ЛИТЕРАТУРА

1. М. П. Соколов. Применение автоматических устройств в физическом эксперименте. М., Атомиздат, 1969.
2. Р. Р. Харченко. Коррекция динамических характеристик электроизмерительных приборов и преобразователей. М., Приборостроение, 1956, № 2.
3. В. Ф. Ляшенко. Программирование для цифровых вычислительных машин М-20, БЭСМ-3М, БЭСМ-4, М-220. М., «Советское радио», 1967.
4. Б. М. Каган, М. М. Каневский. Цифровые вычислительные машины и системы. М., «Энергия», 1970.
5. Ж. Бэртэн, М. Ригу, Ж. Ружие. Работа ЭВМ с разделением времени. Перевод с франц. М., «Наука», 1970.

Поступила в редакцию 5 июля 1972 г.

УДК 681.14

Ю. С. ШАРИН

(Свердловск)

КОЛЬЦЕВЫЕ КОДИРУЮЩИЕ УСТРОЙСТВА С ПОСТОЯННОЙ ДЛИНОЙ ПАЧЕК АКТИВНЫХ УЧАСТКОВ ШКАЛЫ

Определение кольцевого кодирующего устройства (ККУ) дано в [1]. Однодорожечная кодовая шкала (ОШ) — слово длиной p и веса h из алфавита $\{0, 1\}$. Символ 1 слова соответствует элементарному активному участку, символ 0 — элементарному пассивному.

Определим пачку элементарных активных участков как совокупность единичных символов ОШ, расположенных в смежных разрядах (последний и первый символы считаются смежными), обозначим длину пачки активных участков g, число пачек H. В общем случае слово ОШ имеет пачки разной длины. Например, слово

$$110000111001000111$$

имеет $H=3$, $g_1=5$, $g_2=3$, $g_3=1$.

В настоящей статье дана методика построния ККУ с постоянной длиной пачек активных участков шкалы или пачек $g=\text{const}$.

Пачки могут быть выражены в явном или неявном виде. В первом случае любые смежные пачки разделены пассивными участками, например шкала

$$111011101110000000$$

содержит пачки ($H=3$, $g=3=\text{const}$) в явном виде. Во втором случае несколько смежных пачек могут быть расположены без разрыва. Они образуют более крупные пачки, длина которых кратна g, например шкала

$$111111001110000000$$

содержит пачки ($H=3$, $g=3=\text{const}$) в неявном виде.

Необходимым условием слова ОШ с пачками $g=\text{const}$ является

$$h=Hg. \qquad (1)$$

Вначале определим число слов ОШ с пачками $g=\text{const}$ в неявном виде при заданных p, h, H, g. Задача может быть сформулирована следующим образом: разместить p объектов по H ячейкам при условии, что каждая из ячеек должна содержать не менее g объектов.

Число способов размещения p одинаковых объектов по H различным ячейкам при наличии пустых определено в [2] и равно

$$\binom{p+H-1}{H-1}. \tag{2}$$

Если в каждой ячейке не менее g объектов, то в H ячейках gH объектов. Оставшиеся $p-gH$ объектов следует разместить по H ячейкам при наличии пустых ячеек. По формуле (2) число способов размещения равно

$$\binom{p-gH+H-1}{H-1}=\binom{p^*-1}{H-1}=\frac{H}{p^*}\binom{p^*}{H}, \tag{3}$$

где $p^*=p-H(g-1)$.

