{—}000011112222\text{—} \\ \text{—}010012112022\text{—} \\ \text{—}020010112122\text{—} \\ \text{—}020210102121\text{—} \\ \text{—}012212002011\text{—} \\ \text{—}021110222100\text{—}. \end{array}$$

Построение ККУ-II для однопеременного кода основывается на следующих положениях:

1. Допускается использование только полных частных кодовых колец, в случае применения неполных колец возникают повторяющиеся кодовые комбинации. Отсюда

$$p = K_{\Pi} mn, \quad (38)$$

где K_{Π} — число частных кодовых колец, используемых для синтеза.

2. Любые смежные комбинации частного кодового кольца имеют одинаковую $(n-1)$ -членную часть. Если в комбинации исчезает первый символ, то появляется новый символ в конце, равный первому, умноженному на подстановку S_m , если исчезает последний

символ, то появляется символ в начале комбинации, равный исчезнувшему, умноженному на обратную подстановку S_m^{-1} . В силу этого кодовое расстояние между смежными комбинациями любого частного кольца $d^* = \text{const}$.

Если $d^* = 1$, то получим однопеременное частное кодовое кольцо, если $d^* > 1$, то кольцо не является однопеременным, максимальная величина $d^* = n$.

3. Если взять из разных кодовых колец по одной произвольной комбинации, однопеременных между собой, то последующие комбинации будут также однопеременными, например ($m=3$, $n=5$):

01120 → 11201 → 12012 → 20122 → ...
02120 → 21201 → 12010 → 20102 → ...

Пусть дано p , m , n (p кратно mn). Алгоритм построения ККУ-II:

1) из (38) определяем необходимое число K_n ;

2) из множества частных кодовых колец выбираем одно, выбираем затем одну n -членную комбинацию в этом кольце и фиксируем комбинацию, смежную с ней;

3) выбираем $(K_n - 1)$ n -членных комбинаций, принадлежащих к разным кодовым кольцам, и располагаем их в таком порядке, чтобы вторая комбинация была однопеременной с первой, третья — со второй и т. д., а K_n -я — однопеременной с $K_n - 1$ и со смежной первой;

4) если поместить все K_n комбинации друг под другом и дополнить их, выписав все mn символов каждого из частных КК, то получим матрицу, имеющую K_n строк и mn столбцов;

5) по матрице строится ККУ-II для однопеременного кода:

а) окружность произвольного радиуса делится на p частей;

б) в направлении по часовой стрелке располагается n считывающих элементов с интервалами $t = K_n$, элементы обозначаются 1, 2, ..., n ;

в) на шкалу наносится кодовая маска в соответствии с символами матрицы, обход столбцов матрицы сверху вниз и слева направо соответствуют расположению символов шкалы по часовой стрелке.

Пример 30. Пусть $m=3$, $n=5$.

Число уровней квантования ККУ-II в зависимости от числа используемых частных кодовых колец может быть равно $p=15, 30, 45 \dots$. Если требуется ККУ-II для $p=15$, то $K_n=1$ — следует выбрать частное кодовое кольцо с $d^*=1$, например (рис. 19,а)

—000001111122222—.

Если $p=30$, то $K_n=2$, причем в качестве исходного следует выбрать частное кодовое кольцо с $d^*=2$, например

—000021111022221—.

Теперь возьмем комбинацию, не принадлежащую выбранному кольцу и однопеременную смежным комбинациям 00002 и 00021. Такой комбинацией будет 00022, выпишем кодовые кольца друг под другом и получим (2×15) -матрицу:

000021111022221
000221110022211.

При считывании элементов матрицы сверху вниз и слева направо получим однопеременное кодовое кольцо для $p=30$ (рис. 19,б):

Считывающие элементы располагаются с интервалами через два уровня квантования.

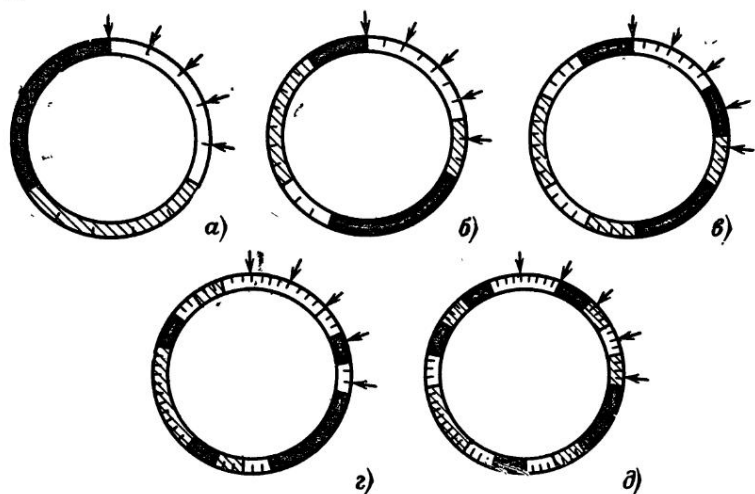


Рис. 19. Кольцевые кодирующие устройства типа II для одноперменного кода ($m=3$, $n=5$).

а — $p=15$; б — $p=30$; в — $p=45$; г — $p=60$; д — $p=75$.

На рис. 19,в одноперменное ККУ для $p=45$, $K_n=3$ построено по (3×15) -матрице

```
000121112022201
001121122022001
001221120022011.
```

На рис. 19,г показано ККУ для $p=60$, $K_n=4$, построенное по (4×15) -матрице:

```
002101102122102
002111102222100
002011101222120
001011121222020.
```

На рис. 19,д для этих же условий показано кодовое кольцо для $p=75$, $K_n=5$.

Пусть теперь $m=4$, $n=5$, $p=100$, $K_n=5$; (5×20) -матрица

```
02031131022021331320
22031331020021311320
22021331320020311310
22321330320010311210
20321310320210313210.
```

Кодовая маска однопеременного кодового кольца m -симметрична, каждый из ее участков повторяется раз через $2\pi/m$ оборота, меняя качество согласно позиций подстановки S_m .

При $m=2$ кодовое расстояние между смежными комбинациями частных кодовых колец всегда нечетно, следовательно, нечетно K_n . При $d^k = K_n = 1$ имеем код Либова и Крейга [Л. 32].

На рис. 20 построено несколько шкал для $m=2$.

а) $p=30, n=5, K_n=3, (3 \times 10)$ -матрица

```
0010111010
0000111110
0100110110;
```

б) $p=60, n=6, K_n=5, (5 \times 12)$ -матрица

```
001010110101
001000110111
000000111111
000100111011
010100101011;
```

в) $p=100, n=10, K_n=5, (5 \times 20)$ -матрица

```
00000010101111110101
00000010111111110100
00000010011111110110
00000011011111110010
0000000101111111010.
```

В заключение приведем табл. 4, в которой указаны значения p_{\max} и $K_{n,\max}$ для $m \leq 5, n \leq 10$. Отметим, что в случае, когда все простые делители числа n являются общими с делителями m , возможно построение ККУ-II, реализующих полный код $p=m^n$, в табл. 4 эти значения p отмечены.

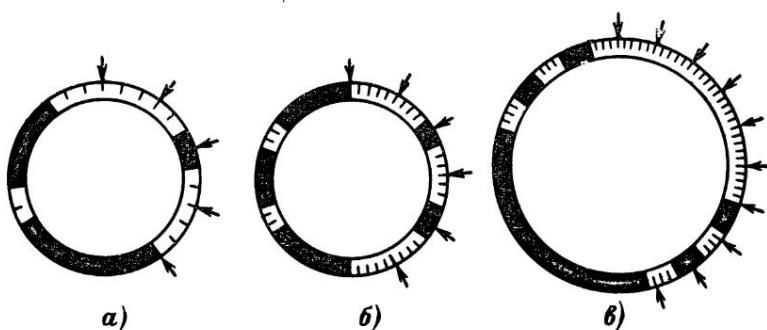


Рис. 20. Кольцевые кодирующие устройства типа II для однопеременного кода, $m=2$.

а — $p=30, n=5$; б — $p=60, n=6$; в — $p=100, n=10$.

Таблица 4

n	m = 2		m = 3		m = 4		m = 5	
	$P_{\text{макс}}$	$K_{\text{и.макс}}$	$P_{\text{макс}}$	$K_{\text{и.макс}}$	$P_{\text{макс}}$	$K_{\text{и.макс}}$	$P_{\text{макс}}$	$K_{\text{и.макс}}$
2	4	1	6	1	16	2	20	2
3	6	1	27	3	60	5	120	8
4	8	1	72	6	256	16	600	30
5	30	3	240	16	1 020	51	3 125	125
6	60	5	702	39	4 080	170	15 480	516
7	126	9	2 184	84	16 280	585	78 120	2 232
8	240	15	6 480	270	65 536	2 048		
9	486	27	19 683	729				
10	1 020	51	58 800	1 960				

14. КОНСТРУКТИВНЫЕ ВАРИАНТЫ КОМБИНАТОРНЫХ ШКАЛ

В настоящем параграфе будет показано, что любое ККУ может быть выполнено в двух конструктивных вариантах:

- 1) с точечными размерами считывающих элементов;
- 2) с точечными размерами элементарных активных участков.

Время взаимодействия каждого элементарного участка со считывающим элементом не должно превышать длительности такта, поэтому (рис. 21, а)

$$a_3 + a_y = q, \quad (39)$$

где q — шаг квантования (2); a_3 — окружные размеры считывающих элементов; a_y — окружные размеры элементарных активных участков.

Все рассмотренные выше шкалы имели точечные размеры считывающих элементов, т. е. были построены при условии $a_3 = 0$, $a_y = q$ (рис. 21, б), но любая комбинаторная шкала может быть выполнена также в конструктивном варианте с $a_3 = q$ и $a_y = 0$, т. е. при точечных размерах элементарных активных участков и с размерами считывающих элементов, равными шагу квантования (рис. 21, в). Подобная конструкция в ряде случаев будет более эффективной.

Обе конструкции строятся по одной и той же матрице совпаде-

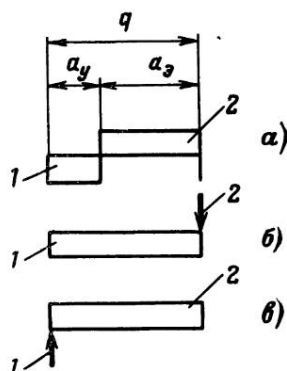


Рис. 21. Взаимодействие считывающего элемента с элементарным участком шкалы.

а — $a_y = a_3 \neq 0 \neq q$; б — $a_3 = 0$, $a_y = q$; в — $a_3 = q$, $a_y = 0$; 1 — элементарный активный участок; 2 — считывающий элемент.

ний. Пусть имеем матрицу для $p=10$, $n=4$, показанную на рис. 22,а. Обычный вариант шкалы дан на рис. 22,б: четыре точечных считывающих элемента 1—4 образуют слово СК 4—1—3—2, а пять элементарных активных участков — слово ОШ 1—1—4—3—1 (отсчет интервалов осуществляется по нулевому столбцу матрицы при считывании сверху вниз или по шкале против часовой стрелки, начиная от первого считывающего элемента). Величина каждого элементарного активного участка равна одному шагу квантования, участки образуют две пачки: $g_1=4$, $g_2=1$.

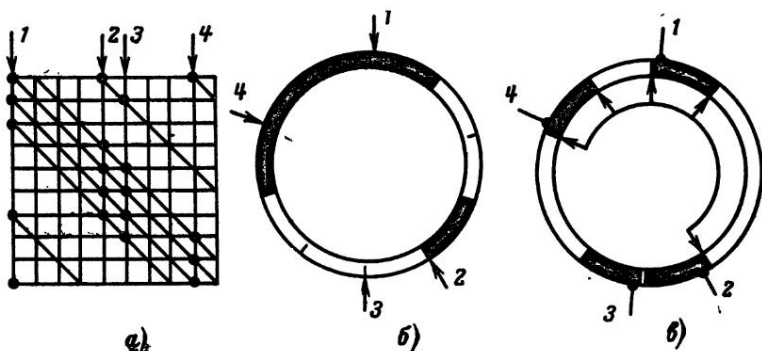


Рис. 22. Построение матрицы совпадений.
а — матрица совпадений; б — ККУ-1 с $a_y=0$; в — ККУ-1 с $a_y=0$.

Та же матрица на рис. 22,в реализована ККУ-1 с $a_y=0$. Снаружи расположены четыре считывающих элементов с номером 4—1—3—2 и окружными размерами, равными шагу квантования, а внутри шкала с пятью точечными элементарными активными участками.

Применение шкал с $a_y=0$ целесообразно только в том случае, когда это приводит к сокращению числа скользящих контактов ККУ. Принято отождествлять (при контактном считывании) число считывающих элементов с числом щеток (скользящих контактов). Фактически число щеток будет равно n только для конструкции с $a_y=0$.

Если применяется конструкция с $a_y=0$, то число щеток будет равно числу элементарных активных участков h и в общем случае не равно n .

Обычно $h > n$, например, для полного кода

$$\frac{h}{n} = \frac{2^n}{n},$$

для кода на одно сочетание

$$\frac{h}{n} = \frac{tl}{n},$$

в случае произвольного кода

$$\frac{h}{n} = \frac{tl_{cp}}{n},$$

где l_{cp} — средняя длина сочетаний кода.

Казалось бы, что конструкция ККУ с $a_y=0$ должна иметь крайне ограниченную область применения, однако это не так.

На рис. 23,а точечный считывающий элемент взаимодействует с пачкой $g=3$, на рис. 23,б элемент $a_3=q$ взаимодействует с пачкой точечных элементарных активных участков той же длины. В обоих случаях замыкание длится три такта. Тот же эффект будет получен, если, увеличив в g раз окружные размеры считывающего элемента, в g раз уменьшить длину пачки (рис. 23,в). Отмеченная закономерность позволяет в g раз сократить число точечных активных участков, но для этого:

- 1) все пачки слова ОШ должны иметь постоянную длину $g = \text{const}$;
- 2) все интервалы слова СК должны быть $t \geq g$, ибо в противном случае считывающие элементы не могут быть размещены по окружности ККУ.

Для кодовых масок шкал $g = \text{const}$ справедливы следующие соотношения:

$$h = Hg,$$

$$\sum l_i = nHg.$$

При заданных p и H число кодовых масок с пачками постоянной длины $g = \text{const}$ равно:

$$\frac{1}{H} \binom{p - (h - H) - 1}{H - 1}.$$

Как и в предыдущих случаях, наиболее просто могут быть построены ККУ-IV при помощи $(t \times n)$ -матрицы. При построении последней следует руководствоваться следующим:

- 1) каждой пачке элементарных активных участков шкалы соответствует пачка точек на одном из столбцов $(t \times n)$ -матрицы;
- 2) общее число точек $(t \times n)$ -матрицы равно $h = gH$;
- 3) x точек в начале одного столбца и $g-x$ точек в конце следующего образуют одну пачку длиной g ;
- 4) x точек в начале последнего столбца и $g-x$ точек в конце первого образуют одну пачку длиной g .

На рис. 24,а показаны ККУ-IV с $a_3=0$, на рис. 24,б — ККУ-IV с $a_y=0$ и на рис. 24,в — $(t \times n)$ -матрица для $p=100$, $n=10$; код одно-

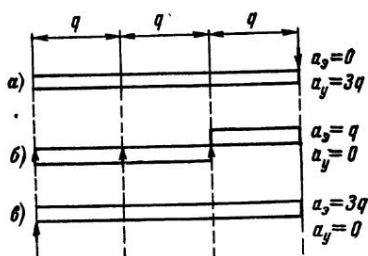


Рис. 23. Взаимодействие считывающего элемента с пачкой элементарных активных участков.

а — $a_3=0$, $a_y=3q$; б — $a_3=q$, $a_y=0$;
в — $a_3=3q$, $a_y=0$.

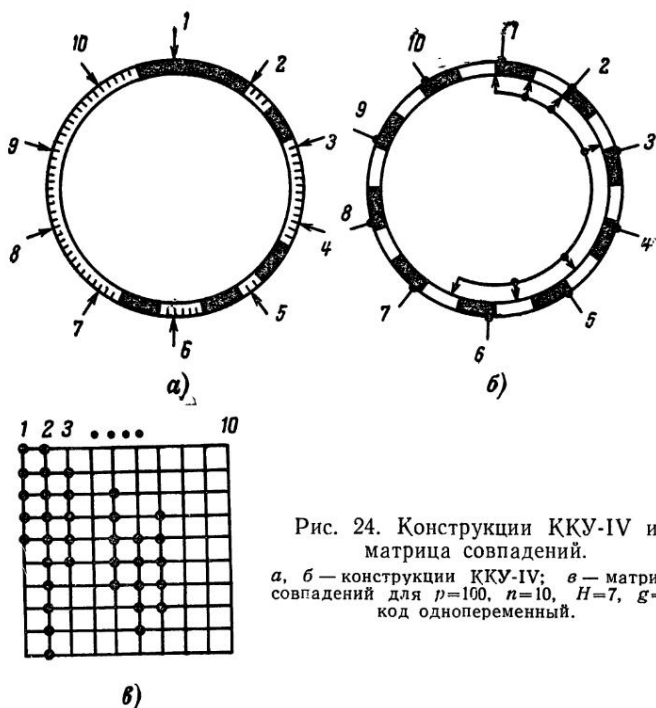


Рис. 24. Конструкции ККУ-IV и матрица совпадений.
а, б — конструкции ККУ-IV; в — матрица совпадений для $p=100$, $n=10$, $H=7$, $g=5$, код однопеременный.

переменный. Общее число элементарных активных участков равно 35; но они сгруппированы в семь пачек постоянной длины $g=5$. Конструкция ККУ-IV с $a_y=0$ имеет всего семь щеток, окружные размеры считывающих элементов

увеличены в пять раз. Число щеток сократилось с 10 до 7.

Применение шкал с $g=\text{const}$ целесообразно и в том случае, если используется и обычный вариант $a_y=0$. Постоянная длина пачек активных участков уменьшает трудоемкость изготовления шкалы, ее габариты и массу. На рис. 25 показано ККУ-IV для $p=360$, $n=10$, код однопеременный. Все активные участки сгруппированы в $H=30$ пачек длиной $g=6$. Фактическое число пачек меньше и равно 18, так как некоторые пачки $g=6$ расположены рядом, а потому образуют более крупные пачки (длина пачек шкалы кратна шести).

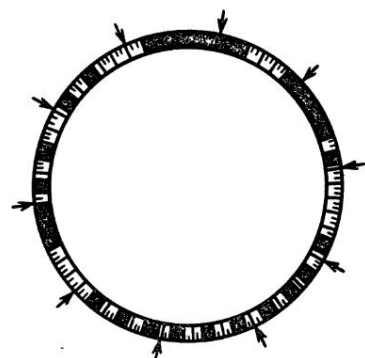


Рис. 25. Кольцевое кодирующее устройство типа IV для $p=360$, $n=10$, $H=30$, $g=6$, код однопеременный.

15. ДВУХДОРОЖЕЧНЫЕ КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА

Кольцевые кодирующие устройства с одной кодовой дорожкой являются наиболее простыми и компактными, однако в отдельных случаях число кодовых дорожек может быть увеличено. К последнему следует прибегать в тех случаях, когда поставленная задача не может быть решена с помощью одной дорожки ККУ. В настоящем параграфе будут рассмотрены некоторые наиболее типичные области применения кольцевых кодирующих устройств с двумя кодовыми дорожками. Большинство примеров относится к ККУ-IV, хотя это не исключает возможности применения полученных выводов также к ККУ других типов.

В основе метода построения двухдорожечных ККУ лежит соотношение [Л. 44]

$$\binom{n}{l} = \binom{n_2}{0} \binom{n-n_2}{l} + \binom{n_2}{1} \binom{n-n_2}{l-1} + \dots + \binom{n_2}{n_2} \binom{n-n_2}{l-n_2}.$$

Оно дает возможность ККУ-IV с n считывающими элементами заменить совокупностью двух ККУ:

1) ККУ-IV с n_1 считывающими элементами — назовем его основным;

2) ККУ любого типа с n_2 считывающими элементами — назовем его дополнительным, причем $n = n_1 + n_2$.

Первое ККУ формирует l_1 -сочетание из n_1 , а второе l_2 -сочетание — из n_2 , суммарная кодовая комбинация

$$l = l_1 + l_2.$$

При заданном значении p рассмотрим алгоритм построения двухдорожечного кодирующего устройства:

1) выбираем значение n из условия (16);

$$p \leq 2^n;$$

2) выбираем значение n_1 — один из делителей числа p , поскольку из (15) следует

$$p = n_1 t;$$

3) из $t = p/n_1$ выбираем t классов l_1 -сочетаний из n_1 , причем следует иметь в виду, что можно выбрать $\binom{n_2}{l_2}$ одинаковых классов;

4) строим $(t \times n_1)$ -матрицу для основного ККУ-IV;

5) строим матрицу совпадений для первых t уровней квантования дополнительного ККУ, при этом l_2 -сочетания из n_2 используем для того, чтобы можно было отличать друг от друга повторяющиеся классы l_1 -сочетаний из n_1 ;

6) строим двухдорожечное кольцевое кодирующее устройство.

Рассмотрим некоторые примеры.

1. Выше отмечалось, что при построении ККУ-IV' допускается использование только полных классов l -сочетаний из n . Так, трехчленные сочетания из 6 образуют неполный класс 2—2—2, который не может быть использован. Из 20 комбинаций кода «3 из 6» можно реализовать только 18. Чтобы сформировать все 20 комбинаций,

Воспользуемся соотношением

$$\binom{6}{3} = \binom{5}{3} + \binom{5}{2}.$$

Основное ККУ-IV имеет пять считывающих элементов 1—5 и реализует два класса кода «2 из 5»: 1—4, 2—3 и два класса кода «3 из 5»: 1—1—3, 1—2—2 (рис. 26,а). Дополнительное ККУ имеет один считывающий элемент 6, который замыкается всякий раз, когда основное ККУ воспроизводит комбинации кода «2 из 5», превращая

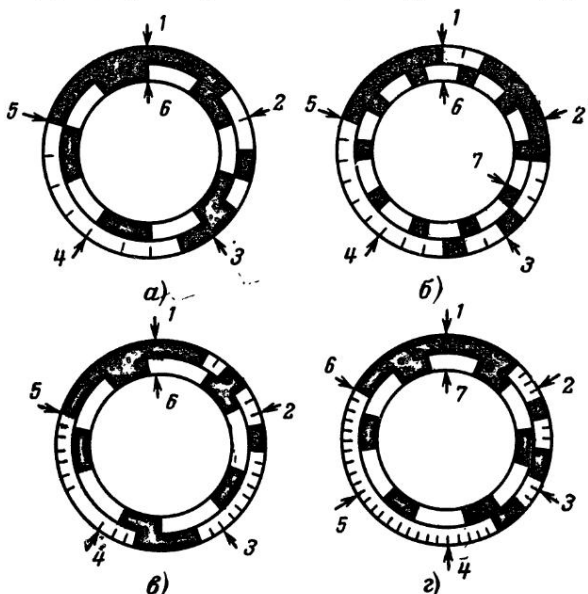


Рис. 26. Двухдорожечные ККУ.

