последовательность длиной $\log_2 N$. В этом случае из системы связи исключается источник информации, а ценность информации не имеет смысла. Поэтому данный случай также необходимо исключить из рассмотрения. Крайний случай, который представляет для нас интерес, это M=2. Определим ценность информации в виде отношения априорной информации, содержащейся в слове, к апостериорной:

$$Z = \frac{I}{J} = \frac{\log_2 N - \log_2 M}{\log_2 M} = \frac{\theta}{J}, \qquad (9)$$
$$N \geq M \geq 2.$$

Очевидно, что величина Z растет при увеличении I, что свидетельствует об особом значении для ценности информации количества априорных знаний, содержащихся в памяти приемника информации.

Например, в ответе на вопрос: есть ли жизнь на Марсе - не может содержаться больше одного бита апостериорной информации. Однако, имеющиеся априорные знания человечества о возможных последствиях ответа на этот вопрос делают ценность ответа на него чрезвычайно высокой. Таким образом, решение детермированных задач так или иначе связано с разбиением множества допустимых возможностей на классы эквивалентности до получения класса с одной возможностью. При этом происходит генерирование апостериорной информации, которая совместно с априорной создает окончательное решение задачи в виде слова, представляющего собой последовательность признаков классов эквивалентности, в которые входит искомое решение.

Ценность апостериорной информации, поступающей на вход приемника,определяется величиной априорной информации, содержащейся в его памяти, и чем последней больше, тем выше ценность входной информации.

SUMMARY

The article is about the possibility to construct the structural information theory based on theoretic-plural approach. This approach uses procedure separating into equivalent classes. The organic relation between Shannon's information theory and the structural information theory is shown. The mathematical model of an information destination is suggested and the idea of information value is substantiated with the structural information theory's point of view.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Шеннон К. Работы по теории информации и кибернетике. Пер. с англ. - М.: Изд. иностр. лит., 1963. - 830 с.
2. Яглом Л.М., Яглом И.М. Вероятность и информация. М.: Наука, 1973. - 511 с.

Поступила в редколлегию 5 мая 1994 года.

УДК 621.391.1

СИСТЕМЫ СЧИСЛЕНИЯ С БИНОМИАЛЬНЫМ ОСНОВАНИЕМ

Борисенко А.А., Онанченко Е.Л., Кобяков А.Н.

Развитие вычислительной техники и кибернетики привело к открытию нетрадиционных помехоустойчивых систем счисления, в качестве оснований которых используются не показательные функции, а более сложные, например, ряд Фибоначчи. Первоначально на эти системы счисления смотрели как на интересные математические объекты и не более. Но постепенно приходило понимание того, что их применение может дать новые эффекты и даже привести к новым направлениям в области вычислительной техники. Десятки изобретений и патенты на основе таких систем счислений, в частности фибоначчиевых, являются подтверждением этого [1].

Рассматриваемые ниже биномиальные системы счисления возникли значительно позже фибоначчиевых,и поэтому их теория и практика менее развита. Говорить сегодня о построении универсальных биномиальных ЦВМ пока еще рано. Однако для создания ряда специализированных биномиальных цифровых систем и устройств уже имеется технический задел, например [2].

Биномиальные системы счисления делятся на два класса - с двоичным и многозначным алфавитом [3, 4]. Следует особо отметить, что это различные по своей структуре системы счисления. Все известные сегодня системы счисления с комбинаторными основаниями, в том числе и биномиальные, обладают двумя положительными свойствами. Во-первых, они помехоустойчивы и, во-вторых, способны генерировать те или иные комбинаторные конфигурации. Это делает их пригодными для построения помехоустойчивых специализированных процессоров для сжатия информации, систем автоматизированного проектирования и контроля, систем связи и т.д., отличающихся повышенным быстродействием и надежностью.