Число объектов в ячейке соответствует числу уровней квантования между смежными пачками; пустая ячейка соответствует случаю, когда смежные пачки следуют без разрыва. Поскольку шкала образует замкнутый контур, то пачки, расположенные, например, с интервалами $a-b-c$, $b-c-a$, $c-a-b$,— суть пачки одной и той же шкалы. Отсюда для определения числа слов с пачками $g=\text{const}$ в неявном виде выражение (3) следует разделить на H:

$$M_{H(p^*)}=\frac{1}{H}\binom{p^*-1}{H-1}=\frac{1}{p^*}\binom{p^*}{H}. \tag{4}$$

Формула (4) справедлива только тогда, когда p^* и H являются взаимно простыми числами. В общем случае, когда p^* и H имеют общие делители $d_1, d_2, \ldots, d_i, \ldots, d_j, \ldots, d_r$, определение числа слов ОШ следует проводить для каждого делителя отдельно, начиная с наибольшего общего делителя d_r по рекуррентному соотношению

$$M_{H(p^*)d_i}=\frac{d_i}{p^*}\left[\binom{\frac{p^*}{d_i}}{\frac{H}{d_i}}-p^*\sum\frac{M_{H(p^*)d_j}}{d_j}\right], \tag{5}$$

где $M_{H(p^*)d_i}$ — число d_i-периодных классов; $M_{H(p^*)d_j}$ — число d_j-периодных классов; d_i — делители чисел p^* и H; d_j — делители чисел p^* и H, кратные d_i; $\binom{\frac{p^*}{d_i}}{\frac{H}{d_i}}$ — число сочетаний по H/d_i из p^*/d_i.

Формула (5) идентична (5) из [1], если вместо n подставить p^* и вместо l подставить H.

Общее число слов ОШ равно

$$M=\sum_{i=1}^{r} M_{H(p^*)d_i}. \tag{6}$$

Пример. Пусть $p=20$, $H=4$, $g=3$; определить число слов ОШ в неявном виде. Определяем $p^*=12$; находим общие делители $d_i=2{,}4$. По формуле (5):

1) для $d_i=4$

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

2) для $d_i=2$; $d_j=4$

$$M_{4(12)2}=\frac{2}{12}\left[\binom{6}{2}-3\right]=2;$$

3) для $d_i=1$; $d_j=2,4$

$$M_{4(12)}=\frac{1}{12}\left[\binom{12}{4}-15\right]=40.$$

Четыре пачки разделяются элементарными пассивными участками; общее число пассивных участков $p-gH=8$. Выразим слова ОШ при помощи числа пассивных участков между смежными пачками. Тогда в первом случае слово ОШ можно написать 2—2—2—2; во втором: 0—4—0—4; 1—3—1—3; в третьем: 0—0—0—8, 0—0—1—7, 0—0—2—6, 0—0—3—5, 0—0—4—4, 0—0—5—3, 0—0—6—2, 0—0—7—1, 0—1—0—7, 0—1—1—6, 0—1—2—5, 0—1—3—4, 0—1—4—3, 0—1—5—2, 0—1—6—1, 0—2—0—6, 0—2—1—5, 0—2—2—4, 0—2—3—3, 0—2—4—2, 0—2—5—1, 0—3—0—5, 0—3—1—4, 0—3—2—3, 0—3—3—2, 0—3—4—1, 0—4—1—3, 0—4—2—2, 0—4—3—1, 0—5—1—2, 0—5—2—1, 0—6—1—1, 1—1—1—5, 1—1—2—4, 1—1—4—2, 1—2—1—4, 1—2—2—3, 1—2—3—2, 1—3—2—2.

Рассмотрим некоторые частные случаи.

1. Определить число слов ОШ с пачками $g=\text{const}$ в явном виде. В формулах (4)—(6) будем считать длиной пачки $g_1=g+1$. Тогда

$$p^*=p-H(g_1-1)=p-Hg. \tag{7}$$

В частности, если p^* и H взаимно простые, то число слов ОШ равно

$$M_{H(p^*)}=\frac{1}{H}\binom{p-Hg-1}{H-1}=\frac{1}{p-Hg}\binom{p-Hg}{H}. \tag{8}$$

Пример. Пусть $p=20$, $H=4$, $g=3$; определить число слов ОШ в явном виде. Определяем $p^*=8$, общие делители $d_i=2,4$:

1) для $d_i=4$

$$M_{4(12)4}=\frac{4}{8}\binom{2}{1}=1;$$

2) для $d_i=2$; $d_j=4$

$$M_{4(12)2}=\frac{2}{8}\left[\binom{4}{2}-2\right]=1;$$

3) для $d_i=1$; $d_j=2,4$

$$M_{4(12)}=\frac{1}{8}\left[\binom{8}{4}-6\right]=8.$$

Из предыдущего перечня следует взять только те, части которых не менее единицы.