а — $p=20$, $n=6$, код на одно сочетание «3 из 6»; б — $p=30$, $n=7$, код «3 из 7»; в — $p=50$, $n=6$, код одноперенный; г — $p=60$, $n=7$, код одноперенный.

последние в комбинации кода «3 из 6». Исходными комбинациями основного ККУ будут: 101000, 110000, 1110000, 110100, а дополнительного: 000001, 000001, 000000, 000000. При одновременном считывании получим: 101001, 110001, 111000, 110100. Далее комбинации основного ККУ будут получаться из исходных циклической перестановкой, а комбинации дополнительного ККУ повторяются без изменения. В итоге получим: 010101, 011001, 011100, 011010...

2. Пусть требуется построить ККУ-IV для $p=30$ когда «3 из 7». Число 30 не кратно числу 7, а поэтому ододорожечное ККУ для заданных условий построить нельзя. Используя соотношение

$$\binom{7}{3} = \binom{5}{3} + 2\binom{5}{2} + \binom{5}{1},$$

решаем задачу следующим образом (рис. 26,б). Основное ККУ-IV пусть формирует шесть классов l_1 -сочетаний из пяти с исходными

комбинациями (в комбинаторной записи): 123, 12, 12, 124, 13, 13; дополнительное ККУ формирует \emptyset , 6, 7, \emptyset , 6, 7. Результирующие исходные комбинации кода «3 из 7»: 123, 126, 127, 124, 136, 137.

3. Пусть требуется построить ККУ-IV для одноперемежного кода $p=50$. Вариант с $n=5$ отпадает, так как $2^5=32$, варианты с $n=6, 7, 8, 9$ неосуществимы по той причине, что указанные числа не являются делителями числа 50. Остается вариант с $n=10$, но это даст код с очень большой избыточностью, так как из общего числа 99 полных классов используется только 5.

Выбираем $n=6$, но применяем две кодовые дорожки: основную, формирующую 10 классов l_1 -сочетаний из 5 с исходными комбинациями: 1, 1, 12, 124, 14, 14, 124, 1234, 123, 12, и дополнительную, формирующую \emptyset , 6, 6, 6, 6, \emptyset , \emptyset , \emptyset , \emptyset , \emptyset . Суммарные исходные комбинации двухдорожечного ККУ: 1, 16, 126, 1246, 146, 14, 124, 1234, 123, 12 (рис. 26,в).

4. На рис. 26,г выполнено аналогичное построение для одноперемежного кода $p=60$, $n=7$.

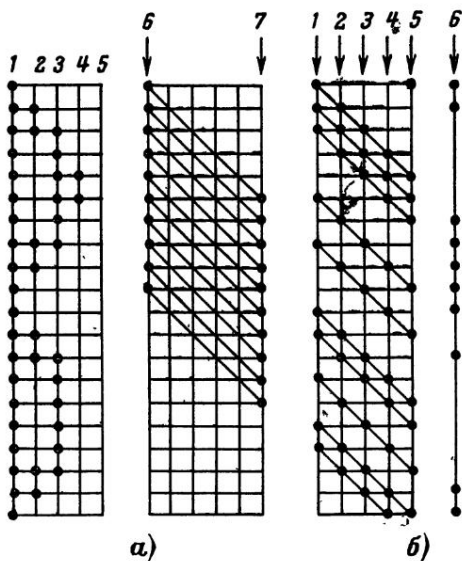


Рис. 27. Матрицы совпадений для однодорожечных ККУ.

а — $p=100$, $n=7$, код одноперемежный; б — ККУ-II, код на одно сочетание.

5. На рис. 24 мы рассмотрели конструкцию ККУ-IV для $p=100$, $n=10$. Недостатком конструкции является значительная избыточность кода. Для $p=100$ $n_{\text{мнн}}=7$, но согласно (16) при семи сдвигающих элементах построить ККУ-IV невозможно. Если применить дополнительное ККУ, то задача решается просто (рис. 27,а). Основное ККУ имеет $n_1=5$. Число 5 является делителем числа 100, поэтому условие (16) выполняется. Имеется только 6 классов l_1 -сочетаний из пяти,

а требуется 20, поэтому классы повторяются. Например, класс с номером 5 повторяется 4 раза, но комбинации дополнительного ККУ при этом каждый раз различны: 6, 67, 7, \emptyset , поэтому суммарными комбинациями будут: 16, 167, 17, 1 и т. д.

6. Рассмотренные принципы могут быть использованы при построении ККУ других типов. Например, выше мы отмечали, что ККУ-II не позволяет реализовать код на одно сочетание. Попытаемся сформировать такой код при помощи дополнительной кодовой дорожки (рис. 27,б). Основное ККУ имеет пять считывающих элементов 1—5 и реализует код «2 или 3 из 5», дополнительное ККУ имеет один считывающий элемент 6, он замыкается каждый раз, когда формируется двучленная комбинация.

16. ПРЕОБРАЗОВАНИЯ КОМБИНАТОРНОГО КОДА

В системах автоматики нередко возникает необходимость преобразования одного кода в другой. Кодопреобразователем называется дискретный автомат, число входов которого равно длине комбинации преобразуемого кода, а число выходов — длине комбинации преобразованного кода. Сущность кодопреобразования заключается в том, что каждой комбинации одного кода ставится во взаимно однозначное соответствие определенная комбинация другого кода. Особенно часто возникает задача преобразования в распределительный код или из распределительного кода в какой-либо другой. В первом случае кодопреобразователь носит название дешифратора, во втором — шифратора.

Преобразование одного кода в другой можно осуществить непосредственно или с промежуточным преобразованием в распределительный код. В последнем случае кодопреобразователь состоит из двух блоков: дешифратора и шифратора.

Очевидно, что существующие способы кодопреобразования [Л. 18, 47, 52] могут быть использованы для комбинаторных кодов, очевидно также и то, что кодопреобразователи должны быть сложнее по сравнению с подобными устройствами для арифметических кодов. Необходимо оценить это усложнение, ибо в противном случае может оказаться, что тот выигрыш, который получен за счет более простой кодовой маски шкалы, будет утрачен и общие аппаратные затраты на систему возрастут.

В [Л. 53] нами показано, что для небольшого объема кода кодопреобразователи комбинаторного кода не сложнее таковых для двоичного кода, кода Грея и др. При увеличении объема кода сложность кодопреобразователей возрастает, но незначительно. Это объясняется тем, что комбинаторный код не является произвольным набором комбинаций, выше было показано, что комбинации кода подбираются в строго определенной последовательности. Например, для ККУ-IV произвольным является только набор первых p/n комбинаций, которые были названы исходными, все последующие комбинации получаются из исходных циклической перестановкой. Используя отмеченную закономерность построения комбинаторного кода, можно значительно упростить способ его преобразования. В [Л. 54] нами рассмотрен способ преобразования распределительного кода в комбинаторный, ниже изложена обратная задача — преобразование комбинаторного кода в распределительный.

Функциональная схема кодопреобразователя показана на рис. 28,а, основными в ней являются два верхних блока. Чтобы рас-

крыть сущность преобразования, на рис. 28,б дана принципиальная схема верхних блоков для конкретного случая преобразования комбинаторного кода, формируемого ККУ-IV, построенного согласно ма-

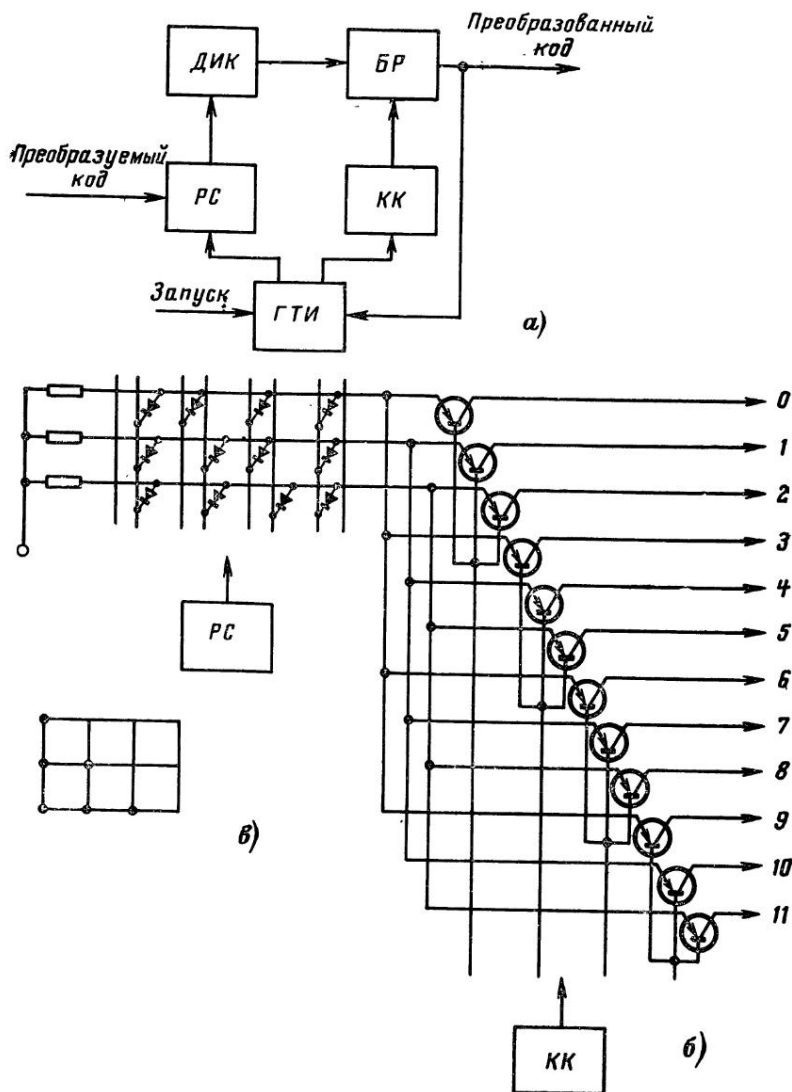


Рис. 28. Кодопреобразователь «комбинаторный код — распределительный код».

трице на рис. 28,а ($p=12$, $n=4$). Рассмотрим назначение каждого блока.

Дешифратор исходных комбинаций *ДИК* — обычный прямоугольный диодный дешифратор для преобразования первых $t=p/n$ комбинаций кода (исходных комбинаций матрицы) в соответствующее число комбинаций t -членного распределительного кода. На рис. 28,б *ДИК* исходной комбинации 1000 ставит в соответствие комбинацию 100, комбинации 1100—010, комбинации 1110—001.

Блок разветвления *БР* — размножает число выходов *ДИК*, каждому выходу *ДИК* ставит в соответствие n выходов.

Кольцевой регистр сдвига *РС* имеет n разрядов, служит для запоминания комбинации комбинированного кода и осуществляет ее циклическую перестановку.

Кольцевой коммутатор *КК* имеет n выходов, последовательно подает напряжение на одну из вертикальных шин *БР*, начиная с первой. По существу это тот же кольцевой регистр сдвига, но для n -членного распределительного кода.

Схема кодопреобразователя является многотактной, число тактов, необходимое для получения искомого результата, изменяется от одного до n : первый такт — запуск, второй — синхронное срабатывание *РС* и *КК*, третий — снова синхронное срабатывание *РС* и *КК* и т. д. Генератор тактовых импульсов *ГТИ* служит для запуска, остановки кодопреобразователя и управления.

Опишем работу кодопреобразователя. Если в *РС* поступит одна из исходных комбинаций, то на выходе сразу получим соответствующую комбинацию в распределительном коде (0, 1, 2 — в комбинаторной записи). Если в *РС* поступят комбинации: 0100, 0110, 0111, то комбинация на выходе будет отсутствовать. После однократной циклической перестановки влево получим одну из исходных комбинаций, но потенциал появится уже на шинах 3, 4 или 5. Для комбинаций 0010, 0011, 1011 потребуется двукратная циклическая перестановка и т. д.

Из распределительного кода обычными способами можно получить любой код.

Подведем итоги. В настоящей главе были рассмотрены кольцевые кодирующие устройства — устройства для реализации кольцевого циклического кода. Кольцевые кодирующие устройства состоят из двух частей: комбинаторной однокорректной шкалы и кольца считывающих элементов. Оптимизация *ККУ* является достаточно сложной задачей в силу двух обстоятельств: наличия большого числа возможных вариантов и значительного числа условий, которые должны быть учтены при выборе. Самыми общими критериями оптимизации будут следующие: надежность, точность, быстрдействие, долговечность, экономичность, габариты, вес. Эти основные критерии необходимо связать с параметрами *ККУ*.

Надежность *ККУ* можно оценить по таким косвенным показателям, как суммарное число замыканий считывающих элементов за p тактов (за один оборот шкалы) и минимальное число скользящих контактов. Первый критерий рекомендуется для оценки надежности узлов программы систем числового программного управления (ЧПУ) [Л. 55]. Число замыканий за один оборот равно nH , следовательно, будет тем ниже, чем меньше число пачек шкалы. Будем оценивать экономичность по трудоемкости изготовления *ККУ*, а последнюю — числом проходов инструмента на операции деления шкалы. Число проходов равно $2H$, т. е. также зависит от числа пачек.

Таким образом, первым критерием оптимизаций является минимальное число пачек активных участков шкалы. Число пачек для кода на одно сочетание равно:

$$H = p/n,$$

а для однопеременного кода ККУ-IV

$$H = p/2n.$$

Для сравнения укажем, что двоичная шкала для кода 8 421 имеет

$$H = p \quad (40)$$

пачек, а для кода Грея

$$H = p/2. \quad (41)$$

Таким образом, число пачек сокращается от $n/2$ до $2n$ раз.

Вторым критерием оптимизации шкал является максимальная равномерность длин пачек. Особенно эффективными являются шкалы с $g = \text{const}$. Такие шкалы наиболее просто изготовить, контролировать, становится возможным вариант шкалы с $a_y = 0$, что в свою очередь позволяет сократить число точечных активных участков, способствует уменьшению габаритов и массы шкалы.

ГЛАВА ЧЕТВЕРТАЯ

АВТОМАТИЗАЦИЯ СИНТЕЗА КОМБИНАТОРНЫХ ШКАЛ С ПОМОЩЬЮ ЦВМ

Методику, описанную ранее, можно использовать для синтеза комбинаторных кодовых шкал на ЦВМ, однако при этом ее необходимо представить в более формализованном виде. Наиболее просто формализация осуществляется в случае ККУ-IV, реализующих коды на одно сочетание или на сумму сочетаний [Л. 46]. Главными этапами синтеза комбинаторных шкал для таких ККУ являются:

1) назначение исходных данных — p (числа уровней квантования синтезируемых шкал), n (длины комбинаций реализуемого кода) и l (числа единиц в комбинациях реализуемого кода);

2) перебор полного множества P комбинаций кода, подлежащего реализации;

3) разбиение множества P на классы, выбор полных классов и формирование массива из M_n исходных комбинаций полных классов;

4) выбор необходимого числа $M_n = p/n$ исходных комбинаций полных классов и вычисление числовых моделей кодовых шкал, реализующих $p = M_n n$ кодовых комбинаций.

Выбор исходных данных непосредственно с синтезом шкал не связан, поэтому рассмотрим сразу второй этап построения шкал.

17. АЛГОРИТМ ПЕРЕБОРА ПОЛНОГО МНОЖЕСТВА КОМБИНАЦИЙ РЕАЛИЗУЕМОГО КОДА

Для перебора P , независимо от того, синтезируются шкалы для кода на одно сочетание или на сумму сочетаний, достаточно иметь алгоритм перебора комбинаций кода l из n . Все комбинации кода l из n содержат l единиц и $(n-l)$ нулей, и их можно сформировать путем сдвига единиц из так называемой «производящей» комбинации вида

$$1_l 1_{l-1} 1_{l-2} \dots 1_3 1_2 1_1 0_{n-l} \dots 0_2 0_1.$$

При сдвиге необходимо соблюдать следующие правила:

- 1) каждая последующая искомая комбинация образуется из предыдущей сдвигом единиц вправо;
- 2) единовременный сдвиг единиц по п. 1 возможен только на один разряд;
- 3) формирование комбинаций начинается со сдвига 1_1 ;
- 4) после того, как в результате сдвига $1_x \dots 1_2 1_1$ при $x=1, 2, \dots, l-1$ происходит замена $0_x \dots 0_2 0_1$ на $1_x \dots 1_2 1_1$, следует произвести сдвиг $1_{x+1} 1_x \dots 1_2 1_1$, предварительно выполнив сдвиг $1_x \dots 1_2 1_1$ влево, так чтобы между 1_x и 1_{x+1} не содержалось нулей;
- 5) если при выполнении п. 4 не происходит замена $0_{x+1} 0_x \dots 0_2 0_1$ на $1_{x+1} 1_x \dots 1_2 1_1$, то при следующем сдвиге принимается $x=1$.

Пусть, например, требуется осуществить перебор комбинаций кода «3 из 6». Сформируем производящую комбинацию $1_3 1_2 1_1 0_3 0_2 0_1$. Согласно пп. 1—3 из нее можно получить комбинации $1_3 1_2 0_3 1_1 0_2 0_1$, $1_3 1_2 0_3 0_2 1_1 0_1$, $1_3 1_2 0_3 0_2 0_1 1_1$. Далее в соответствии с пп. 1, 2, 4 в последней комбинации правая единица сдвигается на три позиции влево, а затем вместе с соседней единицей — на одну позицию вправо. Получится комбинация $1_3 0_3 1_2 1_1 0_2 0_1$. По пп. 1, 2, 5 из нее можно сформировать комбинации $1_3 0_3 1_2 0_2 1_1 0_1$, $1_3 0_3 1_2 0_2 0_1 1_1$. После этого по пп. 1, 2, 4 нетрудно получить кодовую комбинацию $1_3 0_3 0_2 1_2 1_1 0_1$, а из нее по пп. 1, 2, 5 — комбинацию $1_3 0_3 0_2 1_2 0_1 1_1$ и так до тех пор, пока не будет сформирована комбинация $0_3 0_2 0_1 1_3 1_2 1_1$.

На основании сформулированных правил с помощью алгоритмического языка ЯЛС [Л. 57] можно составить операторную формулу алгоритма перебора комбинаций кода l из n

$$I_0 Q_1 Z_2 \bigcup_1 Q_3 \bigcup_2 Q_4 Z_5 P_6 \bigcup_1 A_7 P_8 \bigcap^3 Q_9 F_{10}(x) \bigcup_2 \bigcup_3 J_{11}, \quad (42)$$

где I_0 — оператор начала перебора; Q_1 — оператор формирования производящей комбинации; Z_2 — оператор вынесения производящей комбинации в стандартную ячейку; Q_3 — оператор формирования $x=1$; Q_4 — оператор сдвига $1_x \dots 1_2 1_1$ вправо; Z_5 — оператор засылки кодовой комбинации в стандартную ячейку; P_6 — оператор проверки замены $0_x \dots 0_2 0_1$ на $1_x \dots 1_2 1_1$; A_7 — оператор вычисления x , при котором произошла замена $0_x \dots 0_2 0_1$ на $1_x \dots 1_2 1_1$; P_8 — оператор проверки равенства l и x , вычисленного при A_7 ; Q_9 — оператор сдвига $1_x \dots 1_2 1_1$ влево; $F_{10}(x)$ — оператор увеличения x на 1; J_{11} — оператор окончания перебора.

18. АЛГОРИТМ РАЗБИЕНИЯ КОДА НА КЛАССЫ И ВЫБОРА ИСХОДНЫХ КОМБИНАЦИЙ ПОЛНЫХ КЛАССОВ

Как уже отмечалось, после перебора кодовых комбинаций необходимо произвести разбиение P на классы, выделить M_n полных классов и выбрать их исходные комбинации. Все указанные операции могут производиться параллельно. Для этого:

1) полное множество кодовых комбинаций P принимается за исходное множество S , подлежащее разбиению;

2) из комбинаций, образующих множество S , берется некоторая кодовая комбинация R и преобразуется циклическим сдвигом на 1, 2, 3 ... и т. д. разрядов;

3) после каждого сдвига фиксируется порядковый номер последнего и производится суммирование по модулю 2 полученной комбинации и всякой, входящей во множество S ;

4) номер сдвига сравнивается с n , а результат суммирования сравнивается с нулем; R принимается за исходную комбинацию одного из полных классов, если одновременно номер сдвига равен n и результат суммирования равен нулю;

5) из множества S исключаются все комбинации, для которых результат суммирования по п. 3 равен нулю;

6) множество комбинаций, оставшихся после операции по п. 5, принимается за новое множество S и все повторяется для другой R .

С учетом изложенного логическая схема алгоритма разбиения на классы и выбора исходных комбинаций полных классов может быть записана следующим образом:

$$\begin{aligned} & I_0 Q_1 \downarrow_1 Q_2 \downarrow_2 Q_3 A_4 \downarrow_3 Q_5 A_6 P_7 \downarrow_4 Q_8 P_9 \downarrow_2 Z_{10} \rightarrow \\ & \rightarrow \downarrow_5 \downarrow_4 A_{11} P_{12} \downarrow_3 \downarrow_5 Q_{13} A_{14} P_{15} \downarrow_1 Y_{16}, \end{aligned} \quad (43)$$

где I_0 — оператор начала счета; Q_1 — оператор формирования исходного S ; Q_2 — оператор выбора R из S ; Q_3 — оператор однократного циклического сдвига R ; A_4 — оператор вычисления номера сдвига R ; Q_5 — оператор выбора некоторой комбинации T из S ; A_6 — оператор сложения комбинации T с комбинацией, полученной в результате сдвига R , по модулю 2; P_7 — оператор проверки равенства нулю числа, полученного оператором A_6 ; Q_8 — оператор исключения T , выбранной оператором Q_5 из множества S ; P_9 — оператор проверки равенства n и числа, полученного оператором A_4 ; Z_{10} — оператор вынесения R в стандартную ячейку; A_{11} — оператор счета комбинаций T , просуммированных по модулю 2 с комбинацией, полученной оператором Q_3 ; P_{12} — оператор проверки, все ли комбинации из множества S участвовали в суммировании с комбинацией, полученной оператором Q_3 ; Q_{13} — оператор формирования нового S ; A_{14} — оператор счета числа комбинаций в новом S ; P_{15} — оператор сравнения числа, полученного A_{14} , с нулем; Y_{16} — оператор окончания вычислений.

19. АЛГОРИТМ ФОРМИРОВАНИЯ M_n -ВЫБОРОК ИСХОДНЫХ КОМБИНАЦИЙ

Отыскав M_n исходных комбинаций полных классов, можно переходить к последнему этапу синтеза шкал. Этот этап начинается с выбора $M_n = p/n$ из M_n исходных комбинаций. При $M_n < M_n$ ука-

занный выбор можно осуществить разными способами, каждый из которых представляет собой формирование неупорядоченной M_n -выборки из M_n . Задача выделения M_n -выборок подобна задаче перебора кодовых комбинаций и может быть решена с использованием алгоритма (42). Решение удобно проводить в следующем порядке:

1) пронумеровать, начиная с 1, все M_n исходных комбинаций;
2) по алгоритму перебора кодовых комбинаций составить все комбинации из нулей и единиц с $n=M_n$ и $l=M_n$;

3) рассматривая полученные комбинации как своеобразные логические шкалы, по номерам разрядов, занятых в каждой комбинации единицами, выбрать номера исходных комбинаций и составить M_n -выборки.