В основе биномиальных систем счисления лежит разбиение исходного множества чисел на подмножества с количествами чисел в них, задаваемыми биномиальными коэффициентами. Если эти разбиения производить пошагово на два подмножества в соответствии с равенством

$$C_n^k = C_{n-1}^k + C_{n-1}^{k-1}, \qquad (1)$$

то имеет место биномиальная система счисления с двоичным алфавитом, количественный эквивалент которой задается числовой функцией

$$A = X_{r-1} C_{n-1}^{p-g(r)} + \ldots + X_l C_{n-r+1}^{p-g(l+1)} + \ldots + X_0 C_{n-r}^{p-g(1)}. \qquad (2)$$

При этом должна соблюдаться одна из систем ограничений

$$g_0 = p, \qquad (3)$$

$$r < n, \qquad (4)$$

или

$$n - p = r - g_0, \qquad (5)$$

$$g_0 < p; \qquad (6)$$

где

n, p - параметры системы счисления;

r - количество разрядов биномиального числа (длина) ;

l =0,1,...,(r-1) - порядковый номер разряда;

g - сумма единичных значений цифр от (r-1) разряда до l-того разряда включительно:

$$g_e = \Sigma_{u=1}^{r} X_u, \qquad g_r = X_r = 0. \qquad (7)$$

В сокращенной записи двоичные биномиальные числа имеют вид:

$$A = (X_{r-1}, \ldots, X_1, \ldots, X_0), \qquad X_1 \in \{0, 1\};$$

$$A = 0, 1, \ldots, M - 1.$$

Исходя из выражений (3, 4, 5, 6), длины двоичных биномиальных чисел не должны превышать n-1 и быть меньше n-p разрядов. Они должны также содержать или p нулей или n-p единиц. Диапазон представляемых двоичных биномиальных чисел:

$$M = C_n^p = C_n^{n-p} = \frac{n!}{p!(n-p)!}. \tag{8}$$

Например, пусть заданы двоичные числа 0000, 00, 0111, 1000. Требуется определить, какие из них являются биномиальными при n=6 и p=4, диапазон этих чисел и затем преобразовать в десятичную систему счисления.

В последовательности 0000 g_0=O и, следовательно, она не удовлетворяет ограничению (4) и, соответственно, не является биномиальным числом. Последовательность 1000 также не является биномиальным числом, так как 4≠1 и 6-1≠4-1 ,т.е. нарушены ограничения (3, 5). Последовательность 00 и 01111 являются биномиальными, так как для первой 6-4=2-0 ,0<4(выполняются ограничения 3, 4) и 4 = 4 ,5 < 6 (выполняются ограничения 5 ,6) .

Диапазон двоичных биномиальных чисел определяется из (8):

$$M = C_6^4 = \frac{6!}{4!2!} = 15.$$

В соответствии с выражением (1) десятичное значение биномиальных чисел 00 и 01111 будет равно:

$$A(00) = OC_5^4 + OC_4^4 = 0;$$
$$A(01111) = OC_5^4 + 1C_4 + 1C_3 + 1C_2^2 \neq 1C_1 = 4.$$

Минимальное число в двоичной биномиальной системе счисления - это нуль, а максимальное -

$$A^{\max} = C_{n-1}^p. \tag{9}$$

В табл. 1 им соответствуют 00 = O и 1111 = 14.

Алгоритм построения неравномерных биномиальных двоичных чисел (алгоритм счета) состоит в следующем. Задается исходное нулевое число, например, для n=6, p= 4 это будет 00. Затем в младший нулевой разряд записывается 1 и рядом справа приписывается O. Потом снова в младший нуль записывается 1 и приписывается справа нуль и т.д. до тех пор, пока число единиц не станет равным p. В этом случае при счете справа налево вместо первого справа нуля записывается 1, а все младшие единицы преобразуются в нули, а затем снова в младший нуль записывается единица, эта процедура идет до тех пор, пока во всех p старших разрядах не будут стоять единицы.

Неравномерные числа для рассматриваемого примера приведены в таблице 1.

В случае, если дополнить недостающие разряды нулями, то получим таблицу равномерных двоичных биномиальных чисел с n=6, p=4.

