На рис. 3 представлены графики погрешностей ДУ $E(t)$ при различных соотношениях F_W и F_0, построенные в соответствии с выражением (14).

Приведенные результаты анализа, а также исследование различных частотно-импульсных вычислительных устройств [3] показывают, что их математическое описание сопряжено с большими затруднениями и в ряде случаев дает аналитические выражения, неудобные для практического использования. Математический анализ и экспериментальное исследование подобных устройств одновременно может быть заменено исследованием их модели с помощью ЦВМ.

Блок-схема программы моделирования устройства двойного интегрирования частотно-импульсного сигнала $F_W(t)$ представлена на рис. 4. Блоки *4—7* моделируют появление импульса частоты F_W и увеличение кода N_V на единицу, блоки *8—12* моделируют формирование импульса F_0, увеличение $N_{ДУ}$ на единицу и появление импульса на входе какого-либо вентиля $И_j$ ДУ. Блоки *13—16* выявляют состояние j-го разряда интегратора N_V и управляют прохождением импульса через вентиль $И_j$. В блоке *17* накапливается реальный код $N_{SP}(t)$. В блоках *18, 19* определяется $N_{ST}(t)$, погрешность метода численного интегрирования и погрешность ДУ, которая и выводится на печать.

Задавая в программе различные значения F_0 и n, можно, меняя закон изменения $F_W(t)$, промоделировать работу устройства в различных режимах при различных параметрах. Экспериментальные данные, полученные в результате моделирования устройства на ЦВМ и снятые с действующего макета устройства, хорошо согласуются между собой и с теоретическими кривыми (см. рис. 3).

Последнее говорит о возможности создания достаточно точных машинных моделей устройств и о достоверности полученных в результате машинного эксперимента данных.

ЛИТЕРАТУРА

1. Ян Си-Зен. Определение максимальной погрешности двоичного умножителя.— Автоматика и телемеханика, 1961, № 7.
2. A. Dunwonth, J. Roche. The Error Characteristics of the Binary Rate Multipler.— IEEE Transactions on Computers, 1969, v. C-18, № 8.
3. Г. О. Паламарюк. Частотно-импульсные вычислительные устройства.— В сб. «Теория аналоговых и комбинированных вычислительных машин, методы математического моделирования». М., «Наука», 1969.

Поступило в редакцию
30 августа 1971 г.

УДК 681.321.0

Я. Л. ЛИБЕРМАН

(Свердловск)

ПРИЛОЖЕНИЕ ОДНОЙ КОМБИНАТОРНОЙ ЗАДАЧИ К КОДИРОВАНИЮ УГЛА

Одним из перспективных способов кодирования угла является применение преобразователей «угол — код» с однодорожечными кодовыми шкалами [1, 2]. Синтез однодорожечных шкал обычно осуществляется методами комбинаторного анализа; при этом весьма эффективно может быть использована известная комбинаторная задача о перечислении циклических последовательностей. В связи с этим в настоящем сообщении рассматриваются некоторые вопросы применения указанной задачи при синтезе однодорожечных шкал.

В общем случае циклической последовательностью называется числовая последовательность

$$R_{(x)} = (a_1, a_2, \ldots, a_n),$$

в которой символы расположены в циклическом порядке, так что за a_n следует a_1 [3]. Всякая циклическая последовательность определяет группу

$$Q_{(x)} = (R_1, R_2, \ldots, R_n)$$

линейных последовательностей

$$R_1 = (a_1, a_2, \ldots, a_n);$$

$$R_2 = (a_2, \ldots, a_n, a_1);$$

$$R_n = (a_n, a_1, \ldots, a_{n-1});$$

поэтому если воспроизвести $R_{(x)}$ на однодорожечной кодовой шкале и расположить вокруг последней n считывающих элементов, то можно построить преобразователь «угол — код», формирующий за один оборот шкалы последовательности $R_1, R_2, \ldots, R_n$ принадлежащие $Q_{(x)}$ (рис. 1, *а*). Если же на шкале воспроизвести не одну, а несколько $R^c_{(x)}$, например

$$R_{(1)} = (a_1, a_2, \ldots, a_n),$$

$$R_{(2)} = (b_1, b_2, \ldots, b_n),$$

$$R_{(3)} = (c_1, c_2, \ldots, c_n),$$

так чтобы элементы этих $R_{(x)}$ чередовались подобно $a_1, b_1, c_1, a_2, b_2, c_2, \ldots, a_n, b_n, c_n$, то получим преобразователь, который за один оборот шкалы формирует все линейные последовательности, образующие несколько $Q_{(x)}$ (см. рис. 1, *б*).