Предположим, например, что имеется $M_n=4$ исходных комбинаций 0000111, 0001011, 0010011, 0100011, а $M_n=2$. Пронумеруем их в том же порядке, в котором они расположены, цифрами 1, 2, 3, 4. По алгоритму перебора кодовых комбинаций получим все четырех-разрядные логические шкалы с двумя единицами: 1100, 1010, 1001, 0110, 0101, 0011.

Считая, что разряды нумеруются слева направо, сформируем теперь по этим шкалам M_n -выборки. В первую M_n -выборку включим первую и вторую исходные комбинации — 0000111 и 0001011, во вторую — первую и третью — 0000111 и 0010011, в третью — первую и четвертую — 0000111 и 0100011 и т. д.

Расчленив решение задачи на отдельные операции и вводя реализующие их операторы, получим логическую схему алгоритма формирования M_n -выборки:

$$I_0 Q_1 B_2 \downarrow Q_3 A_4 Q_5 Q_6 \downarrow Q_7 P_8 \uparrow^3 Q_9 Z_{10} \downarrow F_{11}(i) P_{12} \downarrow_2 P_{13} \downarrow_1 Y_{14}, \quad (44)$$

где I_0 — оператор начала формирования M_n -выборок; Q_1 — оператор нумерации M_n исходных комбинаций; B_2 — обобщенный оператор перебора логических шкал с $n=M_n$ и $l=M_n$; Q_3 — оператор выбора логической шкалы; A_4 — оператор счета числа выбранных логических шкал; Q_5 — оператор нумерации разрядов логической шкалы, выбранной оператором Q_3 ; Q_6 — оператор формирования $i=1$; Q_7 — оператор «прочитывания» информации в i -м разряде логической шкалы; P_8 — оператор проверки равенства нулю числа, полученного оператором Q_7 ; Q_9 — оператор выбора исходной комбинации с номером, равным i ; Z_{10} — оператор вынесения выбранной исходной комбинации в стандартную ячейку; $F_{11}(i)$ — оператор увеличения i на единицу; P_{12} — оператор проверки равенства $i=M_n$; P_{13} — оператор проверки равенства числа, полученного оператором A_4 , и числа $\left(\frac{M_n}{M_n}\right)$; Y_{14} — оператор окончания вычислений.

Зная все возможные варианты M_n -выборок исходных комбинаций, не представляет сложности последовательно синтезировать все возможные варианты числовых моделей кодовых шкал. Для более рационального использования памяти ЦВМ оператор синтеза шкал при этом следует связать с операторами формирования M_n -выборок по следующей схеме:

$$I_0 \downarrow_1 B_1 B_2 P_3 \downarrow_1 Y_4, \quad (45)$$

где I_0 — оператор начала формирования M_n -выборок; B_1 — обобщенный оператор формирования M_n -выборок, заменяющий с первого

по двенадцатый операторы алгоритма (44); B_2 — обобщенный оператор синтеза шкал; P_3 — оператор, эквивалентный оператору P_{13} из алгоритма (44); Y_4 — оператор, эквивалентный оператору Y_{14} из алгоритма (44).

20. АЛГОРИТМ СИНТЕЗА ШКАЛ ИЗ M_n -ВЫБОРОК

Рассмотрим алгоритм синтеза шкал, реализуемый в (45) оператором B_2 . Данный алгоритм можно представить как совокупность отдельных алгоритмов, первым из которых является алгоритм «растягивания» исходных комбинаций в M_n -выборке. Операция растягивания весьма проста. Она состоит в том, что после каждого знака исходной комбинации, независимо от того, ноль это или единица, вписывается $M_n - 1$ нулей. Осуществляется это в соответствии со следующей логической схемой:

$$I_0 Q_1 \bigcup_1 Q_2 Q_3 Q_4 \bigcup_2 Q_5 Q_6 Q_7 F_8(k) P_9 \bigcup_3 F_{10}(r) \bigcup_2 \bigcup_3 F_{11}(t) P_{12} \bigcup_1 Y_{13}, \quad (46)$$

где I_0 — оператор начала; Q_1 — оператор формирования $t=1$; Q_2 — оператор выбора t -й исходной комбинации из M_n -выборки; Q_3 — оператор формирования $k=1$; Q_4 — оператор формирования $r=1$; Q_5 — оператор выбора k -го элемента t -й исходной комбинации; Q_6 — оператор вынесения выбранного элемента в r -й разряд стандартной ячейки; Q_7 — оператор засылки $M_n - 1$ нулей в $(r+1)$ -й, $(r+2)$ -й, ... $(r+M_n-1)$ -й разряды этой же ячейки; $F_8(k)$ — оператор увеличения k на единицу; P_9 — оператор проверки равенства k и $n+1$; $F_{10}(r)$ — оператор увеличения r на M_n ; $F_{11}(t)$ — оператор увеличения t на единицу; P_{12} — оператор проверки равенства t и M_n+1 ; Y_{13} — оператор конца.

После растягивания всем исходным комбинациям, входящим в данную M_n -выборку, приписываются индексы $j=0, 1, 2, \dots, M_n-1$ и каждая комбинация циклически сдвигается на j разрядов. Полученное в результате состояние является исходным для непосредственного синтеза кодовых шкал, который может быть осуществлен в следующей последовательности:

1) комбинация с $j=M_n-1$ n раз циклически сдвигается на M_n позиций; после каждого сдвига производится поразрядное сложение всех растянутых исходных комбинаций;

2) комбинация с $j=M_n-2$ n раз циклически сдвигается на M_n позиций, после каждого сдвига производится операция по п. 2 и т. д.

3) комбинация с $j=M_n-3$ n раз циклически сдвигается на M_n позиций, после каждого сдвига производится операция по п. 2 →.

Так продолжается до тех пор, пока растянутая комбинация с $j=1$ не будет n раз циклически сдвинута на M_n позиций. Логическая схема алгоритма, по которому производятся сдвиги и сложения, при этом такова:

$$I_0 Q_1 Q_2 \bigcup_1 Q_3 A_4 A_5 P_6 \bigcup_1 \bigcup_2 Q_7 A_8 P_9 \bigcup_3 Q_{10} \bigcup_1 \bigcup_3 Q_{11} A_{12} P_{13} \bigcup_4 Q_{14} \bigcup_2 \rightarrow \\ \rightarrow \bigcup_4 Q_{15} A_{16} P_{17} \bigcup_5 Q_{18} \bigcup_3 \bigcup_5 Q_{19} A_{20} P_{21} \bigcup_6 Q_{22} \bigcup_4 \bigcup_6 Q_{23} A_{24} P_{25} \bigcup_7 Q_{26} \bigcup_5 \bigcup_7 \rightarrow$$

$$\rightarrow Q_{27} \dots \underset{M_n-2}{\downarrow} Q_{4M_n-9} A_{4M_n-8} P_{4M_n-7} \overset{M_n-1}{\uparrow} Q_{4M_n-6} \underset{M_n-3}{\downarrow} \rightarrow$$

$$\rightarrow \underset{M_n-1}{\downarrow} Q_{4M_n-5} A_{4M_n-4} P_{4M_n-3} \overset{M_n}{\uparrow} Q_{4M_n-2} \underset{M_n-2}{\downarrow} \underset{M_n}{\downarrow} Y_{4M_n-1}, \quad (47)$$

где I_0 — оператор начала; Q_1 — оператор индексации комбинаций, входящих в M_n -выборку; Q_2 — оператор циклического сдвига комбинаций, входящих в M_n -выборку, на j разрядов; A_5 — оператор поразрядного сложения растянутых комбинаций, входящих в M_n -выборку, и выдачи результатов сложения на печать; $Q_{4(M_n-j)-1}$ — оператор циклического сдвига j -й комбинации на M_n позиций; $A_{4(M_n-j)}$ — оператор счета числа сдвигов j -й комбинации на M_n позиций; $P_{4(M_n-j)+1}$ — оператор проверки равенства n и числа, вычисленного оператором $A_{4(M_n-j)}$; $Q_{4(M_n-j)+2}$ — оператор замены числа, вычисленного оператором $A_{4(M_n-j)}$, нулем; Y_{4M_n-1} — оператор окончания вычислений.

Следует отметить, что число операторов в алгоритме (47) зависит от M_n , поэтому при составлении программы синтеза шкал необходимо предусмотреть специальный блок формирования команд операторов алгоритма (47). Этот блок может быть организован в соответствии с логической схемой

$$I_0 D_1 Q_2 \underset{1}{\downarrow} \Phi_3 \Phi_4 \Phi_5 \Phi_6 F_7(j) P_8 \underset{1}{\downarrow} Y_9, \quad (48)$$

где I_0 — оператор начала; D_1 — обобщенный оператор формирования команд операторов $Q_1, Q_2, Q_3, A_4, A_5, P_6$ алгоритма (47); Q_2 — оператор формирования $j = M_n - 2$; Φ_3 — оператор формирования команд оператора $Q_{4(M_n-j)-1}$ алгоритма (47); Φ_4 — оператор формирования команд оператора $A_{4(M_n-j)}$ алгоритма (47); Φ_5 — оператор формирования команд оператора $P_{4(M_n-j)+1}$ алгоритма (47); Φ_6 — оператор формирования команд оператора $Q_{4(M_n-j)+2}$ алгоритма (47); $F_7(j)$ — оператор уменьшения j на единицу; P_8 — оператор проверки равенства $j = 0$; Y_9 — оператор окончания вычислений.

Двоичные псевдослучайные последовательности, полученные по алгоритму (47), являются кольцевыми комбинаторными шкалами четвертого типа, активные участки которых представлены единицами, а пассивные — нулями. Количество этих шкал, однако, составит лишь часть общего числа вариантов, возможных при выбранных исходных данных. Для того чтобы получить остальные варианты, следует изменить порядок индексации всех, за исключением нулевой, растянутых исходных комбинаций, и при всех возможных порядках проделать то, что было проделано выше. Алгоритм изменения индексации, который удобно использовать в данном случае, представляет собой алгоритм перебора перестановок из $M_n - 1$ символов и основывается на применении производящей перестановки, являющейся совокупностью символов, численно равных индексам и расположенных в порядке возрастания слева направо. В основу алгоритма положены следующие правила:

1) всякая последующая перестановка образуется из предыдущей путем замены символа, стоящего в позиции x , при $x=2, 3, \dots, M_n-1$ ближайшим к нему большим символом из числа стоящих в позициях $1, 2, \dots, x-1$ с последующим расположением символов в последних по убыванию;

2) замена символа, стоящего в позиции x , производится, когда в позициях $1, 2, \dots, x-1$ символы расположены в порядке возрастания или когда при $x=2$ символ, стоящий в первой позиции, больше символа, стоящего во второй позиции;

3) при выполнении операций по пп. 1 и 2 позиции расположения символов в перестановках нумеруются $1, 2, \dots, M_n-1$ справа налево.

Детализируя эти правила и описывая их операторами, получим операторную формулу алгоритма перебора перестановок:

$$\begin{aligned} I_0 Q_1 Q_2 \downarrow_1 Z_3 Q_4 \downarrow_2 Q_5 A_6 \downarrow_7 Q_7 P_8 \uparrow_3 F_9(i) \downarrow_2 \downarrow_4 Q_{10} Q_{11} A_{12} \downarrow_5 Q_{13} \rightarrow \\ \rightarrow P_{14} \downarrow_6 Z_{15} \downarrow_6 F_{16}(k) P_{17} \uparrow_5 Q_{18} Q_{19} Q_{20} Q_{21} \downarrow_1 \downarrow_7 P_{22} \downarrow_3 Y_{23}, \quad (49) \end{aligned}$$

где I_0 — оператор начала; Q_1 — оператор формирования производящей перестановки; Q_2 — оператор нумерации позиций производящей перестановки; Z_3 — оператор вынесения полученных перестановок в стандартные ячейки; Q_4 — оператор формирования $i=1$; Q_5 — оператор выбора элемента α из i -й позиции последней из перестановок, вынесенных в стандартные ячейки; A_6 — оператор вычисления $i+1$; Q_7 — оператор выбора элемента β из $(i+1)$ -й позиции последней из перестановок, вынесенных в стандартные ячейки; P_8 — оператор проверки неравенства $\alpha > \beta$; $F_9(i)$ — оператор замены i числом, полученным оператором A_6 ; Q_{10} — оператор формирования x , равного числу, полученному оператором A_6 ; Q_{11} — оператор выбора символа δ из x -й позиции последней из перестановок, вынесенных в стандартные ячейки; A_{12} — оператор вычисления $k=x-1$; Q_{13} — оператор выбора элемента γ из k -й позиции последней из перестановок, вынесенных в стандартные ячейки; P_{14} — оператор проверки неравенства $\gamma > \delta$; Z_{15} — оператор засылки γ в стандартную ячейку; $F_{16}(k)$ — оператор уменьшения k на единицу; P_{17} — оператор проверки неравенства $k > 0$; Q_{18} — оператор выбора минимального γ из всех засланных в стандартные ячейки оператором Z_{15} ; Q_{19} — оператор замены символа в x -й позиции последней из перестановок, вынесенных оператором Z_3 в стандартные ячейки, символом, полученным оператором Q_{18} ; Q_{20} — оператор формирования набора из элемента, полученного оператором Q_{11} , и оставшихся после операции Q_{18} ; Q_{21} — оператор внесения набора, полученного оператором Q_{20} , в порядке убывания символов в позиции $1, 2, \dots, x-1$ перестановки, полученной оператором Q_{19} ; P_{22} — оператор проверки равенства M_n и числа, полученного оператором $F_9(i)$; Y_{23} — оператор окончания перебора.

Иллюстрацией алгоритма может служить пример перебора перестановок из индексов $1, 2, 3, 4$. Производящая перестановка в данном случае имеет вид 1234, а все остальные последовательно получаются из нее и друг из друга в следующем порядке: 1243, 1324, 1342, 1423, 1432, 2134, 2143, 2314, 2341, 2413, 2431, 3124, 3142, 3214, 3241, 3412, 3421, 4123, 4132, 4213, 4231, 4312, 4321.

Подобно тому, как это было сделано для алгоритма формирования M_n -выборок и алгоритма синтеза шкал в формуле (45), алгоритмы (47) и (49) необходимо связать между собой по схеме

$$I_0 \downarrow B_1 P_2 \uparrow^2 B_3 \downarrow_1 \downarrow_2 Y_4, \quad (50)$$

где I_0 — оператор начала вычислений; B_1 — обобщенный оператор, реализующий с 1-го по 21-й операторы алгоритма (49); P_2 — оператор, эквивалентный оператору P_{22} алгоритма (49); B_3 — обобщенный оператор, заменяющий операторы алгоритма (47); Y_4 — оператор конца вычислений.

21. ПРОГРАММА СИНТЕЗА ШКАЛ

На основе описанных алгоритмов была составлена программа для ЦВМ М-20, позволяющая синтезировать комбинаторные шкалы по заданным $p \leq 300$, $n \leq 10$, $1 \leq l < n$ для кодов на одно сочетание и на сумму сочетаний:

$$\begin{aligned} & I_0 B_1 Q_2 \downarrow_1 Q_3 B_4 B_5 F_6(s) P_7 \downarrow_1 A_8 P_9 \downarrow_2 Y_{10} \rightarrow \\ & \rightarrow \downarrow_2 B_{11} B_{12} D_{13} \downarrow_3 B_{14} P_{15} \uparrow^4 B_{16} \downarrow_3 \downarrow_4 P_{17} \downarrow_2 Y_{18}, \end{aligned} \quad (51)$$

где I_0 — оператор начала счета; B_1 — обобщенный оператор ввода и печати исходных данных (p , n и l_1 в случае кодов на одно сочетание или p , n , l_1 , l_2 , ..., l_s , ..., l_q в случае кодов на сумму сочетаний); Q_2 — оператор формирования $s=1$; Q_3 — оператор выбора l_s ; B_4 — обобщенный оператор перебора комбинаций « l_s из n »; B_5 — обобщенный оператор выбора M_n исходных комбинаций полных классов; $F_6(s)$ — оператор увеличения s на единицу; P_7 — оператор проверки равенства $s=q+1$; A_8 — оператор вычисления M_n ; P_9 — оператор проверки неравенства $M_n > M_n$; Y_{10} — оператор останова машины; B_{11} — обобщенный оператор, эквивалентный оператору B_1 из формулы (45); B_{12} — обобщенный оператор растягивания исходных комбинаций, входящих в M_n -выборку; D_{13} — обобщенный оператор формирования команд оператора Q_{16} ; B_{14} — обобщенный оператор, эквивалентный оператору B_1 из формулы (50); P_{15} — оператор, эквивалентный оператору P_2 из соотношения (50); B_{16} — обобщенный оператор, заменяющий оператор B_3 из формулы (50); P_{17} — оператор, эквивалентный оператору P_5 из схемы (45); Y_{18} — оператор окончания вычислений.

Программа (51) выгодно отличается от известных программ синтеза комбинаторных кодовых шкал, описанных в работах [Л. 39, 43, 58]. Она позволяет получать шкалы, минуя полный перебор двоичных последовательностей длины p , в то время как существующие программы основаны на полном переборе таких последовательностей с последующим выбором тех из них, которые являются кодовыми шкалами.

Следует отметить, что если к программе (51) добавить еще несколько операторов, то она позволит не только строить все варианты кодовых шкал, соответствующих заданным исходным данным, но и выбирать оптимальные варианты. В зависимости от критериев оптимальности эта дополнительная часть программы может быть раз-

личной. Так, например, в тех случаях, когда при проектировании ККУ стремятся уменьшить число срабатываний его считывающих элементов за один цикл, стараются обеспечить высокую технологичность и малые габариты, параметрами, определяющими оптимальность кодовых шкал, являются: A — число активных участков; B — число различных участков; C — выраженные в квантах минимальные длины участков. Оптимальной будет шкала с наименьшими A и B и наибольшим C . Полагая, что A — более важный параметр, чем B , а B — более важный, чем C , дополнительную часть программы, обеспечивающую выбор таких шкал, можно представить в виде схемы

$$\Phi_1 Q_2 P_3 \overset{3}{\vdash} P_4 \underset{1}{\vdash} Q_5 P_6 \overset{3}{\vdash} P_7 \underset{1}{\vdash} Q_8 P_9 \overset{3}{\vdash} P_{10} \overset{2}{\vdash} Q_{11} \underset{2}{\vdash} Q_{12} \underset{3}{\vdash} Q_{13}, \quad (52)$$

где Φ_1 — оператор, аннулирующий печать всех синтезированных шкал и формирующий команду передачи управления от оператора A_5 из алгоритма (47) оператору Q_2 из схемы (52); Q_2 — оператор вычисления параметра A последней из синтезированных шкал; P_3 — оператор проверки неравенства $A > A'$, где A' — число активных участков шкал, вынесенных в стандартные ячейки; P_4 — оператор проверки равенства $A = A'$; Q_5 — оператор вычисления параметра B последней из синтезированных шкал; P_6 — оператор проверки неравенства $B > B'$, где B' — число различных длин участков шкал, вынесенных в стандартные ячейки; P_7 — оператор проверки равенства $B = B'$; Q_8 — оператор вычисления параметра C последней из синтезированных шкал; P_9 — оператор проверки неравенства $C < C'$, где C' — выраженная в квантах минимальная длина активных участков шкал, вынесенных в стандартные ячейки; P_{10} — оператор проверки равенства $C = C'$; Q_{11} — оператор очистки стандартных ячеек, предназначенных для вынесения кодовых шкал оператором Q_{12} ; Q_{12} — оператор вынесения кодовых шкал в стандартные ячейки; Q_{13} — оператор безусловной передачи управления оператору P_8 из алгоритма (47).

ГЛАВА ПЯТАЯ

ЭЛЕМЕНТЫ ПОЗИЦИОННЫХ Кодовых систем числового ПРОГРАММНОГО УПРАВЛЕНИЯ

Основные функциональные блоки позиционной кодовой системы числового программного управления были названы ранее (рис. 2). В настоящей главе они будут рассмотрены более подробно.

Программонесителями являются перфорированные ленты и карты, панели штекеров, тумблеров или переключателей.

Основным узлом системы является КДП, обычно это преобразователь угла поворота в код, состоящий из одной или нескольких секций, связанных механическими передачами. Многосекционные КДП могут быть одно- или многооборотными, иметь одно- или многоотсчетные секции. Одноотсчетная секция имеет комбинаторную шкалу с одной кодовой дорожкой, многоотсчетная — несколько ко-

довых дорожек (каждой кодовой дорожке соответствует свой отсчет). Конструкция КДП во многом зависит от выбранного способа считывания, метода устранения ошибок граничного считывания, схемы совпадения.

22. СХЕМЫ СОВПАДЕНИЯ ПОЗИЦИОННЫХ КОДОВЫХ СИСТЕМ ЧПУ

Схема совпадения фиксирует момент появления одинаковых кодовых комбинаций ПР и КДП. Ее можно построить с помощью известных в алгебре логики функций эквивалентности f_a и альтернативы f_a

$$f_a(a, b) = a \equiv b;$$

$$f_a(a, b) = a \oplus b.$$

Указанные функции инверсны друг другу

$$a \oplus b = \overline{a \equiv b};$$

$$a \equiv b = \overline{a \oplus b}.$$

Они выражаются также через другие элементарные функции И, ИЛИ, НЕ. Например,

$$f_a = a \equiv b = \bar{a}\bar{b} + ab; \quad f_a = a \oplus b = \bar{a}b + a\bar{b}. \quad (53)$$

Схемы для f_a и f_a позволяют фиксировать момент появления двух равнозначных или обратных одноразрядных кодовых комбинаций. Условием равнозначности (разноименности) двух многозначных кодовых комбинаций является равнозначность (разноименность) всех одноименных разрядов их. Пользуясь формулами (53), условие равнозначности комбинаций можно записать следующим образом:

$$f_1 = \prod_{i=1}^n (\bar{a}_i \bar{b}_i + a_i b_i).$$

Таким образом, можно получить еще три функции:

$$f_2 = \sum_{i=1}^n (\bar{a}_i \bar{b}_i + a_i b_i);$$

$$f_3 = \sum_{i=1}^n (a_i \bar{b}_i + \bar{a}_i b_i);$$

$$f_4 = \prod_{i=1}^n (a_i \bar{b}_i + \bar{a}_i b_i),$$

где a_1, a_2, \dots, a_n — символы одной, b_1, b_2, \dots, b_n — символы другой кодовой комбинации.