Таблица 1

№	неравномерное биномиальное число	биномиальное равномерное число	№	неравномерное биномиальное число	биномиальное равномерное число	№	неравномерное биномиальное число	биномиальное равномерное число
0	00	00000	5	100	10000	10	11010	11010
1	010	01000	6	1010	10100	11	11011	11011
2	0110	01100	7	10110	10110	12	11100	11100
3	01110	01110	8	10111	10111	13	11101	11101
4	01111	01111	9	1100	11000	14	1111	11110

Из таблицы следует, что алгоритм построения равномерных двоичных биномиальных чисел состоит в занесении 1 в p - ый разряд нулевого числа при счете разрядов справа налево, начиная с 1. Затем происходит заполнение единицами соседних младших нулей до тех пор, пока их число не станет равным p. Затем младший нуль в последнем числе устанавливается в 1 и снова дополняются младшие нули. Все это идет до тех пор, пока во всех p старших разрядах не будут установлены единицы.

Биномиальная система счисления с многозначным алфавитом имеет более сложную структуру.

Число в многозначной биномиальной системе счисления имеет следующий вид:

$$A = \sum_{i=0}^{x_{i-1}-1} C_{n-1-1-x_{r-o}}^{p-1} + \sum_{i=0}^{x_{r-2}-1} C_{n-i-2-x_{r-o}-x_{r-1}}^{p-2} + \ldots + \sum_{i=0}^{x_{r-l}-1} C_{n-i}^{p-l} - l - gl + \ldots +$$

$$+\sum_{i=0}^{x_0-1} C_{(n-i-r-gl)}^{p-r}, \qquad (10)$$

где

$$g_l = \sum_{j=0}^{l-1} x_{r-j}; \quad l = 1, 2, \ldots, r;$$

x_{r-l} - цифра (r-l)-го разряда,

$$\sum_{i=0}^{O-1} C_{n-i-r-g_l}^{p-r} = 0$$

при следующих ограничениях:

$$0 \le x_0 \le n - p - \sum_{j=0}^{r-1} x_r - j, \qquad (11)$$

$$x_{r-0} = 0, \qquad (12)$$

$$p - r \ge 0, \qquad (13)$$

K - контрольное число, K=n-p.

Из ограничения (13) следует, что максимальная длина структурного многозначного биномиального числа равна p, а из (11, 12) - что сумма цифр числа A должна находиться в пределах между O и K.

Максимальное число, представленное в многозначной биномиальной системе счисления

$$A = C_n^p - 1. \qquad (14)$$

Так как цифра в старшем разряде биномиального многозначного числа обладает наибольшим весом, что следует из (10), то диапазон чисел в биномиальной системе счисления будет равен C_n^p.

Пусть заданы числа 0011, 3000, 2001, 2000, 1100. Требуется определить, какие из них являются биномиальными при p=4 и n=6. Биномиальными являются числа 0011, 2000, 1100, так как для них выполняются условия (11 - 13). В числе 3000 в старшем разряде цифра 3>K=n-p= 2,а в числе 2001 сумма цифр числа больше K, что противоречит условиям (11) и (13), и поэтому эти два числа не являются биномиальными.

Используя выражения (10) и ограничения (11, 12, 13) получим, например, для n=6 и p=3 следующие биномиальные многозначные числа, расположенные в порядке возрастания.

1	000	6	011	11	100	16	120
2	001	7	012	12	101	17	200
3	002	8	020	13	102	18	201
4	003	9	021	14	110	19	21
5	010	10	03	15	111	20	3

Полученные в данном примере числа имеют переменную длину. Дополнив длины чисел до 3, получим равномерные многозначные биномиальные числа.

В таблице 2 приведены полученные числа.

Таблица 2.

№	Биномиальное число	№	Биномиальное число
0	000	10	100
1	001	11	101
2	002	12	102
3	003	13	110
4	010	14	111
5	011	15	120
6	012	16	200
7	020	17	201
8	021	18	210
9	030	19	300

Равномерные числа содержат избыточную информацию, которая позволяет обнаруживать ошибки, проверяя кодовую комбинацию на ее принадлежность к классу биномиальных чисел путем вычисления суммы всех цифр числа Σ и проверки ее по условию $\Sigma \leq K$.