2. Если $H=h$, $g=1$, то

$$M_{h(p)}=\frac{1}{h}\binom{p-1}{h-1}. \tag{9}$$

3. Если $g=h$, $H=1$, то имеется одно слово ОШ.

Для построения ККУ следует построить $(M_{и}\times n)$-матрицу — выписать поразрядно $M_{и}$ исходных кодовых комбинаций по одной из каждого используемого класса [1]. Здесь $M_{и}$ — число используемых классов, n — число считывающих элементов ККУ, равное длине кодовой комбинации. На выбор исходных комбинаций накладываются определенные ограничения, требуется так выписать исходные комбинации, чтобы столбцы матрицы содержали пачки единиц $g=\text{const}$. При этом единицы, расположенные в начале предыдущего и в конце последующего или в начале последнего и в конце первого столбцов, образуют одну пачку. Из [1] известно, чте вес слова ОШ равен сумме весов исходных комбинаций $(M_и \times n)$-матрицы. Отсюда

$$h = \sum_{i=1}^{n} l_i, \qquad (10)$$

где l_i — вес исходных комбинаций, формирующих матрицу.

Пусть требуется построить $(M_и \times n)$-матрицу для $p=100$, $n=10$, код однопеременный, шкала должна содержать минимальное число пачек $g=\mathrm{const}$ в явном виде.

Для построения матрицы из 9 полных классов l_i-сочетаний из 10 нужно выбрать 10, из каждого класса выбрать одну исходную комбинацию, затем выписать последние поразрядно друг за другом. Для однопеременного кода требуется, чтобы кодовое расстояние между смежными исходными комбинациями было равно единице. Для минимального числа активных участков требуется выбрать комбинации минимального веса. Пусть вес исходных комбинаций чередуется в такой последовательности (структура кода):

$$3—2—1—2—3—2—3—4—3—2.$$

Суммарный вес исходных комбинаций (10) равен 25. Отсюда можно построить матрицу с $H=5$, $g=5$ [см. (1)].

Один из вариантов (10×10)-матрицы будет таким:

$$\begin{matrix}
0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 \\
0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 & 0 \\
0 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 0 \\
1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 \\
1 & 0 & 1 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0 & 0
\end{matrix}$$

Столбцы матрицы содержат пять пачек единиц $g=5$ (две единицы в начале второго и три в конце третьего столбцов образуют одну пачку, одна единица в начале последнего и четыре в конце первого также образуют одну пачку).

Матрицу удобнее строить в виде сетки $M_и$ горизонтальных и n вертикальных линий (на рис. 1, *а* ячейки матрицы — пересечения линий, символ *1* — точка, символ *0* — отсутствие точки). При этом значительно сокращается трудоемкость построения, матрица более наглядна, имеет меньшие размеры. Считывая матрицу снизу вверх и слева направо, получим шкалу ККУ (см. рис. 1, *б*) кольцевого кодирующего устройства.

Сравним комбинаторную шкалу с двоичной и шкалой Грея. Число пачек комбинаторной шкалы равно

$$H=p/2n; \qquad (11)$$

все пачки $g=\mathrm{const}$. Двоичная шкала имеет $H=p$ пачек, шкала Грея — $H=p/2$ пачек разной длины. Комбинаторная шкала имеет одну кодовую дорожку и соответственно в $2n$ и n раз меньше пачек.

С возрастанием p трудоемкость построения матриц возрастает. Нами разработан способ построения матриц с помощью блоков, который снижает трудоемкость построения при больших значениях p.