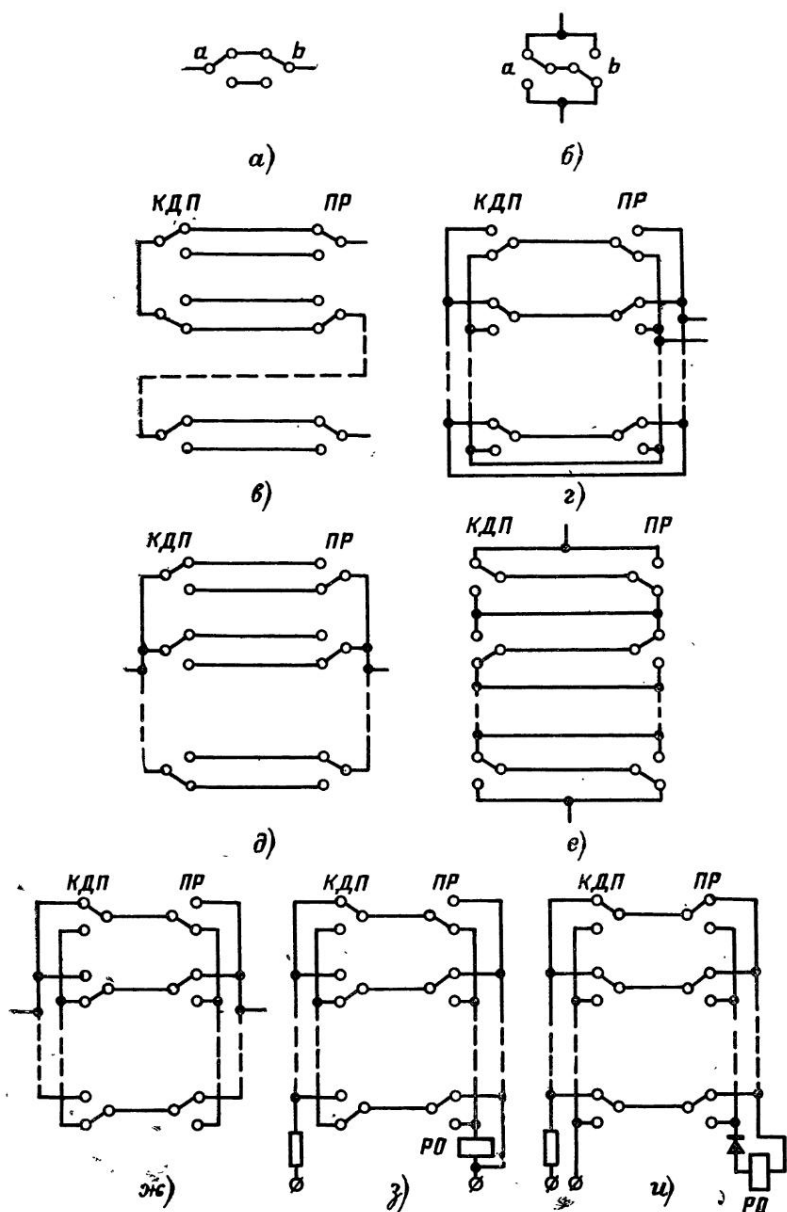


Рис. 29. Контактные схемы совпадения на переключающих элементах.
 а — для f_b ; б — для f_a ; в — е — класса П (параллельно-последовательные);
 ж — и — класса Н (мостиковые).

Реализация функций f_a , f_b и схем совпадения наиболее просто осуществляется с помощью контактных элементов (рис. 29).

Особенностью рассматриваемых контактных СС является то, что они включают в себя коммутирующие элементы *ПР* и *КДП*, реагирующий орган *РО*, ряд дополнительных элементов (сопротивлений, диодов и т. д.) и соединительные провода. Кодовая позиционная система при этом упрощается, в ней отсутствует СС как отдельный функциональный блок. Для СС на рис. 29, *в*, *г*, *и* программа задается в прямом, а для СС на рис. 29, *д—ж* — в обратном коде, причем схемы на рис. 29, *ж* — *и* можно использовать лишь для кодов, не содержащих комбинации, составленные из одинаковых символов. Основным недостатком СС на рис. 29 являлась трудность реализации переключающих контактов *КДП*. Известны два варианта их исполнения: применение нажимных контактов (вместо скользящих) или двух шкал с отдельными считывающими элементами, одна из которых выполнена в прямом, а другая в обратном коде. Нажимные контакты не позволяют обеспечить высокую разрешающую способность и высокое быстродействие *КДП*, вариант с двумя шкалами следует признать еще менее удачным — увеличиваются габариты, усложняется конструкция, уменьшается надежность. При обоих вариантах возрастает крутящий момент на входном валу *КДП*.

Наши исследования показали [Л. 8], что эффект переключения считывающих элементов может быть достигнут без усложнения конструкции *КДП* за счет некоторого изменения конструкции шкалы и применения особой коммутации ее ламелей. Все участки кодовых дорожек выполняются токопроводящими из одного и того же материала. Так, при $m=2$ из металла выполняются не только участки, соответствующие символу 1, но и участки, соответствующие символу 0 (самое понятие «активные и пассивные участки» здесь условно), участки разных качеств изолируют друг от друга, а одинаковые — соединяют между собой в пределах одной кодовой дорожки. Каждая кодовая дорожка имеет m токоподводов, которые соединяются с соответствующими каналами СС. Считывающие элементы ККУ замыкаются с участками одного или другого качества, реализуя эффект переключения контактов.

Метод применим к любым кодовым шкалам. Для двоичных и двоично-десятичных шкал целесообразнее использовать схему на рис. 29, *в*, обладающую наибольшей схемной надежностью. Пример включения в эту схему шкалы с кодом Грея на 16 уровней квантования приведен на рис. 30, *а* (шкала неподвижна, вращаются считывающие элементы). Все дорожки шкалы изолированы друг от друга, в пределах одной дорожки участки разного качества также изолированы друг от друга. Получается простая, надежная СС, технология изготовления кодового диска оказывается не сложнее таковой для обычных двоичных шкал.

Применение схем на рис. 29, *в—е* для комбинаторных шкал возможно лишь при выполнении шкал в виде кулачков и использовании нажимных контактов. Для комбинаторных шкал со скользящими считывающими элементами можно использовать СС на рис. 29, *ж—и*. На рис. 30, *б* показана комбинаторная шкала ($p=30$), с СС — на рис. 29, *ж*.

Схемную надежность контактных СС можно оценивать по их чувствительности к одиночным отказам, которые являются наиболее вероятными. Такие отказы могут появляться вследствие нарушения контакта считывающих элементов *КДП* со шкалой. Эти нарушения

могут привести к ложным срабатываниям РО. Разрывы контакта могут быть случайными (отказы при возникновении вибраций, попадании частиц износа, пыли между контактами и т. п.). Это сбой или перемежающиеся отказы (то появляющиеся, то исчезающие). Как

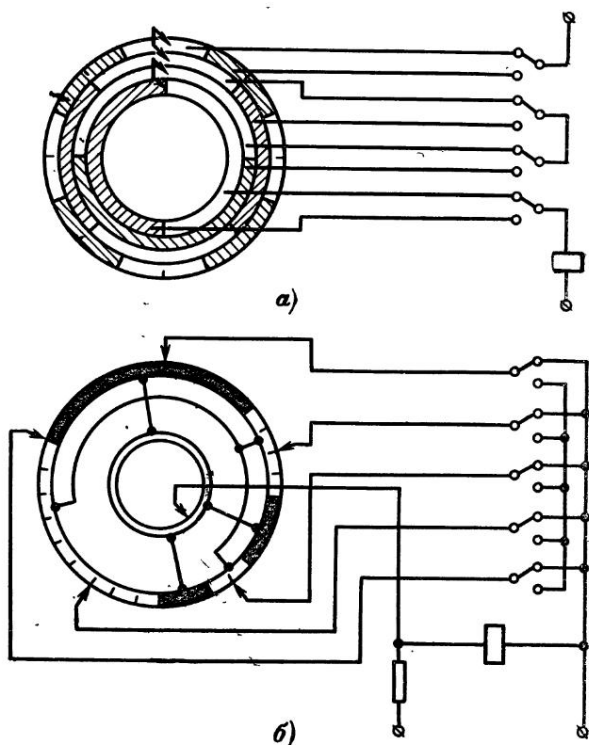


Рис. 30. Реализация СС с помощью кодовых шкал.
а — многодорожечной с кодом Грея; б — комбинаторной.

показывает практика, вероятность появления их намного выше, чем вероятность катастрофических отказов. Нарушения контакта возможны и в момент перехода щетки с ламели на ламель.

Анализ показал, что наиболее чувствительны к нарушениям контакта схемы на рис. 29, ж, з, менее чувствительны схемы на рис. 29, г, д, и и совсем не чувствительны схемы на рис. 29, в, е с последовательным включением элементарных схем, реализующих функции f_0 или f_A . Таким образом, при использовании в системе управления схемы совпадения следует учитывать не только помехозащищенность применяемого кода, но и помехоустойчивость самой СС. Численно оценить ее можно с помощью коэффициента чувствительности схемы к одиночным отказам — $f_{\text{ч}}$. Чтобы найти величину этого коэффициента, нужно общее число возможных одиночных от-

казов контактов КДП, приводящих к ложным срабатываниям реагирующего органа (μ_{Σ}), разделить на число комбинаций кода N :

$$f_{\text{ч}} = \frac{\mu_{\Sigma}}{N}.$$

Чем больше $f_{\text{ч}}$, тем меньшей помехоустойчивостью обладает СС, тем менее она надежна.

Для определения величины μ_{Σ} сначала на чертеже схемы контактами ПР задается одна из комбинаций кода, а контактами КДП последовательно одна за другой устанавливаются все остальные комбинации и для каждой из них выясняется, какое влияние окажут возможные одиночные отказы на работу РО. Для этого разрывают одну из контактных пар КДП, затем вместо нее другую и так все n контактных пар. Если хотя бы при одном из таких разрывов РО срабатывает, то данная комбинация выписывается в одной строке с комбинацией, заданной в ПР, и подчеркивается символ ее, соответствующий разрываемому контакту (если РО срабатывает при нескольких последовательных разрывах, то подчеркивается несколько символов). После проверки всех комбинаций подсчитывается число подчеркнутых символов и записывается в одной строке с выписанными комбинациями. Затем контактами ПР задается другая комбинация кода, а в КДП — последовательно все остальные комбинации и т. д. Если применяется полный код или код, не содержащий комбинаций с n одинаковыми символами, то его следует разбить на группы комбинаций с одинаковым l (числом единиц). В каждой группе будет по $\binom{n}{l}$ комбинаций. В ПР при этом можно задать только по одной комбинации из группы и, определив для каждой из них число опасных отказов, умножить его на число комбинаций в группе. Число μ_{Σ} определится по формуле

$$\mu_{\Sigma} = \sum_{l_{\text{мин}}}^{l_{\text{макс}}} \mu_l \binom{n}{l},$$

где $l_{\text{мин}}$, $l_{\text{макс}}$ — минимальное и максимальное число единиц в комбинациях кода; μ_l — число отказов при наличии в ПР комбинации с l единицами.

По изложенной методике были определены коэффициенты для СС на рис. 29, в — и при значениях $n=2, 3, 4, 5$ и использовании кода, включающего все комбинации, которые могут фиксироваться схемами (комбинации 00...0 и 11...1 не включены в код, так как СС на рис. 29, ж — и к ним не чувствительны). Было принято, что верхнему положению переключающих контактов соответствует символ кода 1, нижнему — 0. Порядок расчета величин $f_{\text{ч}}$ показан в табл. 5 и 6.

Так как для схем на рис. 29, в и с $f_{\text{ч}}=0$, то в таблице они не указаны. По таблицам можно заметить, что с ростом n возрастает и $f_{\text{ч}}$, что надежность СС зависит от того, какие комбинации включены в код (поэтому в код с избыточностью следует включать

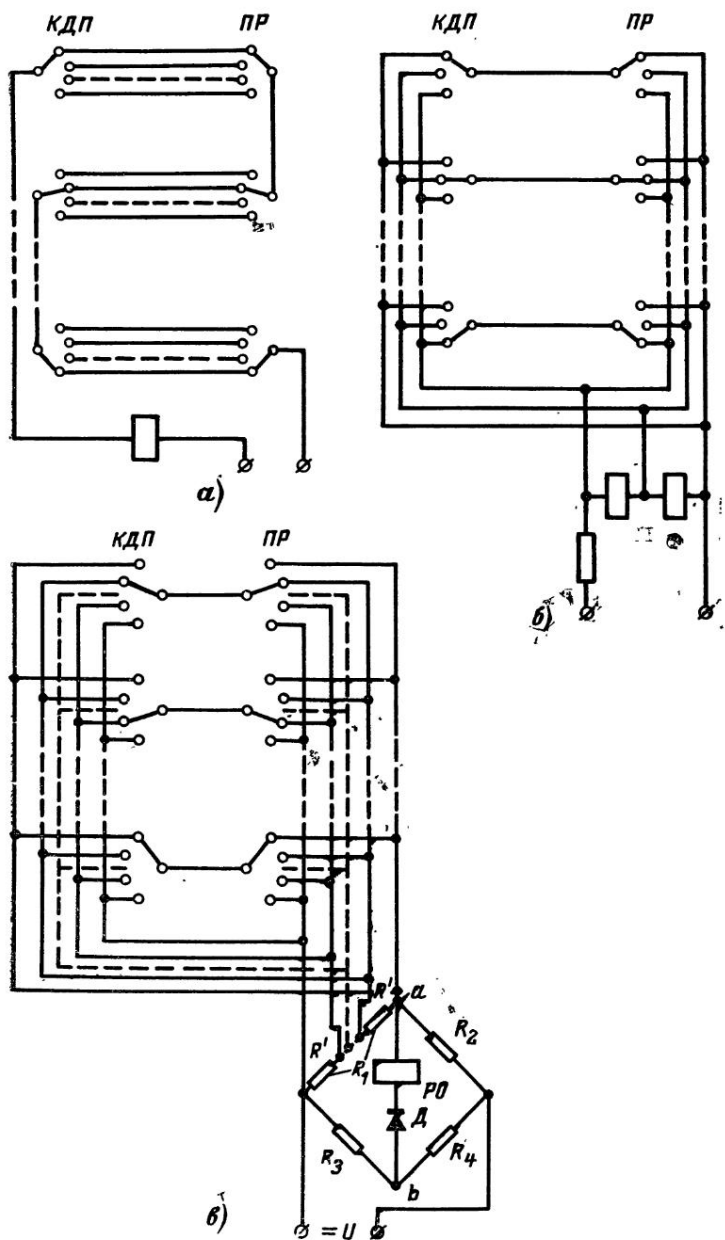


Рис. 31. Схемы совпадения для многокачественных кодов.
 а, в — для кодов с $t \geq 3$; б — для кодов с $t=3$.

Таблица 5

n	Схема	Программа	Комбинации КДП, при которых возможны одиночные отказы	μ_I	$\binom{n}{I}$	$\mu_I \binom{n}{I}$	μ_Σ	N	$f_{\text{ч}}$
2	Рис. 29, з, д, з, и	01	—	0	2	0	0	2	0
	Рис. 29, ж		01	1		2	2		1
3	Рис. 29, з	001	011, 101	2	3	6	12	6	2
		011	001, 010	2		6			
	Рис. 29, д	001	010, 100	2		6	12		2
		011	110, 101	2		6			
	Рис. 29, ж	001	011, 010, 001, 100, 101	9		27	45		7,5
		011	001, 011, 010, 110, 101	6		18			
	Рис. 29, з	001	010, 100, 101, 011	6		18	24		4
		011	110, 101	2		6			
Рис. 29, и	001	011, 101	2	6	12	2			
	011	001, 010	2	6					

комбинации, которым соответствуют меньшие числа μ_i). При кодировании следует кодовые комбинации, при задании которых в ПР обеспечиваются наименьшие величины μ_Σ , ставить в соответствие наиболее часто встречающимся значениям измеряемой величины.

При использовании в КДП скользящих переключающих контактов большое значение имеет выбор такого кода, при котором возможные нарушения контакта щеток со шкалой при переходе с ламели на ламель не приводили бы к ложным срабатываниям РО. Поэтому после определения величины $f_{\text{ч}}$ следует проверить все комбинации кода, имеющие подчеркнутые символы. Если при переходе от одной из таких комбинаций к следующей изменяется подчеркнутый символ, то это означает, что при переходе щетки с ламели на ламель возможны ложные срабатывания РО. Если такая возможность обнаружена, то следует перейти к другому коду или другой СС.

Надежность СС можно повысить за счет уменьшения числа контактных считывающих элементов n при использовании кодов с основанием $m > 2$. Для многопозиционных кодов был разработан ряд СС, аналогичных схемам для двухпозиционных кодов. Так, схе-

Таблица 6

n	Схема	l	μ_l	$\binom{n}{l}$	$\mu_l \binom{n}{l}$	μ_Σ	N	$f_{\text{ч}}$
4	Рис. 29, з, д, и	1	3	4	12	48	14	3,43
		2	4	6	24			
		3	3	4	12			
	Рис. 29, ж	1	19	4	76	154		11
		2	9	6	54			
		3	6	4	24			
Рис. 29, з	1	15	4	60	96	6,86		
	2	4	6	24				
	3	3	4	12				
5	Рис. 29, з, д, и	1	4	5	20	140	30	4,7
		2	5	10	50			
		3	5	10	50			
		4	4	5	20			
	Рис. 29, ж	1	37	5	185	425		14,17
		2	10	10	100			
		3	10	10	100			
		4	8	5	40			
	Рис. 29, з	1	32	5	160	230		9,33
		2	5	10	50			
		3	5	10	50			
		4	4	5	20			

ма на рис. 31,а легко реализуется с помощью n -дорожечной m -качественной шкалы с m токоподводами. Недостаток этой СС — большое число соединительных проводов между ПР и КДП. Для многопозиционных комбинаторных кодов эта схема неприменима из-за трудности реализации контактов КДП. Для этих кодов могут использоваться схемы, аналогичные СС на рис. 29,з. Одна из таких схем для трехпозиционного кода приведена на рис. 31,б. Здесь в качестве РО используются два однообмоточных или одно двухобмоточное реле. Сигнал на объект управления подается тогда, когда ни одно реле или ни одна обмотка не шунтируются. Аналогичные СС могут применяться и для кодов с $m > 3$. Однако с увеличением m возрастает число реле (или обмоток одного реле), входящих в схему, что усложняет ее и уменьшает надежность работы. Поэтому для кодов с $m > 3$ была разработана мостовая СС, приведенная на рис. 31,в. Сопротивления, включенные в плечи моста, связаны следующими соотношениями:

$$R_1 = (m-1)R';$$

$$R_2 = R_3 = R_4 = (m-2)R'.$$

При отсутствии совпадения кодовых комбинаций *ПР* и *КДП* минимум одно из сопротивлений R' оказывается шунтированным и напряжение в точке *a* будет больше или равно напряжению в точке *b* ($U_a > U_b$). Ток через РО не пойдет, так как этому препятствует диод *Д*. При совпадении комбинаций ни одно из сопро-

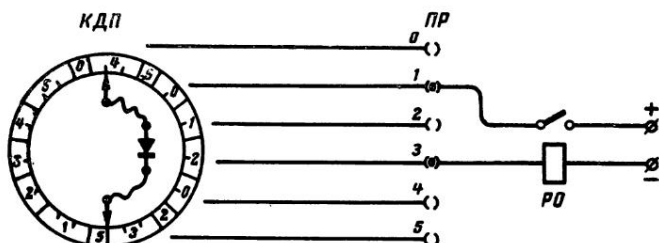


Рис. 32. Комбинаторная шкала с кодом на одно размещение «2 из 5».

тивлений R' не шунтируется $U_a < U_b$ и ток идет через РО, который выдает сигнал совпадения. С увеличением m (при неизменных U , R' и $R_{\text{п.о}}$) ток, проходящий через диагональ *ab*, уменьшится. Это необходимо учитывать при выборе РО.

Для многокачественных кодов на размещения A^2_m можно построить очень простую СС. На рис. 32 показано включение в такую схему ККУ-IV ($m=6$, $n=2$, $p=30$). Участки кодовой дорожки шкалы, обозначенные одинаковой цифрой, соединены между собой и имеют отдельный вывод. Кодовые комбинации задаются с помощью двух штекеров. При этом контакты КДП, ПР и катушка РО включаются в последовательную цепь. Диод в схеме необходим для того, чтобы можно было разделять комбинации 13 и 31, 20 и 02 и т. п.

23. КОНСТРУКЦИИ КОМБИНАТОРНЫХ ШКАЛ И СЧИТЫВАЮЩИХ ЭЛЕМЕНТОВ КОДОВЫХ ДАТЧИКОВ ПОЛОЖЕНИЯ

Комбинаторные шкалы могут иметь круговое или линейное исполнение, допускают контактное или бесконтактное считывание. При контактом считывании применяются скользящие и нажимные контакты, бесконтактное считывание осуществляется фотоэлектрическим, индуктивным, пневматическим и другими способами. Кодовые диски изготавливаются как путем заполнения диэлектриком промежутков в металлической основе, так и путем нанесения на диэлектрическую основу кодового рисунка в виде металлического покрытия.

Комбинаторное кодирование при бесконтактном считывании позволяет применить наиболее простую конструкцию шкалы дисковой формы с открытыми отверстиями. Такая шкала для однопеременного кода ($m=2$, $n=6$, $p=60$) показана на рис. 33,а (считывающие элементы необходимо расположить с шагом, равным пяти уровням квантования шкалы).

При контактом считывании выступы и впадины шкалы целесообразно выполнять на торцевой поверхности диска, что позволяет

компактно расположить считывающие элементы и уменьшить диаметральные размеры КДП. На рис. 33,б дана шкала, реализующая однопеременный код с $m=2$, $n=5$, $p=30$. В случае применения нажимных контактов шкала выполняет роль торцевого кулачка, который контактирует сразу с несколькими толкателями. Применение нажимных контактов приводит к увеличению момента на валу КДП, к дребезгу контактов при больших скоростях вращения.

Выше было показано, что число точечных скользящих контактов можно уменьшить, если применить вариант с $a_y=0$ и $a_z=0$. При

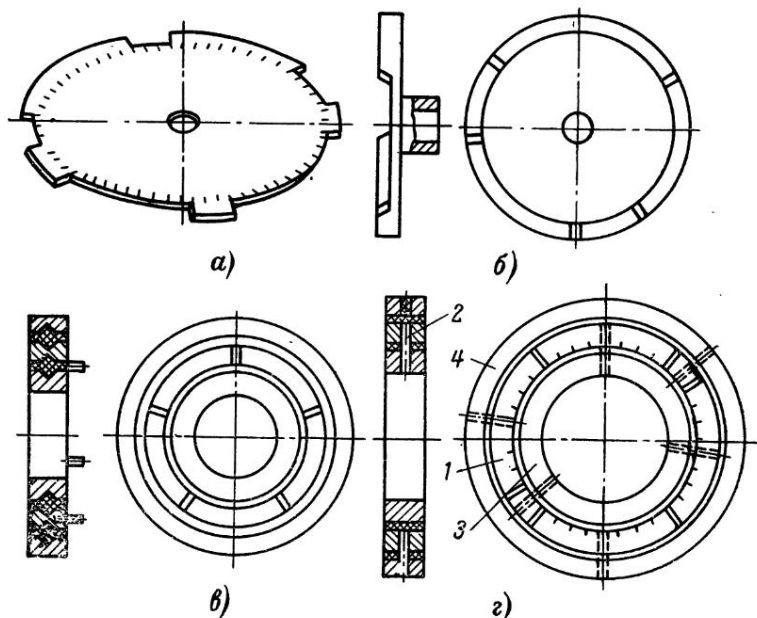


Рис. 33. Конструкции комбинаторных шкал.

а — при бесконтактном считывании; б — при использовании нажимных контактов; в, г — при использовании скользящих контактов.

