УДК 681.32

КОДИРОВАНИЕ И ДЕКОДИРОВАНИЕ ДЛЯ МНОГОКАНАЛЬНЫХ СИСТЕМ ПЕРЕДАЧИ ДАННЫХ

Семеренко В. П., доцент
Винницкий национальный технический университет
sm@mail.vstu.vinnica.ua

Двоичные данные, которые параллельно передаются по q каналам связи можно рассматривать как многоканальный циклический $(q\times(n,k))$ код над полем Галуа $GF(2)$. Для упрощения математических преобразований целесообразно перейти от двоичного поля $GF(2)$ к полю расширения $GF(q)$, где $q = 2^m$, m – положительное целое число. Основные свойства поля: количество элементов не превышает 2^m, каждый ненулевой элемент представляется как степень некоторого числа α, замкнутость всех элементов поля относительно операции умножения. Если каждый элемент поля $GF(q)$ представить в виде отдельного полинома степени m, тогда многоканальный циклический $(q\times(n,k))$ код является $(2^m-1,k)$ - кодом Рида-Соломона.

В отличие от традиционного трудоемкого описания кода Рида-Соломона с помощью алгебры полиномов предлагается использовать математический аппарат линейной последовательностной машины (ЛПМ), которая над полем Галуа $GF(q)$ может быть задана как автомат Мура с функцией состояний (переходов)

$$S(t+1) = A\times S(t) + B\times U(t) \tag{1}$$

и функцией выходов

$$Y(t) = S(t), \tag{2}$$

где A,B–характеристические матрицы;

U(t),Y(t),S(t)–векторы входной, выходной и состояний.

Если порождающий полином кода Рида-Соломона выразить через его корни α_j^i

$$g(x) = \alpha_0^i + \alpha_1^i X + \alpha_2^i X^2 + \ldots + \alpha_{2t-1}^i X^{2t-1} + X^{2t},$$

тогда характеристические матрицы ЛПМ можно записать следующим образом:

$$A = \begin{vmatrix} 0 & 0 & \cdots & 0 & \alpha_0^i \\ \alpha^0 & 0 & \cdots & 0 & \alpha_1^i \\ 0 & \alpha^0 & \cdots & 0 & \alpha_2^i \\ \cdots & \cdots & \cdots & \cdots & \cdots \\ 0 & 0 & \cdots & \alpha^0 & \alpha_{2t-1}^i \end{vmatrix}, \qquad B = \begin{vmatrix} \alpha^0 \\ 0 \\ 0 \\ \cdots \\ 0 \end{vmatrix},$$

$i = 0,1,2, \ldots 2^m - 1$.

Процедура кодирования информационного k–разрядного вектора $I(x)$ над полем $GF(q)$ состоит из двух этапов. Вначале определяется вектор состояния $S(k)$ по формуле (1), когда в качестве вектора $U(t)$ используется вектор $I(x)$. Далее определяется вектор состояния $S(n)$ по формуле (1), когда в качестве вектора $U(t)$ используется (n-k)-разрядный нулевой вектор. Вектор $S(n)$ является контрольным вектором $R(x)$ для кодового вектора $C(x)=I(x)R(x)$. Процедура декодирования полученного из канала связи кодового вектора $C_e(x)$ также сводится к последовательному вычислению по формуле (1), векторов состояний ЛПМ той же структуры, которая использовалась при кодировании этого кодового вектора. Получение на n-м такте работы ЛПМ нулевого значения вектора $S(n)$ свидетельствует об отсутствии ошибок в кодовом векторе $C_e(x)$ в пределах корректирующей способности кода. В противном случае начинается поиск местоположения и значения ошибки.