Рассмотренные биномиальные системы счисления были использованы для построения ряда помехоустойчивых цифровых систем и устройств - систем связи и сжатия информации, преобразователей кодов .

Однако этим не ограничивается их возможное применение. Сегодня ведется разработка отказоустойчивой элементной базы на этих системах счисления и устройств, использующих эти элементы. В перспективе возможны и другие применения, в частности, в системах искусственного интеллекта и при построении комбинаторных оптимизаторов.

SUMMARY

Two classes of noise immunity binomial notations with binary and multivalued alphabet are under review. Showed notations are able to generate combinatory patterns. Binomial factors *underlie both classes of notations. Therefore in these notations the ranges and the weights of digits are determined by the same factors. Special high-reliability digital devices and systems, as well fault-tolerant element base can be developed on the basis of these notations. The available practical results in the field of communication systems and data compression prove the high efficiency of using the binomial notations for solving special problems.*

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Стахов А.П. Введение в алгоритмическую теорию измерения. -М.:Сов.радио, 1977. - 288 с.
2. А.С. № 1051731, СССР, Н 03 К 23/02. Счетчик импульсов. Борисенко А.А., Ловля А.Д., Онанченко Е.Л. 30.10.83. Бюл. № 40.
3. Борисенко А.А. Об одной системе счисления с биномиальным основанием. - Рук. деп. в ВИНИТИ, 1982. - № 874-82, - 8 с.
4. Борисенко А.А., Губарев С.И., Куно Г.В. Биномиальные системы счисления с двоичным алфавитом. - АСУ и приборы автоматики. Респ. межвед. науч. - техн. сб., - Харьков: Вища школа, ХГУ, 1985, -вып. 76, с. 87-92.

Поступила в редколлегию 24 января 1994 г.

УДК 621.382.3

СТРУКТУРНЫЙ СИНТЕЗ КВАЗИОПТИМАЛЬНОГО КОРРЕКТИРУЮЩЕГО РЕГУЛЯТОРА ДЛЯ ДИНАМИЧЕСКОГО ОБЪЕКТА ВТОРОГО ПОРЯДКА С ЖЕСТКИМ ОГРАНИЧЕНИЕМ

Кобяков А.Н., Борисенко А.А., Арбузов В.В.

Актуальной задачей автоматического управления является повышение быстродействия электромеханических следящих систем.

Силовая часть реального следящего электропривода вследствие нелинейности регулировочной характеристики исполнительного двигателя может быть представлена динамической моделью в виде последовательного соединения нелинейного элемента типа "насыщение" и линейной части /рис. 1/. Повышение быстродействия таких приводов можно обеспечить с помощью дискретных корректирующих регуляторов с вариацией интервалов управления h=var, синтезируемых на основе метода переменного коэффициента усиления в работах [1,2]. Эти регуляторы формируют из сигнала ошибки системы знакопеременное кусочно-постоянное управляющее воздействие m_i / i=1, 2,, ..., n, где i - номер интервала управления, n - порядок уравнения динамики объекта управления/, имеющее в соответствии с теоремой Фельдбаума n интервалов длительности h и позволяющее обеспечить в системе квазиоптимальный по быстродействию монотонный /без перерегулирования/ переходный процесс при отработке ступенчатого или более сложного задающего воздействия.

Однако проведенные исследования и полученные результаты свидетельствуют [1],что при малых отношениях $U_{огр}$ $(\theta(0^+)/\theta(0^+) >> \theta_{гр})$, где $\theta(0^+)$ - начальная ошибка системы; $\theta_{гр}$- пересчитанный ко входу системы уровень насыщения объекта управления; $U_{огр.}$ - уровень насыщения /ограничения/ самого объекта управления, недопустимо для квазиоптимального управления возрастает длительность переходного процесса.

Единственным управлением, позволяющим повысить при этом быстродействие системы, является управление по релейному закону с присущей ему фиксацией амплитуды воздействия для всех интервалов управления,длительности которых не будут равными между собой. Метод переменного коэффициента усиления позволяет упростить расчет управляющего воздействия релейного типа с неравными по длительности интервалами [1], а также синтезировать простой дискретный