этом кольцо считывающих элементов состоит из n ламелей. Такое кольцо для кода «2 из 5» показано на рис. 33,в (угол между щетками, образующими кодовую шкалу, равен 108°). Шкала на рис. 33,г, построенная для однопеременного кода с $m=2$, $n=6$, $p=36$, позволяет осуществить простые и надежные СС на переключающих элементах; считывающие элементы следует расположить с шагом, равным трем уровням квантования шкалы. Все участки кодовой дорожки 1, кроме изолирующих промежутков, токопроводящие; штифтами 2 они поочередно связаны с токоподводящими кольцами 3 или 4, т. е. смежные ламели отличаются наличием отдельных токоподводов. При вращении шкалы считывающие элементы будут подключаться то к наружному, то к внутреннему токоподводящему кольцу. Штифты 2 позволяют устранить операцию распайки участков, они являются и токоподводящими и скрепляющими элементами. Досто-

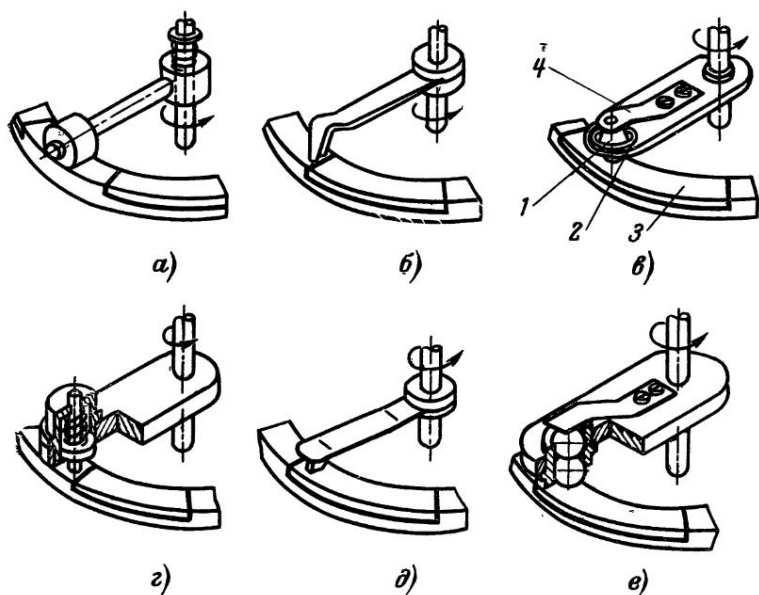


Рис. 34. Типы скользящих контактов:

а — роликовый; *б—д* — пластинчатые; *в, е* — шариковые; *г* — штифтовый.

инствами шкал на рис. 33, *в, г* по сравнению со шкалами, имеющими участки из металла и диэлектрика, являются их равномерный износ, постоянный коэффициент трения скольжения, простота изготовления; недостатки — повышенный износ считывающих элементов и возможность замыкания между собой смежных ламелей при малой ширине изолирующих промежутков.

Конструкции шкал для многокачественных кодов ($m > 2$) получаются более сложными из-за увеличения числа токоподводящих колец. При $m > n$ для уменьшения числа этих колец и числа токоподводящих щеток следует шкалу делать неподвижной. В этом случае она по конструкции подобна шкале на рис. 33, *в*. Все участки кодовой дорожки имеют штифты для распылки, участки одного качества соединяются между собой, шкала имеет m отдельных выводов.

В КДП применяются следующие типы скользящих контактов: роликовые (рис. 34, *а*), пластинчатые (рис. 34, *б, д*), шариковые (рис. 34, *в, е*), штифтовые (рис. 34, *г*). Наибольшее распространение получили второй и третий типы контактов.

Основными преимуществами пластинчатых контактов являются их простота, возможность многократного дублирования (рис. 34, *б*), высокая разрешающая способность, достигаемая благодаря линейному радиальному контакту щетки со шкалой (рис. 34, *д*). Кроме показанных применяются и другие конструктивные варианты этих контактов.

Конструкция шарикового контакта показана на рис. 34, *в*. Шарик 1, размещенный во втулке 2, прижимается к поверхности шкалы 3

пружиной 4. Считывающие элементы такого вида имеют следующие достоинства: высокую разрешающую способность благодаря точечному контакту со шкалой, возможность точного расположения по отношению к кодовой шкале, малый износ.

Шариковые щетки можно с большой точностью и компактно разместить по окружности шкалы, поэтому для комбинаторных шкал наиболее целесообразно использовать именно такие считывающие элементы.

Надежная работа шариковых контактов обеспечивается в том случае, когда шарик работает в режиме качения с проскальзыванием относительно шкалы. Качение необходимо для уменьшения износа и равномерного распределения его по поверхности шарика, проскальзывание — для обеспечения самозачистки, т. е. разрушения окисных и других пленок, образующихся на поверхностях контактов.

Шкалу и шарик можно рассматривать как ведущее и ведомое звенья. Схема сил, действующих на шарик, приведена на рис. 35. Здесь P — усилие пружины, G — масса шарика, N_1 , N_2 — реакции шкалы и втулки, F_1 , F_2 , F_3 — силы трения шкалы, втулки и пружины о шарик. Обычно $P \gg G$ (для стальной шкалы и шарика диаметром 5 мм $P = 100 \div 120$ г, $G = 0,5$ г), поэтому в дальнейшем массу шарика не учитываем. На шарик со стороны шкалы действует сила трения F_1 , способствующая его вращению. Силы F_2 , F_3 и N_1 создают момент сопротивления вращению M_c . Можно записать:

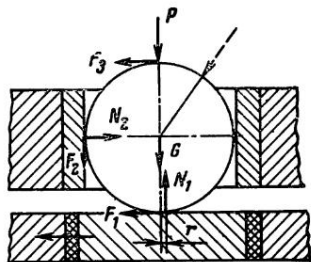


Рис. 35. Схема сил, действующих на шарик.

$$F_1 = \frac{M_c}{R}, \quad f^*_1 = \frac{M_c}{RN_1},$$

где R — радиус шарика и f^*_1 — приведенный коэффициент трения между шариком и шкалой.

Увеличение момента M_c приводит к увеличению f^*_1 за счет большего проскальзывания шарика по шкале. Возрастает и сила F_1 , так как

$$F_1 = f^*_1 N_1.$$

Когда приведенный коэффициент трения достигает величины коэффициента трения покоя f_0 , начинается чистое скольжение шарика по шкале. При малых величинах M_c шарик практически работает в режиме чистого качения.

Обозначим через f_2 , f_3 коэффициенты трения скольжения между шариком и соответственно втулкой и пружиной. Силы, действующие на шарик, связаны следующими соотношениями:

$$N_1 = P + F_2, \quad F_1 = f^*_1 N_1, \quad N_2 = F_1 + F_3, \quad F_3 = f_3 P,$$

отсюда

$$N_1 = P \frac{1 + f_2 f_3}{1 - f^*_1 f_2}, \quad F_1 = P \frac{f^*_1 (1 + f_2 f_3)}{1 - f^*_1 f_2};$$

$$N_2 = P \frac{f^*_1 + f_3}{1 - f^*_1 f_2}, \quad F_2 = P \frac{f_2 (f^*_1 + f_3)}{1 - f^*_1 f_2}.$$

Запишем уравнение моментов сил, действующих на шарик:

$$N_1 r + F_2 R + F_3 R = F_1 R,$$

где r — коэффициент трения качения.

После подстановки полученных выше выражений для N_1 , F_1 , F_2 , F_3 , преобразований и упрощений получим:

$$f^*_1(1-f_2) = f_3(1+f_2);$$

отсюда

$$f^*_1 = \frac{f_3(1+f_2)}{1-f_2}.$$

Значения f_2 и f_3 достигаются подбором материалов втулки, пружины, чистоты контактируемых с шариком поверхностей, применением смазки. Втулка и головка пружины должны иметь твердость, намного превышающую твердость шарика, так как последний скользит по одним и тем же точкам их поверхности. Кроме того, проще заменить изношенный шарик, чем втулку или пружину. В конструкции, показанной на рис. 34,е, вместо одного используются два шарика, размещенные один над другим. При этом благодаря медленному вращению верхнего шарика коэффициент f_3 длительное время сохраняет малую величину, что обеспечивает продолжительную работу нижнего шарика при постоянном режиме.

Для получения равномерного износа шарика по всей поверхности необходимо прилагать к нему силу P так, как показано пунктиром на рис. 35. При этом появляются дополнительные моменты вращения шарика, обеспечивающие последовательный контакт всех точек его поверхности со шкалой, втулкой и пружиной (или вторым шариком).

Надежность работы контакта зависит от колебаний величины переходного сопротивления между контактирующими поверхностями. Это следует учитывать при выборе материалов для шкалы и щетки. В щетках можно применять шарики из стали ШХ-15 ($HRC = 62 \div 63$), выпускаемые промышленностью. Для шкалы при работе без смазки лучше использовать нержавеющие закаливаемые стали 2Х13, 3Х13, 4Х13. При работе со смазкой допустимы обычные конструкционные закаливаемые стали или инструментальные стали. Твердость шкалы должна быть меньше, а твердость втулки — выше твердости шарика. Для шкалы допустима твердость $HRC = 47 \div 50$, а для втулки — $HRC = 63 \div 64$. Последние можно выполнять из инструментальных сталей.

На стальных поверхностях очень быстро образуются толстые окисные пленки, нарушающие контакт. Для разрушения пленок необходимо определенное контактное давление P и напряжение U . Хорошие результаты достигаются при $P = 100 \div 120$ гс и $U = 60 \div 90$ в. Применение смазки обеспечивает стабильность переходного сопротивления контактной пары и в несколько раз уменьшает износ ее элементов. Рекомендуется применение жидких маловязких масел: приборного, индустриального-12 и др.

24. ТИПЫ ПЕРЕДАЧ В КОДОВЫХ ДАТЧИКАХ ПОЛОЖЕНИЯ

Различают два типа передач между отдельными секциями КДП: непрерывные и прерывистые.

Непрерывные передачи могут быть механическими (зубчатые, червячные), а также основанными на методах оптической или электрической редукции. По сравнению с прерывистыми, они имеют следующие достоинства:

- 1) возможность получения практически любого передаточного отношения i ,
- 2) небольшие габариты при больших передаточных отношениях,
- 3) плавность работы,
- 4) высокие надежность и долговечность.

Однако при использовании таких передач в i раз увеличиваются погрешности старших секций по отношению к младшим. Поэтому для согласования отсчетов секций применяют метод логического считывания. На рис. 36,а дан пример использования цилиндрической зубчатой передачи в двухсекционном КДП (I — кодовая шкала секции).

В КДП применяются прерывистые передачи: мальтийские, зубчатые, храповые, кулачковые и лопастные. Их применение приводит к тому, что погрешности передач и старших секций, приведенные к входному валу КДП, оказываются одного порядка с погрешностями младшей секции. Это позволяет использовать для согласования отсчетов секций метод дискретизации, при котором упрощаются СС и конструкция КДП. Пример использования мальтийской передачи в КДП дан на рис. 36,б.

Большие возможности обеспечивает применение в КДП смешанных межсекционных передач, представляющих собой различные сочетания непрерывной и прерывистой передач. Их можно разделить на три вида: 1) непрерывно-прерывистые (н-п), 2) прерывисто-непрерывные (п-н) и 3) непрерывно-прерывисто-непрерывные (н-п-н). Смешанные передачи применяются тогда, когда с их помощью можно уменьшить или устранить влияние факторов, препятствующих применению прерывистой или непрерывной передачи. При наличии смешанных передач рекомендуется применять для согласования отсчетов секций отраженный код или метод логического считывания.

На рис. 36,в показана н-п-передача. Непрерывная замедляющая передача 1 с передаточным числом i_1 уменьшает динамические нагрузки прерывистой передачи 2 в i_1 раз. Однако добавление ее приводит к увеличению в i_1 раз приведенных погрешностей старшей секции КДП и общего передаточного числа i между секциями.

Устранить изменение передаточного числа можно за счет прерывистой передачи, увеличивая в i_1 раз число роликов кривошипа, зубьев неполнозубого колеса и т. д. При выборе i_1 следует учитывать следующие соотношения:

$$a_1 = i_1 a \text{ и } a_1 < b. \quad (54)$$

Здесь a , a_1 — числа передающих движение элементов ведущего звена прерывистой передачи соответственно при отсутствии и при наличии непрерывной передачи, причем a и a_1 — целые числа; b — число элементов ведомого звена прерывистой передачи (пазов мальтийского креста, зубьев шестерни и т. д.).

На рис. 36,г непрерывная передача 2 расположена после прерывистой 1. Это позволяет получить практически любые числа i

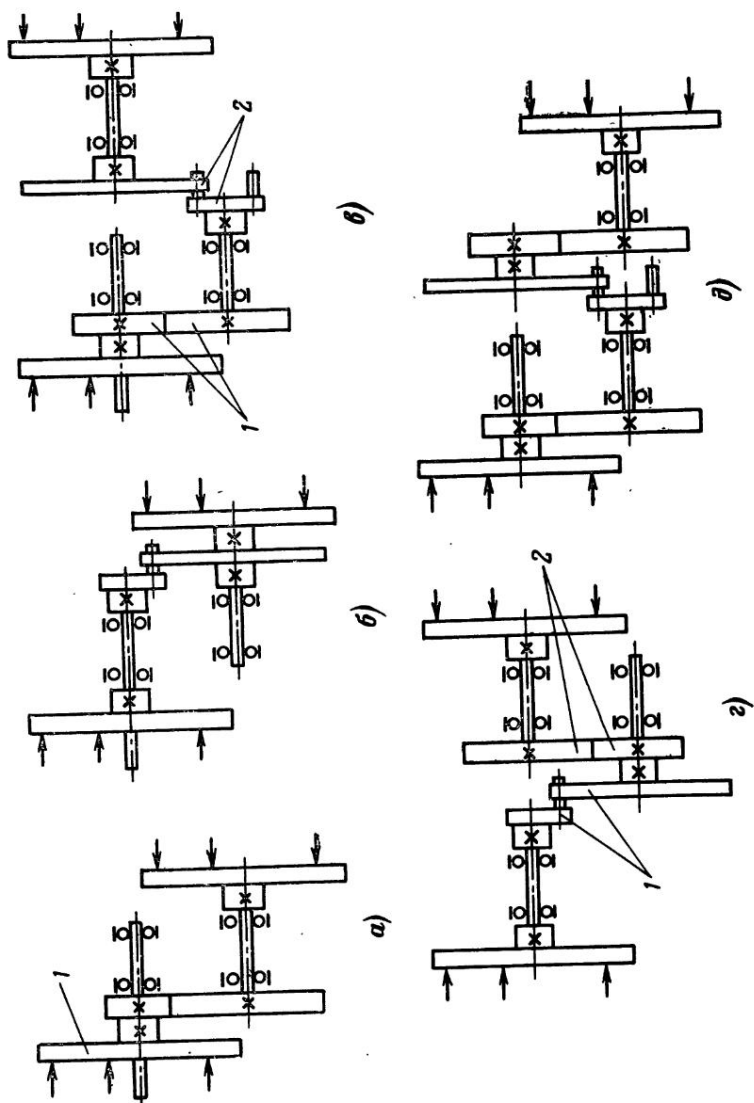


Рис. 36. Типы передач в КДП.
а — непрерывная;
б — прерывистая;
в — непрерывно-прерывистая; г — непрерывно-прерывистая; д — прерывистая; е — непрерывно-прерывистая.

между секциями, что особенно важно при использовании комбинаторных шкал, числа p которых могут быть самыми различными. В данном случае предоставляется больше свободы при выборе передаточного числа i_1 прерывистой передачи, а это позволяет использовать наиболее подходящий вид ее с оптимальными габаритами. Момент на ведущем звене ее снижается в i_2 раз (i_2 — передаточное число непрерывной передачи), что имеет значение для таких например, передач, как лопастная. Недостатки п-п-передачи следующие: погрешности старшей секции, как и в предыдущем случае, увеличиваются в i_2 раз; ограничивается число оборотов входного вала КДП, на котором закреплено ведущее звено прерывистой передачи.

На рис. 37,б показана н-п-п-передача. Она сочетает в определенной мере достоинства двух предыдущих видов смешанных передач, т. е. позволяет уменьшить динамические нагрузки прерывистой передачи и получить практически любые числа межсекционной передачи. Остаются в силе соотношения (54) для выбора числа i_1 первой непрерывной передачи. Остается и общий недостаток двух предыдущих передач: ошибки второй секции увеличиваются в $i_1 i_3$ раз (i_3 — передаточное число второй непрерывной передачи), что при использовании для согласования отсчетов секций отраженных кодов уменьшает точность КДП.

Многосекционные КДП могут быть одно- и многооборотными. В первых угол поворота входного вала КДП изменяется в пределах $0-360^\circ$. Для связи первой секции со второй, второй с третьей и т. д. используются повышающие передачи. Эти передачи могут быть только непрерывными, и к ним предъявляются очень серьезные точностные требования. Из механических могут использоваться передачи с цилиндрическими, коническими или винтовыми зубчатыми колесами. Жесткая механическая связь между секциями приводит к тому, что момент инерции вращающихся частей любой секции, приведенный к входному валу КДП, увеличивается в i^2 раз, а момент трения — в i раз, где i — передаточное число между данной секцией и входным валом. В устройствах, не допускающих такое увеличение нагрузки (гирскопические, измерительные и другие приборы), вместо механической применяется оптическая или электрическая редукция. При этом можно получить очень большое передаточное число i (до 1 000) и разрешающую способность q (угловые секунды). Однако подобные редукторы значительно сложнее механических.

В многооборотных КДП угол поворота входного вала изменяется в пределах нескольких оборотов. Первая секция со второй, вторая с третьей и т. д. связываются понижающими передачами. Это уменьшает требования к редуктору КДП и снижает нагрузки на входной вал. В многооборотных КДП могут применяться все ранее рассмотренные типы передач (непрерывные, прерывистые, смешанные).

25. МЕТОДЫ УСТРАНЕНИЯ ОШИБОК ГРАНИЧНОГО СЧИТЫВАНИЯ

Специфическими ошибками КДП являются ошибки граничного считывания. Они могут возникать тогда, когда сразу несколько считывающих элементов переходят с одних участков шкалы на другие. Причины появления ошибок граничного считывания или ложных

кодов были рассмотрены выше. Известны следующие методы устранения ложных кодов: дискретизация, применение однопеременных кодов, логическое считывание.

Все эти методы применимы также для комбинаторных шкал. В пределах одного отсчета возможность появления ложных кодов исключается при использовании однопеременных комбинаторных кодов. В многоотсчетных КДП возникает проблема согласования кодовых комбинаций отсчетов. Особенно трудна проблема согласования отсчетов разных секций КДП. Комбинаторные шкалы позволяют получить ряд интересных конструктивных решений этого вопроса.

В двухсекционном многооборотном КДП с нажимными контактами, схема которого приведена на рис. 37, для согласования от-

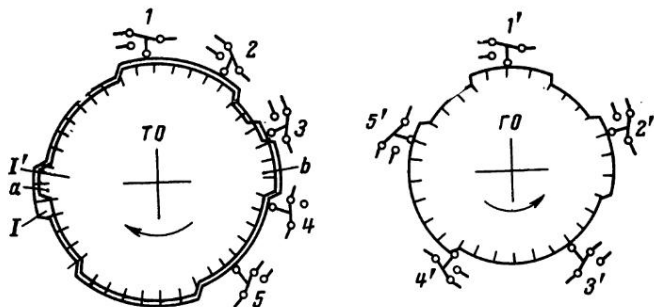


Рис. 37. Схема КДП с комбинаторными шкалами при использовании нажимных контактов.

1, 2, 3, 4, 5 — считывающие элементы ТО; 1', 2', 3', 4', 5' — считывающие элементы ГО.

счетов применен частично отраженный однопеременный код ($m=2$, $n=10$, $N=600$), реализуемый с помощью специально построенной шкалы секции точного отсчета ТО и секции грубого отсчета ГО. Особенностью кода является то, что при изменении кодовой комбинации грубого отсчета в ТО повторяется (отражается) лишь одна кодовая комбинация, а остальные идут в прежнем порядке (табл. 7). Шкала секции ТО состоит из двух кулачков I и I', представляющих собой последовательно замкнутые по окружности разветки двух одинаковых шкал для однопеременного кода ($m=2$, $n=5$, $p=20$), причем выступы a и b кулачка I' изменены по сравнению с соответствующими выступами кулачка I. Благодаря этому контакт 3, толкатель которого контактирует с кулачком I', не изменяет своего состояния в момент изменения комбинации в секции ГО и в секции ТО повторяется комбинация 11100 или 11000 (табл. 7). Секция ГО позволяет получить 30 комбинаций однопеременного кода ($m=2$, $n=5$), а секция ТО—20, причем в последней повторение комбинаций 20, 40 и т. д. приводит к нарушению однопеременности комбинаций 21 и 22, 39 и 40 и т. д. (табл. 7) и к появлению ряда переходных комбинаций (указаны в скобках)

$$\begin{aligned} 11100 &\rightarrow (11110, 11000) \rightarrow 11010 (21 \rightarrow 22); \\ 10100 &\rightarrow (11100, 10000) \rightarrow 11000 (39 \rightarrow 40). \end{aligned}$$

Таблица 7

Частично отраженный код

№ комбинации	Точный отсчет	Грубый отсчет
1	11000	11001
2	11010	
3	01010	
4	01110	
5	01100	
.	
.	
.	
18	10101	
19	10100	
20	11100	
21	11100	11011
22	11010	
23	01010	
.	
.	
.	
38	10101	
39	10100	
40	11000	
41	11000	11010
42	11010	
43	01010	
.	
.	
.	

Код построен так, что в обоих случаях одна из этих комбинаций (11110 и 10000) является запрещенной (не входит в код). Для устранения возможности появления ложных комбинаций 11000 и 11100 выступы *a* и *b* соответственно уменьшаются и увеличиваются по сравнению с аналогичными выступами кулачка *I* на величину, превышающую один уровень квантования шкалы. Это превышение определяется допусками на изготовление и сборку шкалы и считывающих элементов. Шкалы секций ТО и ГО связаны прерывисто-непрерывной понижающей передачей с общим передаточным числом $i=15$ ($i_1=8$, $i_2=1,875$), позволяющей снизить в 8 раз приведенные погрешности секции ГО.

Очень просто решается вопрос согласования отсчетов секций при использовании в КДП таких комбинаторных шкал, в которых все элементарные участки какого-то одного качества объединены в один участок, занимающий половину или близкую к половине часть окружности шкалы (для шкал с числом дорожек более одной речь идет об одной из дорожек). Такие шкалы позволяют заранее, в зависимости от значения одного из символов запрограммированной

кодовой комбинации для младшей секции КДП, задать соответствующим элементам старшей секции состояние, необходимое для правильного согласования заданных для обеих секций комбинаций при их считывании. Это можно сделать двумя способами: коммутацией питания участков шкал или изменением положения считывающих элементов.