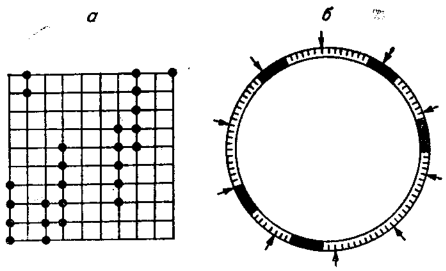

Рис. 1. $(M_и \times n)$-матрица (*а*) и кольцевое кодирующее устройство (*б*) для $p=100$, $n=10$, $g=5$; код однопеременный.

Сущность способа — построение сложной матрицы путем комбинирования простых однотипных матриц-блоков. Из какой-либо одной базовой матрицы циклической перестановкой пачек получаем семейство матриц, которое используется для построения сложной матрицы.

На рис. 2, *а* показана матрица для $p=400$, $n=10$, $g=5$, код одно-переменный. Она состоит из четырех блоков $p=100$, $n=10$, $H=7$, $g=5$. Все блоки имеют идентичное строение. Так, второй блок получен из первого при циклической перестановке пачек на один шаг вправо, у третьего блока те же пачки смещены на два шага. Эта закономерность несколько нарушена у четвертого блока в связи с необходимостью обеспечить цикличность кода, но все однотипные пачки расположены в пределах одних и тех же строк, изменились лишь столбцы.

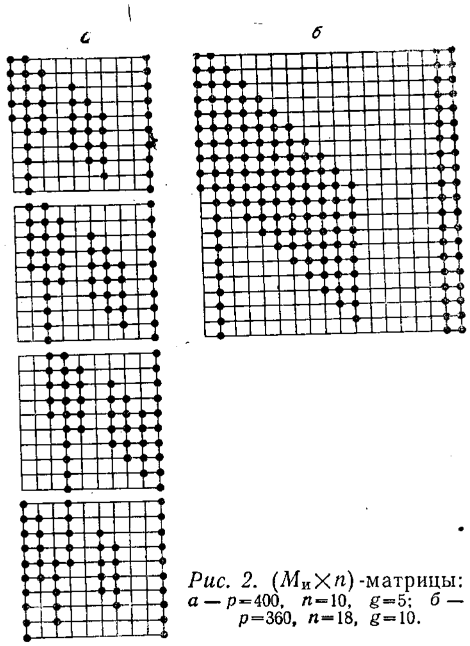

Рис. 2. $(M_и \times n)$-матрицы: *а* — $p=400$, $n=10$, $g=5$; *б* — $p=360$, $n=18$, $g=10$.

На рис. 2, *б* показан блок $p=360$, $n=18$. Объединив десять подобных блоков, мы получили ККУ для 3600 уровней квантования. Шкала имеет $H=100$ пачек, длина которых кратна десяти вместо 3600 пачек для аналогичной двоичной шкалы.

ЛИТЕРАТУРА

1. Ю. С. Шарин. Способ построения кольцевых кодирующих устройств.— Автометрия, 1970, № 4.
2. Д. Риордан. Введение в комбинаторный анализ. М., Изд-во иностр. лит., 1963.

Поступила в редакцию 17 декабря 1971 г.

УДК 621.391.3 : 621.391.8

Л. А. МИРОНОВСКИЙ, В. А. СЛАЕВ

(Ленинград)

УМЕНЬШЕНИЕ ИМПУЛЬСНЫХ ПОМЕХ В АНАЛОГОВЫХ СИГНАЛАХ

Среди задач, возникающих при разработке и эксплуатации любой системы передачи или хранения информации, большое значение имеет повышение помехоустойчивости. Довольно часто помехи имеют вид пиков шума малой длительности и большой амплитуды, которые называются импульсными помехами. Другим видом импульсных помех являются пропадания сигнала. В ряде случаев импульсные помехи имеют спектр, совпадающий со спектром сигнала, и не могут быть отфильтро-