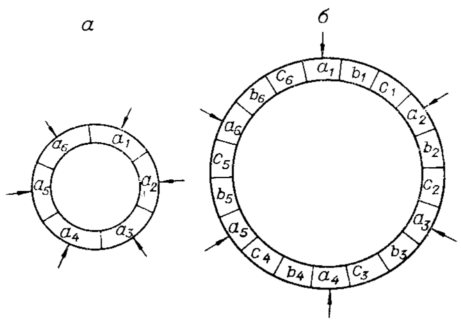

Рис. 1. Воспроизведение одной (*а*) и трех (*б*) циклических последовательностей на одной кодовой дорожке при $n=6$.

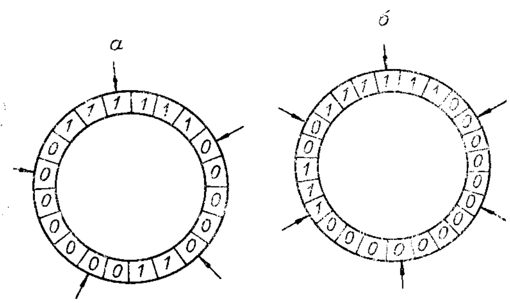

Рис. 2. Однодорожечные кодовые шкалы, формирующие однопеременные коды при $n=5$ (*а*) и при $n=6$ (*б*).

Среди линейных последовательностей, входящих в одну группу, могут быть одинаковые и различные. В том случае, когда при проектировании кодовой шкалы реализуется группа с повторяющимися последовательностями, на выходе преобразователя в течение одного оборота шкалы появляются одинаковые кодовые комбинации. Во избежание этого при синтезе однодорожечной кодовой шкалы допускается использовать лишь те $R_{(x)}$, которые образуют группу из n различных линейных последовательностей. Максимальное число кодовых комбинаций или линейных последовательностей, формируемых преобразователем, в связи с этим равно

$$p(n) = n\,M(n),$$

где $M(n)$ — максимальное число $Q_{(x)}$, содержащих в точности n нетождественных последовательностей.

Методом, описанным в [3], можно вывести обобщенную формулу для расчета $p(n)$ при различных законах образования $R_{(x)}$. Для этого $R_{(x)}$ будем рассматривать как чисто периодическую последовательность. Но тогда, очевидно, число различных линейных последовательностей в группе $Q_{(x)}$ равно d — длине периода $R_{(x)}$, численно равной одному из делителей n, не противоречащих закону образования $R_{(x)}$. Полагая, что максимальное число групп, содержащих в точности d линейных последовательностей, равно $M(d)$, нетрудно найти общее число линейных последовательностей в $M(d)$ группах как $dM(d) = p(d)$. Но общее число линейных последовательностей длины n равно

$$f(n) = \sum_d p(d).$$

Отсюда, применив обращение Мебиуса, легко отыскать

$$p(n) = \sum_d \mu(d) f\left(\frac{n}{d}\right),$$

где $\mu(d)$ — функция Мебиуса. Если кодовые комбинации образуются по закону n перестановок с повторениями из алфавита 0, 1, 2, . . . , $m-1$, то

$$f\left(\frac{n}{d}\right) = m^{\frac{n}{d}} \text{ и } p(n) = \sum_d \mu(d) m^{\frac{n}{d}},$$

где d — всякий делитель n. Если код образуется по закону постоянной кратности символов (здесь под кратностью символа понимается число раз h_k, которое всякий символ k из алфавита $0, 1, \ldots, m-1$ входит в каждую кодовую комбинацию), то

$$p(n) = \sum_d \mu(d) \frac{(n/d)!}{(h_0/d)!\,(h_1/d)!\ldots(h_{m-1}/d)!},$$

где d — всякий общий делитель чисел $h_0, h_1, \ldots, h_{m-1}$. В случае сменнокачественного кода

$$p(n) = \sum_d \mu(d) \left[(m-1)^{\frac{n}{d}} - (m-1)(-1)^{\frac{n}{d}-1}\right],$$

где d — делитель n, меньший n. В случае полусменнокачественного кода с постоянным весом

$$p(n) = \sum_d \mu(d) \frac{n}{n-l} \binom{\frac{n-l}{d}}{\frac{l}{d}},$$

где l — вес кода; d — общий делитель n и l.

Следует отметить, что предложенный метод позволяет синтезировать однодорожечные кодовые шкалы, реализующие однопеременные (рис. 2) и некоторые другие коды со специальными свойствами.

ЛИТЕРАТУРА

1. А. Р. Олейников, В. М. Ордынцев, В. В. Синяговская. Синтез компактных двоичных кодов.— Автоматика и телемеханика, 1967, № 4.
2. О. Н. Дегтярев. Об одной группе кодовых колец для двоично-десятичных цифраторов перемещений.— Автометрия, 1968, № 4.
3. М. Холл. Комбинаторика. М., «Мир», 1970.

Поступило в редакцию
30 марта 1971 г.,
окончательный вариант —
6 сентября 1971 г.