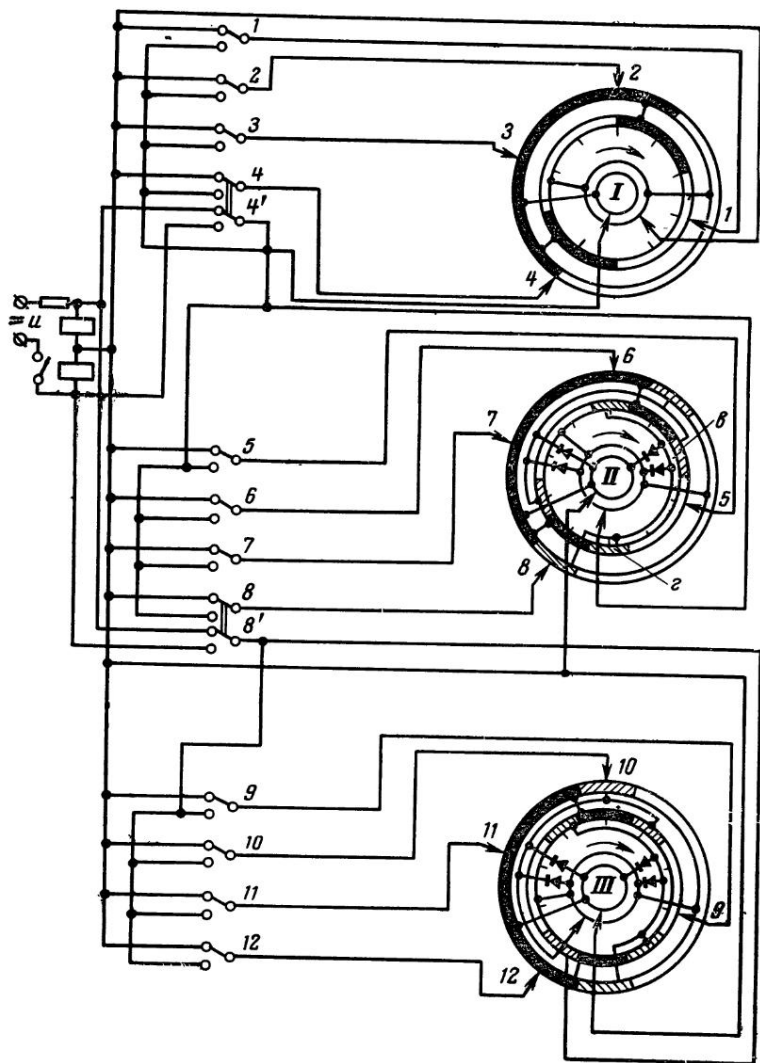


Рис. 38. Метод коммутации питания.

Оба эти способа являются разновидностями метода логического считывания.

Приведем пример реализации первого способа. На рис. 38 изображена схема соединения трехсекционного многооборотного КДП с устройством программы. Шкалы секций *I*, *II*, *III* связаны непрерывными понижающими передачами. Каждая секция реализует однопеременный код ($m=2$, $n=4$, $p=10$), комбинации которого можно разбить на две группы по пять комбинаций в каждой. В секции *I*, например, комбинации первой или второй группы получаются при контакте считывающего элемента 4 соответственно с нулевым или единичным (зачернен) участком наружной дорожки шкалы. Шкалы секций *II* и *III* имеют коммутируемые участки (заштрихованы), величина которых немного меньше одного уровня квантования шкалы, а середина совпадает с границами уровней квантования. Каждый из них с помощью контакта 4', связанного с контактом 4, и четырех диодов подключается к одному из соседних участков шкалы (участки *в* — к участкам одного качества, участки *г* — к участкам другого качества). Пусть в секции *I* при указанном направлении вращения шкалы вначале реализуются комбинации первой группы (0110, 1110, 1100, 0100, 0000) и появление первой из них совпадает с моментом появления новой комбинации в секции *II*. При задании любой из комбинаций этой группы контакты 4 и 4' занимают одно и то же положение (например, верхнее) и подключение коммутируемых участков шкалы секции *II* соответствует смещению границ остальных ее участков от теоретического положения в сторону, противоположную вращению шкалы. Задание любой из комбинаций второй группы (0001, 1001, 1011, 0011, 0111) соответствует другому положению контактов 4' и противоположному смещению границ участков шкалы секции *II*. В последнем случае устраняется возможность смены комбинаций в секции *II* раньше, чем будет считана заданная комбинация в секции *I*, т. е. устраняется возможность появления ложной комбинации. Аналогично происходит согласование отсчетов при изменении направления вращения и задании комбинации первой группы. Участки шкалы секции *III* коммутируются контактом 8' с учетом комбинации, заданной для секции *II*. Заметим, что предлагаемая схема коммутации питания применима только для кодов с $m=2$.

Остановимся теперь на втором способе согласования отсчетов, при котором в зависимости от запрограммированной комбинации для младшей секции КДП происходит смещение считывающих элементов старшей секции в ту или другую сторону от теоретического положения.

На рис. 39 дана схема соединения с устройством программы двухсекционного многооборотного КДП на 10 000 отсчетов. Каждая секция реализует однопеременный код ($m=3$, $n=5$, $p=100$), построенный таким образом, что на шкале все элементарные участки одного из качеств (обозначим его знаком 0) объединяются в один большой участок *а*. Это, как и при способе коммутации питания, позволяет разделить комбинации кода на две группы. В секции *I* в одну группу входят комбинации, содержащие нулевой пятый элемент, в другую — с ненулевым пятым элементом. В зависимости от того, к какой группе принадлежит заданная для секции *I* комбинация, программируется с помощью контакта 5', связанного с контактом 5, положение считывающих элементов секции *II*. Контакт 5' подает напряжение на электромагнит ЭМ только при задании кон-

тактом 5 знака 0. При этом электромагнит притягивает свой якорь и поворачивает обойму со считывающими элементами секции II. При задании других знаков (1 или 2) отключается электромагнит ЭМ и пружина поворачивает обойму в обратную сторону до упора. Из-за погрешностей элементов секции II, люфта и других кинематических погрешностей понижающей механической передачи между секциями ($i=100$) угол между двумя положениями считывающих

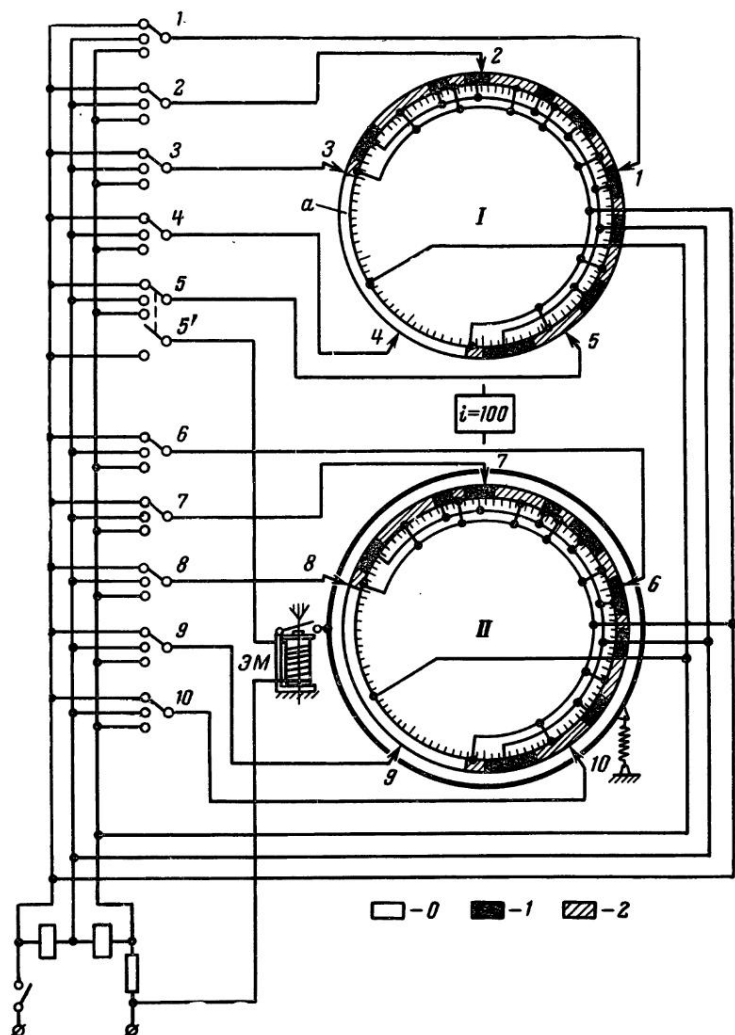


Рис. 39. Устранение ошибок граничного считывания с помощью изменения положения считывающих элементов старшей секции КДП,

элементов должен быть меньше углового размера одного уровня квантования шкалы. Величины отклонений считывающих элементов в ту или иную сторону от теоретического положения пропорциональны угловым размерам участка a и остальной части дорожки шкалы.

По сравнению со способом коммутации питания участков шкалы рассматриваемый метод обладает следующими достоинствами: возможностью использования кодов с основанием $m > 2$, возможностью применения бесконтактного считывания, наличием более простой коммутационной схемы и конструкции шкалы. Вместе с тем применение электромагнитов приводит к некоторому увеличению массы и габаритов КДП. Итак, способ коммутации питания рационально применять при небольшом числе участков шкал, при достаточной величине шага квантования, при значительном числе секций. Второй способ целесообразно использовать для шкал с большим числом p и при числе секций не более двух. Оба способа могут применяться как в многооборотных, так и в однооборотных КДП. Они позволяют расширить допуски на изготовление элементов старшей секции КДП. Однако если в многооборотных КДП требования к люфту и другим погрешностям межсекционных передач значительно снижаются, то в однооборотных КДП сохраняются жесткие требования к ним. Недостатком обоих вариантов логического считывания является то, что они применимы только для определенного вида комбинаторных шкал.

ГЛАВА ШЕСТАЯ

СИСТЕМЫ АВТОМАТИКИ С КОМБИНАТОРНЫМИ ШКАЛАМИ

Системы автоматики с кодовыми шкалами в зависимости от условий работы шкалы и характера переработки информации могут быть подразделены на цифровые измерительные системы, в которых кодирующие устройства играют роль датчиков измеряемого параметра, и кодовые системы числового программного управления, в которых названные устройства выполняют функцию датчиков обратной связи.

Цифровые измерительные системы используются в машинах централизованного контроля, в системах телемеханики, при автоматизации технологических процессов и т. п. Они дают возможность осуществлять запоминание и хранение информации, цифровую индикацию и регистрацию измеряемого параметра, ввод данных в вычислительную машину и передачу информации на расстояние. Существенным достоинством цифровых измерительных систем с кодовыми шкалами является отсутствие специальных запоминающих устройств, поскольку функции последних выполняются самими кодовыми шкалами. Это, а также простота формирования цифрового эквивалента измеряемого параметра обуславливают простоту цифровых измерительных систем с кодовыми шкалами, их высокую надежность и низкую стоимость.

Кодовые системы программного управления применяются в основном для автоматизации рабочих машин. Они относятся к замкнутым позиционным системам и, как уже отмечалось ранее, в общем случае включают в себя устройство ввода программы, кодовый дат-

чик обратной связи, преобразователь кода программы в код датчика или кода датчика в код программы и схему совпадения с реагирующим элементом, которая при равенстве кодовых комбинаций, поступающих от датчика и узла программы, вырабатывает управляющий сигнал. Характерной особенностью кодовых систем программного управления является абсолютный отсчет. Это исключает возможность появления в них накопленных ошибок и потерь информации при внезапных отключениях питающего напряжения. То, что результаты отсчета представлены в кодированном виде, обеспечивает высокую помехоустойчивость данных систем и позволяет легко осуществлять цифровую индикацию положений рабочих органов.

Технологические возможности кодовых систем весьма широки. Они включают в себя управление рабочими и установочными перемещениями исполнительных органов машин, управление процессами контроля, термообработки и т. д. В связи с этим кодовые системы могут быть использованы для автоматизации металлорежущих станков, грузоподъемных и складировочных машин, термического оборудования, в контрольно-сортировочных автоматах, в автоматических дозаторах и пр. Высокая помехоустойчивость позволяет также применять их для дистанционного управления различными установками, работающими в агрессивных средах, в зонах повышенной радиации или для дистанционной наладки автоматических линий, систем управления с упорами и т. д.

В настоящее время кодовые системы программного управления и цифровые измерительные системы с кодовыми шкалами обычно строятся на базе многодорожечных кодирующих устройств. Однако во многих случаях вместо указанных устройств с успехом могут быть использованы ККУ. Рассмотрим некоторые вопросы, связанные с применением ККУ в системах автоматики, и опытные образцы систем и устройств с однодорожечными комбинаторными шкалами, разработанные в Уральском политехническом институте им. С. М. Кирова.

26. КОДОВЫЕ СИСТЕМЫ ПРОГРАММНОГО УПРАВЛЕНИЯ МЕТАЛЛОРЕЖУЩИМИ СТАНКАМИ

В металлорежущих станках кодовые системы программного управления с ККУ позволяют автоматизировать:

- 1) формообразующие координатные перемещения узлов, определяющих взаимное расположение объекта обработки и инструмента;
- 2) установочные координатные перемещения узлов, определяющих положение объекта обработки относительно рабочих позиций станка;
- 3) установочные координатные перемещения узлов, определяющих выбор рабочего инструмента;
- 4) установочные координатные перемещения звеньев, определяющих размерную настройку станка;
- 5) установочные координатные перемещения звеньев, определяющих цикловую настройку станка;
- 6) установочные координатные перемещения органов управления режимами работы станка.

Рассмотрим координатно-сверлильные станки для обработки монтажных плат. Станки предназначены для сверления отверстий диаметром 0,5—4 мм с межосевыми расстояниями, кратными 1 мм.

Создано два станка, один из которых имеет размеры стола 115×210 мм, второй — 300×400 мм. Опишем более подробно один из станков (рис. 40). Станок двухкоординатный с последовательной обработкой продольных и поперечных перемещений. Привод продольного перемещения стола: электродвигатель, зубчатая муфта реверса подачи, управляемая электромагнитом, клиноременная передача, старт-стопная муфта, управляемая двумя электромагнитами, винт

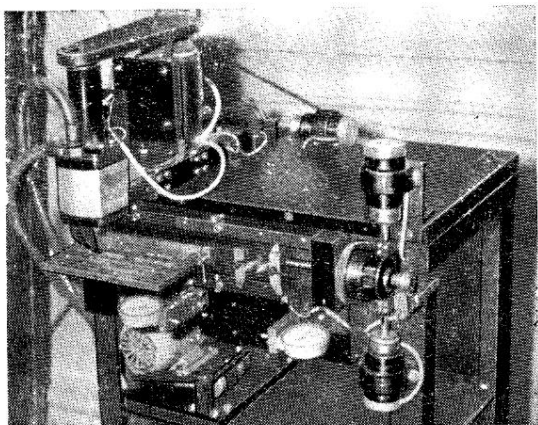


Рис. 40. Координатно-сверлильный станок для обработки монтажных плат.

продольной подачи стола. Привод поперечного перемещения салазок такой же. Стол и салазки имеют шариковые направляющие, шаг винтов — 1 мм. Сверлильная головка имеет пневмогидравлический привод подачи сверла.

Программа записывается на стандартной пятидорожечной киноленте, считывание параллельное, покадровое, контактное, осуществляется считывающей головкой типа УЧП-6 конструкции ЭНИМС, код программы «3 из 6». Обратная связь осуществляется электро-механическим кодовым счетчиком. Счетчик ККУ для кода «3 из 6» ($p=18, n=6$) с электро-механическим шаговым приводом. Последний состоит из электромагнита и храпового механизма. За один оборот винта подачи стола или головки счетчик срабатывает один раз. Быстродействие счетчика — 20 импульсов/сек, что обеспечивает минутную подачу до 1200 мм/мин. Кодовая маска ККУ на рис. 41,а повторяется 2 раза, шкала ККУ — стальной закаленный диск с открытыми пазами, считывающими элементами являются шарики (рис. 41,б), для дублирования каждая щетка состоит из двух шариков. Реле $P1$ — реле совпадения, реле $P2$ — реле установки на нуль, которое включается при срабатывании контактов $P3$ (нулевому положению счетчика соответствует комбинация 111000).

Станок имеет три автоматические программы. Та или другая программа задается кодовой комбинацией на перфоленте. Командо-аппаратом является шаговый искатель ШИ-50, каждой программе

соответствует один ряд пластин контактного поля, каждому переходу — отдельная контактная пластина ряда. Число переходов программ кратно четырем, программы в любой последовательности могут следовать друг за другом.

Первая программа — обработка одиночного отверстия, она имеет четыре перехода: установка счетчика на нуль, подача, сверление, смена кадра. Вторая программа — обработка ряда отверстий с по-

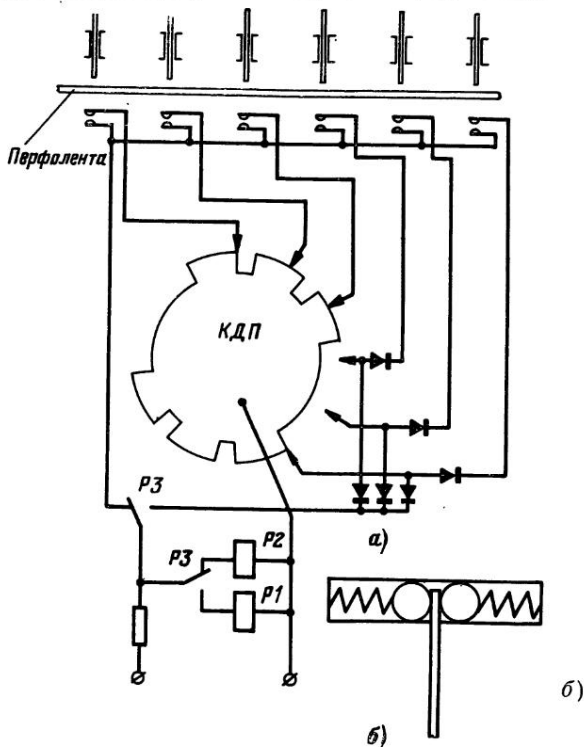


Рис. 41. Система программного управления координатно-сверлильным станком.

а — принципиальная схема; б — схема считывающего элемента КДП.

стоянным шагом, она имеет переходы: установка на нуль, подача, сверление, счет, затем указанные переходы повторяются столько раз, сколько требуется обработать отверстий (до 18), и только после этого происходит смена кадра. Число отверстий задается кодом «3 из 6» и считается таким же счетчиком, как узел обратной связи. Третья программа — перемещение исполнительного органа на величину, превышающую 18 мм; переходы программы: установка на нуль, подача, холостой переход, счет и т. д. Так, величину 90 мм можно отработать, задавая девять перемещений по 10 мм, шесть перемещений по 15 мм и т. д.

Наличие трех программ вызывает уменьшение объема программносителя в 3—4 раза. Координатно-сверлильные станки длительно испытывались на всех программах и показали хорошие результаты обработки.

Рассмотрим систему управления поворотно-делительным станочным столом [Л. 59]. Система включает в себя: кодовый датчик обратной связи, контролирующий положение планшайбы стола; устройство ввода программы; двустороннюю электромагнитную муфту, состоящую из двух полумуфт — ведущей, соединяющей входной вал стола с двигателем, и тормозной, стопорящей планшайбу; схему совпадения; схему обнаружения ошибок программирования.

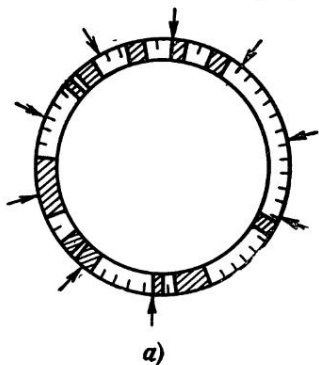
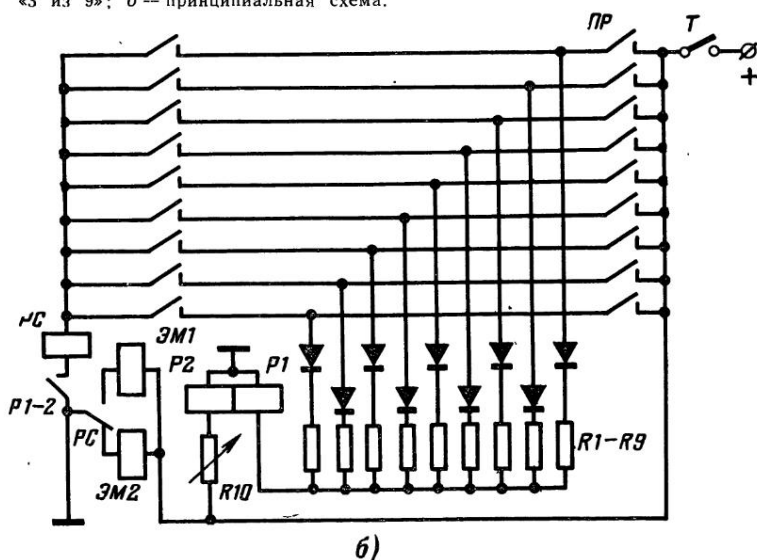


Рис. 42. Система программного управления поворотно-делительным столом.

a — комбинационная шкала с кодом «3 из 9»; *б* — принципиальная схема.



Датчик положения планшайбы работает в коде «3 из 9». Он состоит из стальной кодовой шкалы, установленной на планшайбе, и девяти шариковых щеток, закрепленных с шагом 40° в текстолитовом кольце, установленном на корпусе стола. Шкала имеет залитые эпоксидной смолой пазы (рис. 42, *a*), имеет $p=72$, шаг квантования — 5° . Схема совпадения показана на рис. 42, *б*, срабатывание данной схемы выражается в отключении *PC* в момент совпадения комби-

наций. В случаях, когда одновременно замкнуто более шести щеток датчика и три контакта узла программы или более трех контактов узла программы и шесть щеток датчика, отключение *РС* произойти не может. Это позволяет:

1) использовать для предотвращения ошибок при переходных процессах в датчике метод избыточной информации;

2) исключить возможность ложного позиционирования планшайбы при попадании продуктов износа трущихся пар датчика под щетки;

3) обнаруживать все ошибки программирования, выражающиеся во включении более трех контактов вводного устройства;

4) обнаруживать все ошибки программирования, представляющие собой задание комбинаций, принадлежащих полному кодовому множеству «3 из 9», но не входящих в код, реализуемый в датчике.

Поскольку схема совпадения не позволяет обнаруживать ошибки программирования, выражающиеся во включении менее трех контактов устройства ввода, в системе для этой цели использована специальная схема. Она состоит из быстродействующего двухобмоточного поляризованного реле (на рис. 42,б его обмотки обозначены *P1* и *P2*), девяти постоянных сопротивлений (*R1—R9*) и одного переменного (*R10*). Настройка схемы производится так, что при подаче напряжения на три и более сопротивлений из *R1—R9* н. с. реле *P1* превышает н. с. *P2*, а при подаче напряжения на два и менее сопротивлений — наоборот.

Работа системы управления поворотно-делительным столом состоит в следующем. При включении тумблера *T* замыкается контакт *P1*, *P2*, срабатывает реле *РС* и включается ведущая полумуфта *ЭМ1*. Планшайба стола начинает вращаться. При совпадении ее положения с запрограммированным, *РС* обесточивается, вместо ведущей полумуфты *ЭМ1* включается тормозная полумуфта *ЭМ2* и планшайба останавливается.

Применение кодовых систем программного управления с ККУ в металлорежущих станках весьма эффективно не только в случаях, описанных выше, но и при автоматической смене инструмента, режимов работы станка и т. д. Так, например, вместо многодорожечной двоичной кодовой шкалы, использованной в датчике положения шестипозиционной револьверной головки на координатно-сверлильном станке КС-02П [Л. 60], целесообразно было бы использовать одноканальную комбинаторную кодовую шкалу вида —111000—, взаимодействующую с тремя равномерно расположенными по окружности считывающими элементами. При этом конструкция датчика упростится и не потребуются принимать специальные меры для предотвращения ошибок считывания, поскольку код, формируемый ККУ, является однопеременным.

27. КОДОВЫЕ СИСТЕМЫ ПРОГРАММНОГО УПРАВЛЕНИЯ КОНТРОЛЬНО-СОРТИРОВОЧНЫМИ АВТОМАТАМИ

В контрольно-сортировочных автоматах с помощью кодовых систем с ККУ возможна автоматизация:

1) установочных перемещений звеньев, определяющих настройку измерительных станций;

2) установочных перемещений звеньев, производящих разводку объектов контроля по сортировочным отсекам;

3) установочных перемещений звеньев, определяющих последовательность измерения параметров объекта контроля.

Наиболее перспективным является использование кодовых систем для упразднения разводкой контролируемых объектов по сортировочным отсекам. При этом возможны два случая. В первом из них кодовый датчик кинематически связывается с поворотным лотком, рукавом или конвейером, доставляющим объект контроля

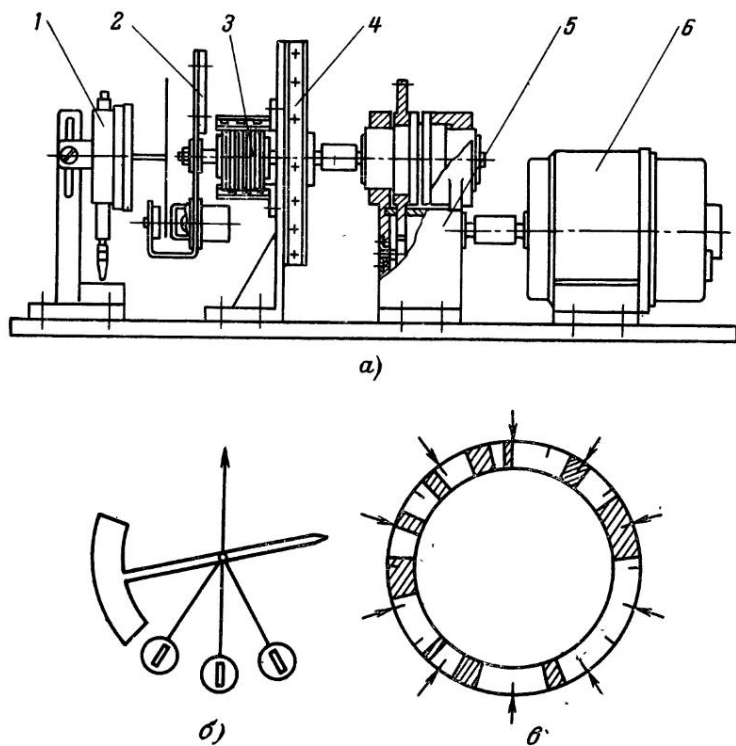


Рис. 43. Измерительная станция контрольно-сортировочного автомата.

а — конструктивная схема; б — схема взаимного расположения опрашивающей и дублирующей стрелок; в — комбинаторная шкала с кодом «3 из 10».

к сортировочным отсекам. Информация об измерении объекта контроля в кодированном виде записывается в запоминающем устройстве, лоток, рукав или конвейер фиксируются в положении, соответствующем определенному отсеку, куда и направляется контролируемый объект. Во втором случае кодовый датчик связывается с измерительной станцией. Формируемая им информация подается в схемы совпадения, куда программой заданы контрольные установки. При срабатывании той или иной схемы совпадения открываются определенные сортировочные заслонки или включаются им

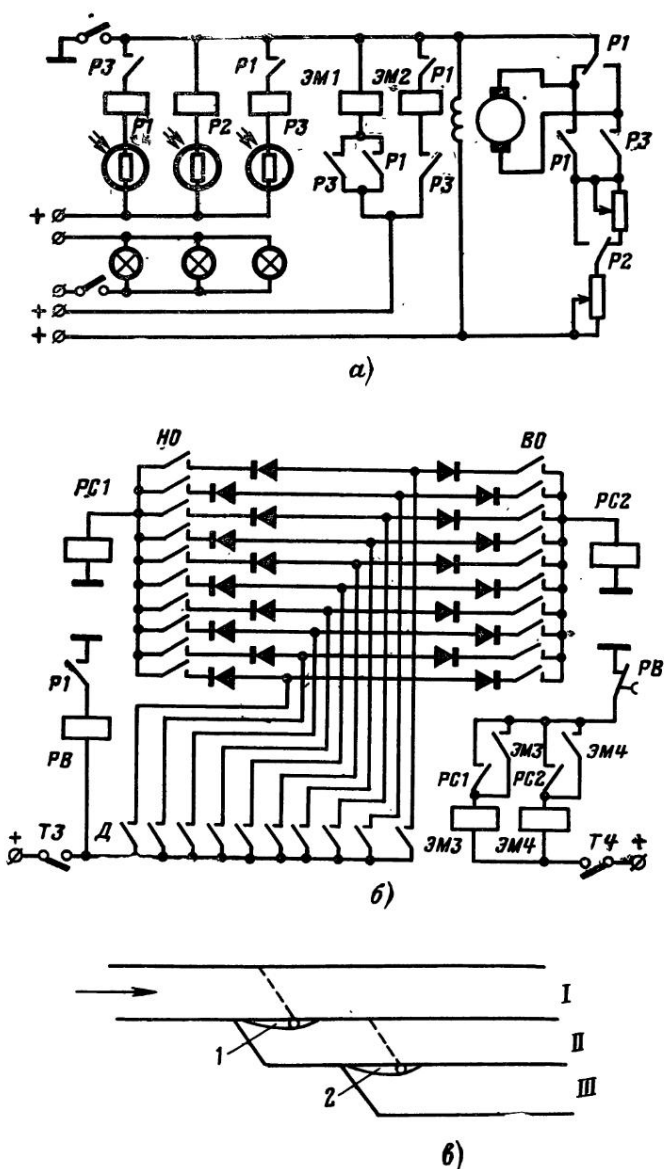


Рис. 44. Система управления контрольно-сортировочным автоматом.

а — схема управления измерительной станцией; б — сортировочная схема; в — схема расположения сортировочных заслонок.

эквивалентные устройства и объект контроля попадает в нужный сортировочный отсек. Рассмотрим пример измерительной станции, электросхемы управления измерительной станцией и электросхемы управления заслонками автомата для размерной сортировки плоских деталей, работающего по второму способу.

Измерительная станция автомата (рис. 43,а) состоит из индикатора часового типа 1 и устройства для автоматического съема показаний стрелочных приборов. На оси стрелки индикатора закреплена легкая пластмассовая дублирующая стрелка с флажком. На валу устройства для съема показаний установлены: опрашивающая стрелка 2 с тремя фотосопротивлениями, расположенными согласно рис. 43,б; коллектор 3, питающий фотосопротивления и осветители; кодовый диск датчика положения опрашивающей стрелки 4, реализующий ККУ с кодом «3 из 10» согласно рис. 43,в. Вал через редуктор 5 с двусторонней электромагнитной муфтой соединен с двигателем постоянного тока 6.

Электросхема измерительной станции (рис. 44,а), кроме фотосопротивлений, осветителей и двигателя, включает в себя три электромагнитных реле, два из которых — *P1* и *P3* предназначены для управления направлением вращения опрашивающей стрелки, а третье — *P2* — для переключения привода опрашивающей стрелки перед остановкой с высокой скорости на низкую; ведущую *ЭМ1* и тормозную *ЭМ2* полумуфты и настроечные сопротивления.

Электросхема управления заслонками (рис. 44,б) содержит две параллельно соединенные схемы совпадения и состоит из реле совпадения *PC1* и *PC2*; контактов *D* датчика положения опрашивающей стрелки; контактов устройства ввода программы нижнего *НО* и верхнего *ВО* допускаемых отклонений контролируемых деталей, разделительных диодов, исключающих взаимное влияние программ; электромагнитов *ЭМ3* и *ЭМ4*, управляющих заслонками, и реле времени *PВ*.

Работа устройства происходит следующим образом (ссылки даются на рис. 44,а и б). Когда под шток индикатора вводится деталь, размер которой меньше минимально допускаемого, показывающая и дублирующая стрелки индикатора смещаются с нуля в определенное положение, срабатывает *P3* (рис. 44,а), опрашивающая стрелка поворачивается вслед за дублирующей и кодовый датчик вводит в схемы совпадения кодовый эквивалент показаний индикатора. При этом *PC1* и *PC2*, включенные в момент замыкания тумблера *T3*, будут все время оставаться во включенном состоянии, а сортировочные заслонки будут находиться в положении, показанном на рис. 44,б. После вывода детали из-под штока включится *P1*, опрашивающая стрелка вернется в исходное состояние, а деталь попадет в сортировочный отсек *I* — «неисправимый брак». Если под шток вводится деталь, размеры которой лежат в пределах допуска, то при вращении опрашивающей стрелки и кодового диска отключится и вновь включится *PC1*. С помощью электромагнита *ЭМ3* коммутация реле *PC1* приведет к повороту заслонки *I* в положение, обозначенное штриховой линией, и деталь после измерения будет направлена в отсек *II* — «годен». Если же вместо годной детали под измерительный шток будет помещена деталь, имеющая размер больше максимально допустимого, то при вращении опрашивающей стрелки отключатся и включатся вновь оба реле совпадения *PC1* и *PC2* и деталь с помощью *ЭМ3* и *ЭМ4* попадет в отсек *III* — «исправимый брак».

Так же, как и в системе управления поворотно-делительным столом, преимущества применения ККУ вместо многодорожечных кодирующих устройств в данном случае состоят в уменьшении габаритов и инерционности вращающихся частей, в упрощении конструкции датчика и схемы совпадения, в возможности простого предотвращения ошибок при переходных процессах в датчике.

28. СИСТЕМЫ ПРОГРАММНОГО УПРАВЛЕНИЯ ШТАБЕЛЕРАМИ

Автоматизация складских работ позволяет значительно повысить производительность труда, улучшить использование производственных площадей складов, ликвидировать тяжелый физический труд складских рабочих, улучшить учет и хранение грузов. В последние годы на предприятиях различных отраслей техники создано значительное число автоматизированных складов материалов, заготовок, инструмента, готовой продукции и др.

Системы управления штабелерами суть двухкоординатные позиционные системы числового программного управления. Они делятся на счетно-импульсные и кодовые. В первом случае на каждой ячейке стеллажа выставляется упор, а на штабелере — датчик, который при взаимодействии с каждым из упоров выдает импульс. Счетчик считает число импульсов и сравнивает его с числом, заданным программой. При достижении заданной ячейки штабелер останавливается. Во втором случае на каждой ячейке стеллажа выставляются неповторяющиеся комбинации упоров, а на каретке — n датчиков (n — длина кодовой комбинации). Считанные кодовые комбинации сравниваются с комбинацией, заданной узлом программы, при совпадении комбинаций штабелер останавливается.

Указанные системы имеют большое число различных конструктивных и аппаратурных вариантов. Датчики могут быть контактными и бесконтактными. В первом случае используются щетки или конечные выключатели, во втором — индуктивные датчики, фотоспротивления и др. Счетчики могут быть релейными и электронными, особенно широко применяются шаговые искатели. Программно-носителем могут быть перфорируемые карты, кассеты, наборы тумблеров, штекеров или переключателей, телефонные номеронабиратели.

Опишем типичную счетно-импульсную систему. Узел программы — телефонной номеронабиратель, узел обратной связи — конечный выключатель, установленный на штабелере, счетчик — шаговый искатель, реагирующий орган — реле, катушка которого соединена с первой пластиной контактного поля шагового искателя (ШИ). Пусть p — число ячеек на стеллаже по заданной координате, равное числу пластин контактного поля ШИ. Чтобы переместить штабелер до ячейки a , требуется набрать на номеронабирателе дополнительное число $p-a$, при этом ротор ШИ переместится в $p-a$ позицию. После того как штабелер переместится на a ячеек, ротор ШИ придет в исходное положение и реагирующий орган даст сигнал для остановки штабелера.

Опишем типичную кодовую систему (рис. 45,а) Программно-носитель — перфорируемая карта, на каждой позиции штабелера кодовая комбинация длиной n считывается n контактными щетками, узел обратной связи — блок из n конечных выключателей, установленных на штабелере, идентичность кодовых комбинаций проверяет-

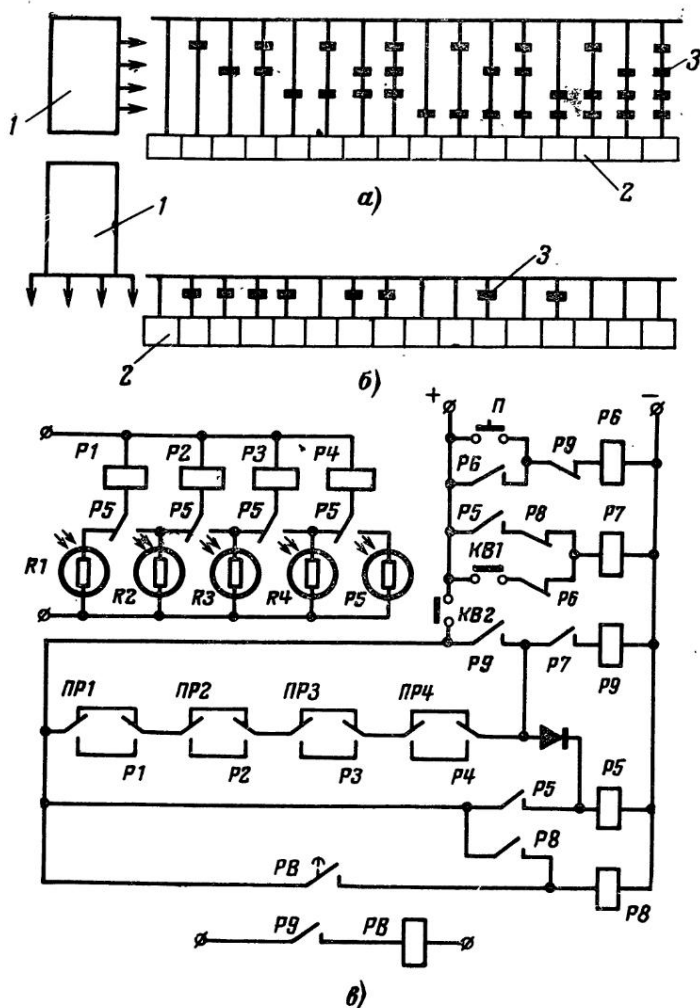


Рис 45. Схемы узлов систем управления штабелером.

а — схема расположения упоров в узле обратной связи обычной кодовой системы; б — схема расположения упоров в узле обратной связи с комбинаторной шкалой; в — схема узла управления системы с комбинаторной шкалой; 1 — блок датчиков; 2 — ячейки штабелера; 3 — упоры; П — кнопка пуск; KB1, KB2 — конечные выключатели; ПР1—ПР4 — переключающие элементы узла программы.

ся логическими схемами типа .

$$F_1 = \sum_1^n (a_i \bar{c}_i + \bar{a}_i c_i) + X$$

или

$$F_2 = \left[\prod_1^n (a_i \bar{c}_i + \bar{a}_i c_i) \right] X,$$

где a_i — коммутируемые элементы узла обратной связи; c_i — коммутируемые элементы узла программы; X — реагирующий орган.

При совпадении заданной и отработанной кодовых комбинаций реагирующий орган останавливает штабелер.

Блоки упоров, выставленные на ячейках стеллажа, можно рассматривать как активные участки n -дорожечной линейной кодовой шкалы, блок датчиков на штабелере — как считывающие элементы. Построим комбинаторную однопорожечную кодовую шкалу, она будет иметь одну кодовую дорожку вместо n , считывающие элементы (датчики) располагаются вдоль шкалы. Необходимое число упоров для полного кода сократится с $pn/2$ до $p/2$, т. е. в n раз.

Обычная кодовая система на рис. 45, а требует 32 упора, а однопорожечная кодовая — только 8 (рис. 45, б). Это в 4 раза меньше, чем для обычной кодовой системы, и в 2 раза меньше, чем для счетно-импульсной [Л. 62].

На рис. 45, б показана электрическая схема однокоординатной кодовой системы с ККУ на 16 пунктов адресования. Она содержит: пять датчиков — фотосопротивлений $R1—R5$, из которых четыре — $R1—R4$ — работают при перемещении каретки штабелера с высокой скоростью, и четыре — $R2—R5$ — со сниженной; схему совпадения на переключающих контактах реле $P1—P4$ и узла программы PP ; реле $P5$, подающее при подходе каретки штабелера к пункту адресования команду на переключение каретки с высокой скорости на низкую; реле $P6—P9$, подающие команды на быстрое и медленное движение каретки вперед, на движение назад и на останов; реле $PВ$, отсчитывающее время выстоя каретки в пункте адресования.

Применение комбинаторных кодов будет эффективно и в том случае, если используются счетно-импульсные системы управления, но вместо ШИ в качестве счетчика используются электромеханические кодовые счетчики, подобные тем, которые мы применили для координатно-сверлильных станков.

29. КОДОВЫЕ СИСТЕМЫ ПРОГРАММНОГО УПРАВЛЕНИЯ АВТОМАТИЧЕСКИМИ ДОЗИРУЮЩИМИ УСТРОЙСТВАМИ

В процессе приготовления формовочных смесей в литейных цехах, при изготовлении бетона, в строительстве, при производстве абразивного инструмента, при разливе нефтепродуктов и т. п. возникает необходимость дозирования сыпучих и жидких материалов. Ручное дозирование не позволяет обеспечить стабильность доз, лимитирует производительность труда и во многих случаях требует присутствия человека в зоне повышенного выделения пыли и вред-

ных газов. В связи с этим в последние годы все шире применяются устройства для автоматического дозирования, одним из видов которых являются дозаторы с кодовыми системами программного управления.

Основная функция кодовых систем в автоматических дозаторах состоит в управлении перемещениями звеньев, производящих отсечку доз. Последнее может осуществляться двояко — на основе контроля объема дозирующего материала или его массы. При объемном дозировании, которое обычно используется для жидкостей, кодовый датчик формирует информацию об угловом положении вала расходомера или об уровне жидкости в резервуаре с известной площадью поперечного сечения. Кодовые комбинации датчика сравниваются с кодовыми комбинациями программ и при их совпадении происходит перекрытие крана-отсекателя на сливном патрубке резервуара. Весовое дозирование, в отличие от объемного, обычно применяется для сыпучих материалов, и датчик при этом формирует информацию о положении вала весоизмерителя.

В настоящее время в кодо-

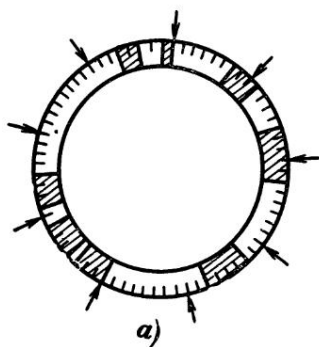
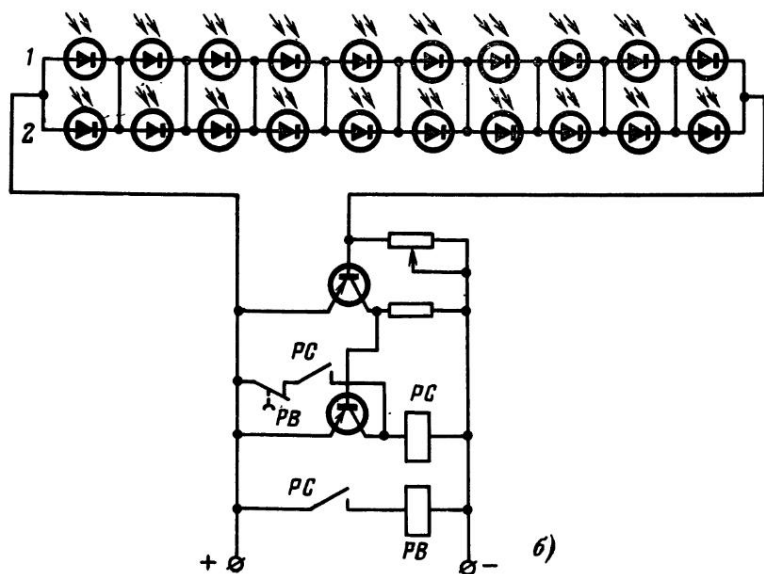


Рис. 46. Системы автоматического дозирования.

а — комбинаторная шкала с кодом «3 из 10»; б — принципиальная электросхема.



вых системах программного управления объемом и дозированием массы используются многодорожечные кодирующие устройства. Типичным примером может служить дозатор массы со стрелочным весоизмерителем, работающий в диапазоне 0—100 кг, описанный в работе [Л. 63].

В нем на оси стрелки массоизмерителя установлена восьмидорожечная двоично-десятичная кодовая шкала, выдающая кодовые комбинации в двоично-реостатную схему совпадения; имеется узел ввода программы в десятичном коде, содержащий 20 считывающих элементов, и преобразователь десятичного кода в двоично-десятичный. Как показывает анализ, существующие дозаторы с кодовыми системами неоправданно сложны. Для гашения колебаний показывающей стрелки массоизмерительной головки с кодовым диском в них требуются мощные демпферы, для кодопреобразования необходимы двоичные матрицы или релейные шифраторы и т. д. Этого можно избежать путем применения ККУ.

На рис. 46,а показано ККУ, а на рис. 46,б — электросхема, которые могут быть использованы в системах дозирования массы. Устройство имеет шкалу, формирующую 110 комбинаций кода «3 из 10», из которых 10 комбинаций в связи с незамкнутостью шкалы массоизмерительной головки не используются. Конструктивно шкала выполнена в виде барабана с отверстиями, вокруг которого расположены фотодиоды, а внутри установлен осветитель. Барабан вращается вместе со стрелкой головки, диоды неподвижны. Устройство ввода программы выполнено аналогично с той лишь разницей, что код в нем формируется не освещением, а затемнением фотодиодов, а барабан вращается с помощью рукоятки. Установка последней производится по лимбу.

Электросхема включает в себя схему совпадения, где 2 — фотодиоды датчика положения стрелки массоизмерителя, а 1 — фотодиод узла ввода программы; усилитель на триодах, от которого питается реле совпадения *РС*, управляющее механизмом отсечки доз и устройством выгрузки последних; реле времени *РВ*, определяющее длительность выгрузки.

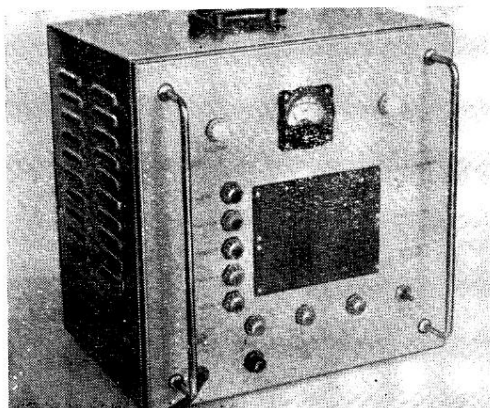
Данная схема не содержит кодопреобразователя, конструктивное исполнение узлов в ней намного проще, чем в рассмотренном ранее примере, она имеет весьма простую аппаратную реализацию. Следует также отметить, что применение ККУ в датчике положения стрелки массоизмерительной головки позволяет сократить габариты демпфера стрелки, в связи с тем что инерционность подвижных частей головки в данном случае меньше, чем при использовании многодорожечных кодирующих устройств.

30. КODOVЫЕ СИСТЕМЫ ПРОГРАММНОГО УПРАВЛЕНИЯ ТЕРМИЧЕСКИМ ОБОРУДОВАНИЕМ

Применение кодовых систем программного управления с комбинаторными шкалами целесообразно при автоматизации различных термических установок для сушки, термообработки и спекания изделий, когда возникает необходимость в обеспечении ступенчатого изменения температуры в рабочей зоне установки. Существующие устройства, осуществляющие управление режимами работы термического оборудования, обычно содержат шаблоны, моделирующие температурный режим в печи [Л. 64, 65]. Изготовление шаблонов длительно и трудоемко, они не дают возможности корректировать ре-

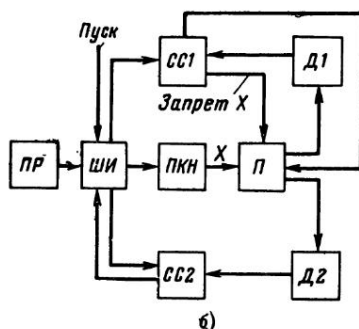
жим в процессе работы установки, смена их сопряжена с увеличением простоев оборудования. Кодовые системы позволяют избежать затрат времени на изготовление шаблонов, обеспечивают быструю переналадку печи и при отработке одной из ступеней термического цикла дают возможность изменять программу других ступеней.

Характерным примером кодовых систем с ККУ, управляющих термическим оборудованием, является блок программного управления электропечью (рис. 47,а), предназначенной для пайки и обезгаживания при откачке сверхвысококачественных титано-керамических



а)

Рис. 47. Блок программного управления электропечью:
а — общий вид; б —
структурная схема.



ламп [Л. 66]. Блок реализует пятиступенчатый цикл путем периодического изменения сопротивления цепи управления нагревательным элементом печи с помощью реохорда с подвижным контактом. Он состоит из двух автономных систем, одна из которых служит для управления перемещением подвижного контакта, а другая — для управления выдержками времени при постоянной температуре. Блок включает в себя (рис. 47,б) узел задания программы *ПР* (штекерную панель с разделительными диодами, предотвращающими взаимное влияние штекерных гнезд); узел считывания программы *ШИ*

(шаговый искатель); две схемы совпадения *СС1* и *СС2*; два датчика обратной связи *Д1* (кодový датчик положения подвижного контакта) и *Д2* (кодový датчик времени выдержек), использующих ККУ с кодом «3 из 6»; преобразователь код — напряжение *ПКН* и привод датчиков *П* с двусторонней электромагнитной муфтой.

В исходном состоянии в обеих системах блока схемы *СС1* и *СС2* включены, привод *П* электромагнитной муфтой связан с датчиком *Д2*, но не вращается. При подаче на *ШИ* сигнала: «Пуск» *СС1* и *СС2* выключаются, муфта привода *П* переключится с *Д2* на *Д1* и привод начнет работать со скоростью, определяемой программой *ПР*. Датчик *Д1*, соединенный с *П*, будет вращаться, и закрепленный на его выходном валу подвижный контакт задающего реохорда начнет перемещаться. Происходит нагрев. Когда комбинация, выданная *Д1*, совпадет с запрограммированной в *ПР*, схема *СС1* подаст на узел *П* сигнал, по которому *ПКН* отсоединится от *П*, и работа последнего будет происходить со скоростью, постоянной для всех ступеней цикла (это необходимо для постоянства разрешающей способности системы управления выдержкой). При этом *СС2* переключит *П* с *Д1* на *Д2*, нагрев прекратится и начнет отсчитываться выдержка. После отсчета необходимой выдержки *СС2* подаст на *ШИ* команду: «Переход к следующей ступени цикла» и все повторится в аналогичном порядке. После отработки пяти заданных ступеней обе системы блока установятся в исходное состояние.

Следует отметить, что конструктивное исполнение узлов блока достаточно простое. Датчики построены в виде ККУ, показанного на рис. 41,а, а схемы совпадения выполнены по типу *f_а*. При использовании многорожечных кодирующих устройств вместо ККУ конструкция блока программного управления была бы значительно сложнее. Так, например, в случае десятичных кодирующих устройств число разделительных диодов в узле задания программы увеличилось бы на 91%, а в случае двоичных кодирующих устройств — вдвое усложнилась бы схема совпадения.

31. ЦИФРОВЫЕ ИЗМЕРИТЕЛЬНЫЕ СИСТЕМЫ

Как уже отмечалось, цифровые измерительные системы с кодовыми шкалами и, в частности, с ККУ могут быть использованы для ввода данных в вычислительные машины, для цифровой индикации и регистрации, для передачи информации на расстояние и т. д. Наиболее перспективными измерительными системами с ККУ являются системы ввода данных в ЦВМ. Неарифметичность кода, формируемого ККУ, в данном случае существенного значения не имеет, поскольку при обработке полученной информации вычислительная машина может легко преобразовать комбинаторный код в удобный для вычислений. Весьма перспективно применение ККУ и в системах дистанционной передачи информации. Это особенно наглядно видно на примере автоматизированных систем оперативного управления производством, где контролируется загрузка оборудования, число изделий, прошедших обработку, число изделий, поступающих на склад, и т. п.

В большинстве применяющихся в настоящее время автоматизированных систем управления производством первичная информация представляется импульсами, которые передаются по каналу связи и подсчитываются в приемном устройстве. Счетчики импульсов с кодовым выходом для систем оперативного управления производством

строятся на основе электрических или электромеханических принципов. Электромеханические счетчики обычно включают в себя электромагниты, механические передачи и многодорожечные кодирующие устройства и имеют низкое быстродействие. Во многих случаях причиной низкого быстродействия электромеханических счетчиков являются большие динамические нагрузки, которые возникают при высоких скоростях вращения многодорожечных кодовых шкал. Если уменьшить габариты кодирующих устройств за счет замены многодорожечных шкал однодорожечными, то быстродействие электромеханических счетчиков, а значит, и использующих их систем передачи информации можно повысить.

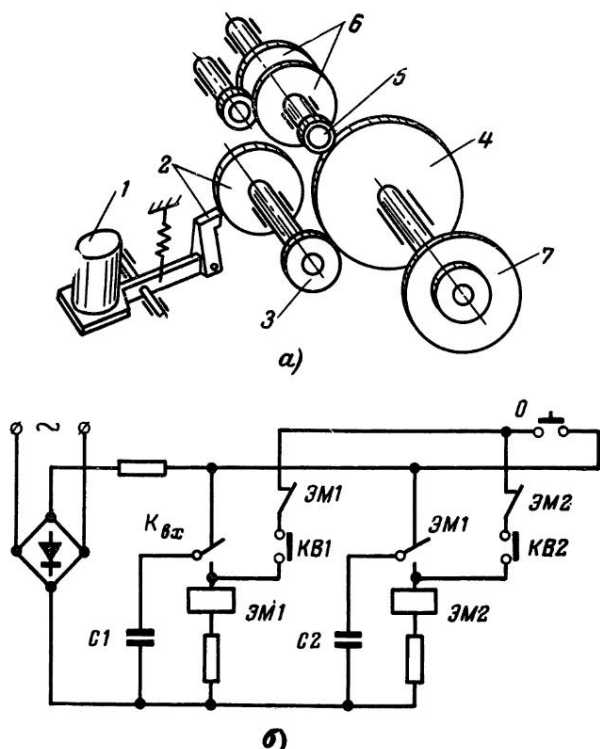


Рис. 48. Счетчик импульсов с кодовым выходом.

а — кинематическая схема; *б* — электрическая схема; ЭМ — электромагниты; KB — конечные выключатели; $K_{вх}$ — контакт, срабатывающий от входного сигнала; *О* — контакт согласования отсчетов младшего и старшего разрядов.

В Уральском политехническом институте им. С. М. Кирова разработано несколько конструкций счетчиков импульсов с однодорожечными кодовыми шкалами, предназначенных для дистанционной передачи информации в автоматизированных системах оперативного

управления производством. Одна из этих конструкций, описанная в работе [Л. 67], состоит из двух автономных блоков с ККУ, показанных на рис. 41,а. Каждый блок (рис. 48,а) включает в себя: электромеханический привод, состоящий из электромагнита 1, храпового механизма 2 и шестерен 3—5; устройство для визуального отсчета, состоящее из цифровых колес 6 с цевочной передачей между ними; комбинаторную кодовую шкалу 7 и считывающие элементы, реализующие ККУ, а также конечный выключатель, фиксирующий нулевое состояние блока. Связь между блоками счетчика осуществляется электрически, согласно схеме, приведенной на рис. 48,б. Срабатывание блоков производится при разряде конденсаторов $C1$ и $C2$, обеспечивающих надежную работу счетчика независимо от длительности входного сигнала. Быстродействие счетчика — 10 импульсов в секунду, емкость — 10 000 импульсов.

Следует отметить, что повышение быстродействия за счет применения ККУ можно достичь и в электромеханических системах цифровой индикации и регистрации [Л. 68, 69].

Подведем итоги. В книге рассмотрен совершенно новый тип шкал — комбинаторные кодовые шкалы. Комбинаторная шкала и взаимодействующие с ней считывающие элементы названы кольцевым кодирующим устройством. В книге даны основы теории кольцевых кодирующих устройств, описаны алгоритмы их синтеза, рассмотрены элементы конструкции кодовых датчиков положения и примеры применения комбинаторных шкал в различных системах автоматики. Авторы надеются, что комбинаторные кодовые шкалы получат широкое применение в технике.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Шарин Ю. С. Методика проектирования позиционных кодовых систем числового программного управления, Свердловск, изд. УПИ, 1969.
2. Шарин Ю. С. Способ построения кольцевых кодирующих устройств.— «Автометрия», 1970, № 4.
3. Шарин Ю. С. О конструкции шкал преобразователей угла поворота в код.— «Изв. вузов. Приборостроение», 1969, № 5.
4. Шарин Ю. С. Основы теории кольцевых кодирующих устройств.— В кн.: Повышение производительности обработки в машиностроении. Труды УПИ. Вып. 206, Свердловск, изд. УПИ, 1972.
5. Шарин Ю. С., Либерман Я. Л. О групповом кодировании угловых перемещений.— «Изв. вузов. Приборостроение», 1967, № 5.
6. Шарин Ю. С., Либерман Я. Л. Применение комбинаторных кодов для позиционных систем программного управления автоматами.— В кн.: Автоматизация программирования и кодирование в машиностроении». М., «Наука», 1969.
7. Шарин Ю. С. Кольцевые кодирующие устройства для кода по закону размещений и перестановок.— «Изв. вузов. Приборостроение», 1970, № 4.
8. Шарин Ю. С., Анахов В. Я. Схемы совпадения для позиционных систем числового программного управления.— «Изв. вузов. Приборостроение», 1969, № 11.
9. Шарин Ю. С. Комбинаторные кодовые шкалы.— «Измерительная техника», 1970, № 7.

10. Шарин Ю. С. Комбинаторные шкалы для кодовых датчиков положения.— «Станки и инструмент», 1970, № 8.
11. Таланцев А. Д. Преобразователи углов поворота и линейных перемещений в цифровую форму.— «Автоматика и телемеханика», 1959, № 3.
12. Райнес Р. Л., Горяинов О. А. Телеуправление. М., «Энергия», 1965.
13. Срибнер Л. А., Шраго Л. К. Проектирование позиционных систем программного управления. М., Машгиз, 1962.
14. Пакидов П. А. Программное управление токарным и револьверными станками. М., Машгиз, 1962.
15. Бронштейн Г. В., Гордон Е. Р., Городецкий М. С. Устройства цифровой индикации и числового управления с преобразователями «угол — код». М., Изд. НИИМАШ, 1970.
16. Электроавтоматика станков. Позиционные системы программного управления. М., «Машиностроение», 1967.
17. Элементы электрооборудования и автоматики металлорежущих станков, Сборник УкрНИИСИП, М., изд. НИИМАШ, 1968.
18. Филиппов В. Г. Цифраторы перемещений. М., Воениздат, 1965.
19. Зусман В. Г., Ратмиров В. А. Программное управление электрофизическими станками. М., «Машиностроение», 1967.
20. Авдулов А. Н. Координатно-измерительные машины.— «Станки и инструмент», 1961, № 5.
21. Бобров А. Л., Дехтяр Г. М., Левин Е. Т. Стеллажный кранштабелер с автоматическим управлением.— «Передовой научно-технический и производственный опыт». М., ГОСИНТИ, № 10-68-1248/48.
22. Церковский И. М. Автоматизация приготовления формовочных смесей в литейных цехах. М., ЦБТИ, 1956.
23. Скуба А. В. Системы программного управления машинами и станками.— «Машиностроение», 1963, № 3.
24. Пименов А. И. Механизмы управления в радиоаппаратуре. М., «Энергия», 1966.
25. Радченко А. Н. Кодовые кольца как способ представления кодовых множеств.— «Автоматика и телемеханика», 1959, № 7.
26. Радченко А. Н. Методы синтеза кодовых колец.— «Радиотехника и электроника», 1959, № 11.
27. Радченко А. Н. Кодовые кольца и их использование в телемеханических устройствах.— «Автоматика и телемеханика», 1957, № 8.
28. Янбых Г. Ф. Методы преобразования кодовых колец.— «Радиотехника и электроника», 1963, № 8.
29. Янбых Г. Ф. Об одном способе синтеза кодовых колец.— «Изв. АН Латв. ССР», 1963, № 4.
30. Lippel B., Epstein I. A Method for Obtaining Complete Digital Coding Chains.— «Transactions of IRE», vol. EC-6, № 2, 1957.
31. Шраго Л. К., Дегтярев О. Н., Срибнер Л. А. Системы кодирования кодовых датчиков положения.— В кн.: Элементы электрооборудования и автоматики металлорежущих станков. (Труды УкрНИИСИП). М., изд. НИИМАШ, 1968.
32. Libow W. H., Craig L. Y. Photoelectric Decimal-Coded Shaft Digitizer.— «Transactions of IRE», vol. EC-2, № 9, 1953.
33. Мотиенко Ю. Ф. Исследование вопросов аналого-цифрового преобразования и первичной обработки информации при автоматизации

зации весовых испытаний в аэродинамических трубах (кандидатская диссертация). Л., ЛЭТИ им. В. И. Ленина, 1969.

34. Абдулаев А. А. и др. Передающее кодо-импульсное телеизмерительное устройство. — «Приборостроение», 1962, № 10.

35. Куротченко В. И., Ботанин Н. И. Некоторые вопросы телеизмерения параметров в системах с рассредоточенными параметрами. — В кн.: Применение бесконтактных элементов в системах автоматического контроля. Фрунзе, Изд. АН Кирг. ССР, 1963.

36. Хаймович Я. М., Лабазов Н. П., Пасько Н. И. Позиционная система программного управления, собранная по схеме совпадения. — В кн.: Прогрессивная технология машиностроения. Тула, Приокское книжное изд-во, 1966.

37. Галкин Ф. Я. Об арифметических возможностях кода 2 из 5. — «Изв. вузов. Приборостроение», 1965, № 6.

38. Шраго Л. К. Использование кодовых графов при выборе оптимальных кольцевых кодов. — В кн.: Автоматизация программирования и кодирование в машиностроении. М., «Наука», 1966.

39. Камои А. Усовершенствованный код «два из пяти» и его применение. — В кн.: Технические средства автоматики. М., «Наука», 1971.

40. Дегтярев О. Н. Об одной группе кодовых колец для двоично-десятичных цифраторов перемещения. — «Автометрия», 1968, № 4.

41. Галкин Ф. Я. Двоично-десятичные коммутаторы для счетных машин. — «Изв. вузов. Приборостроение», 1967, № 5.

42. Шраго Л. К. Поиск кольцевых кодов и построение кодовых масок для десятично-кодированных датчиков положения при помощи метода кодовых графов. — В кн.: Элементы электрооборудования и автоматики металлорежущих станков. М., изд. НИИМАШ, 1968.

43. Олейников А. Р., Ордынцев В. М., Синяговская В. В. Синтез компактных двоичных кодов. — «Автоматика и телемеханика», 1967, № 4.

44. Риордан Д. Введение в комбинаторный анализ. М., Изд-во иностр. лит. 1963.

45. Кокстер Г. С. М. Введение в геометрию. М., «Наука», 1966.

46. Бухштаб А. А. Теория чисел. М., «Просвещение», 1966.

47. Дроздов Е. А., Пятибратов А. П. Автоматическое преобразование и кодирование информации. М., «Советское радио», 1964.

48. Шарин Ю. С. Построение кольцевых кодирующих устройств III типа. — «Автометрия», 1971, № 6.

49. Курош А. Г. Курс алгебры. М., «Наука», 1968.

50. Шарин Ю. С., Анахов В. Я. Однорожечные комбинаторные шкалы для кодовых датчиков положения. Свердловск, Изд. Свердловский ЦНТИ, № 2—70, 1970.

51. Шарин Ю. С., Гулин В. Н., Анахов В. Я. Системы программного управления штабелером. — «Труды Уральского политехнического института», № 206, Свердловск, 1972.

52. Шляпоберский В. И. Элементы дискретных систем связи. М., Воениздат, 1965.

53. Шарин Ю. С., Гулин В. Н. О преобразованиях группового комбинаторного кода. — «Изв. вузов. Приборостроение», 1968, № 1.

54. Гулин В. Н., Шарин Ю. С. Построение схем преобразования и совпадения кодов для позиционных систем числового программного управления. «Изв. вузов. Приборостроение», 1971, № 7.

55. Зусман В. Г., Вульфсон И. А. Выбор кодированной десятичной системы. — «Станки и инструмент», 1960, № 9.

56. **Либерман Я. Л., Портнова К. П., Шарин Ю. С.** Разработка алгоритмов и программы синтеза на ЦВМ масок кодовых датчиков положения.— В кн.: Вопросы разработки и эксплуатации станков с программным управлением. Свердловск, Изд. НТО Машпром, 1969.

57. **Криницкий Н. А., Миронов Г. А., Фролов Г. Д.** Программирование. М., «Наука», 1966.

58. **Дегтярев О. Н.** Разработка и исследование систем кодирования и схем сравнения для металлорежущих станков с программным управлением на кодовых датчиках обратной связи. (кандидатская диссертация). Московский станкоинструментальный институт. 1971.

59. **Шарин Ю. С., Либерман Я. Л.** Поворотно-делительный стол для металлорежущих станков с программным управлением.— В кн.: Автоматизация металлорежущих станков. Свердловск, Изд. НТО Машпром, 1970.

60. **Габайдулин Б. Х., Лихтенштейн И. И., Сальников О. А.** Система числового управления позиционированием и ее применение.— «Станки и инструмент», № 8, 1967.

61. **Карасов А. С., Теркель А. Л.** Оптимальное адресование на складах.— «Механизация и автоматизация производства», № 5, 1966.

62. **Быстрых В. И., Гулин В. Н., Шарин Ю. С.** Кодовые системы программного управления кранами-штабелерами.— «Механизация и автоматизация производства», № 9, 1969.

63. **Ангели А. И.** Фотоэлектрическое дозирующее устройство.— «Приборостроение», № 3, 1964.

64. **Алексеев Ю. А.** Устройство для регулирования температуры по заданной программе.— «Приборостроение», № 12, 1959.

65. **Липман Р. А., Мазо Р. И.** Установка для программного регулирования температуры электрических печей периодического действия.— «Приборостроение», № 3, 1963.

66. **Шарин Ю. С., Анахов В. Я., Либерман Я. Л.** Блок программного управления электропечью. М., Изд. ГОСИНТИ, № 4-67-1600/83, 1967.

67. **Шарин Ю. С., Гулин В. Н.** Счетчик импульсов с кодированным выходом. Свердловск, Изд. УПИ, 1968.

68. **Бруфман С. С.** Цифровые индикаторы. М.—Л., «Энергия», 1964.

69. **Анисимов Б. В., Четвериков В. Н.** Преобразование информации для ЭЦВМ. М., «Высшая школа», 1968.

ОГЛАВЛЕНИЕ

Предисловие	3
Введение	4
Глава первая. Кодовые кольца	8
1. Кодовые кольца с $t=1$	8
2. Кодовые кольца с произвольным значением t	10
Глава вторая. Некоторые вопросы комбинаторики	11
3. О классах n -сочетаний из p	12
4. Алгоритм перебора n -сочетаний из p	15
5. Полные и неполные классы	18
6. Аналитические зависимости для определения числа классов	20
Глава третья. Кольцевые кодирующие устройства	23
7. Типы считывающих колец	25
8. Кольцевые кодирующие устройства типа IV	27
9. Кольцевые кодирующие устройства типа IV' для одно- переменного кода	31
10. Кольцевые кодирующие устройства типа IV' для кода на одно сочетание и кода с минимальной избыточ- ностью	33
11. Кольцевые кодирующие устройства типа IV' для кода с основанием более двух	35
12. Способы построения кольцевых кодирующих устройств типов I—III	37
13. Кольцевые кодирующие устройства типа II для одно- переменного кода	45
14. Конструктивные варианты комбинаторных шкал	51
15. Двухдорожные кольцевые кодирующие устройства	55
16. Преобразования комбинаторного кода	58
Глава четвертая. Автоматизация синтеза комбинатор- ных шкал с помощью ЦВМ	61
17. Алгоритм перебора полного множества комбинаций реализуемого кода	62
18. Алгоритм разбиения кода на классы и выбора исход- ных комбинаций полных классов	63
19. Алгоритм формирования M_n -выборки исходных комби- наций	63
20. Алгоритм синтеза шкал из M_n -выборок	65
21. Программа синтеза шкал	68
Глава пятая. Элементы позиционных кодовых систем чис- лового программного управления	69

22. Схемы совпадения позиционных кодовых систем ЧПУ	70
23. Конструкции комбинаторных шкал и считывающих элементов кодовых датчиков положения	78
24. Типы передач в кодовых датчиках положения	83
25. Методы устранения ошибок граничного считывания	85
Глава шестая. Системы автоматики с комбинаторными шкалами	91
26. Кодовые системы программного управления металло-режущими станками	92
27. Кодовые системы программного управления контрольно-сортировочными автоматами	96
28. Системы программного управления штабелерами	100
29. Кодовые системы программного управления автоматическими дозирующими устройствами	102
30. Кодовые системы программного управления термическим оборудованием	104
31. Цифровые измерительные системы	106
Список литературы	108

Цена 40 коп.

