$$d_{\min} = \min_{i,j=1,2,\dots,M}\{d_{i,j}\} \tag{6.2}$$

Код

Линейный Нелинейный

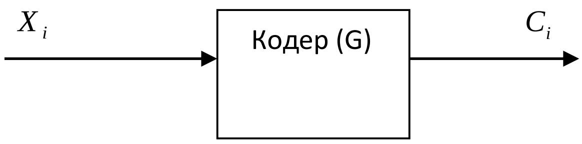
Рассмотрим два кодовых слова C_i, C_j и скалярные величины α_1, α_2. Код называется линейным, если $\alpha_1 C_i + \alpha_2 C_j$ тоже является кодовым словом из (n,k) блока. Значит, линейный код должен содержать кодовое слово, состоящее из одних нулей. Поэтому код с постоянным весом – нелинейный. Пусть C_i - линейный двоичный блоковый код, $i = 1,2,\dots,M$. $C_1 = (0.....0)_{1\times n}$ - кодовое слово из нулей, w_i - вес i - го кодового слова. Тогда w_i - расстояние Хемминга между C_i и C_1. В результате имеем:

$$d_{\min} = \min_{i\neq 1}\{w_i\}, \tag{6.3}$$

так как $d_{i,j}$ равно весу разности $C_i - C_j$, а разность эквивалентна сумме по модулю 2, но $C_i - C_j$ - тоже кодовое слово с весом, включенным в набор $\{w_i\}$.

6.1.1. Порождающая и проверочная матрица.

Пусть $X_i = (x_{i1}, x_{i2}, \dots\dots, x_{ik})_{1\times k}$ - вектор из k информационных бит, $C_i = (c_{i1}, c_{i2}, \dots, c_{in})_{1\times n}$ - вектор помехоустойчивого кода. Тогда



$$C_i = X_i G \tag{6.4}$$

$G_{k\times n}$ - порождающая матрица кода.

$G = \begin{pmatrix} g_{11} & g_{12} & \cdots & g_{1n} \\ \vdots & \vdots & \vdots & \vdots \\ g_{k1} & g_{k2} & \cdots & g_{kn} \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \vec{g}_1 \\ \vdots \\ \vec{g}_k \end{pmatrix}$. Если выражение (6.4) раскрыть, то

$C_i = \begin{pmatrix} x_{i1} & \cdots & x_{ik} \end{pmatrix} \begin{pmatrix} \vec{g}_1 \\ \vdots \\ \vec{g}_k \end{pmatrix} = x_{i1}\vec{g}_1 + \cdots + x_{ik}\vec{g}_k$, т.е. произвольное кодовое слово – линейная комбинация векторов $\{\vec{g}_l\}, l = 1,2,\dots,k$ из порождающей матрицы G. Вектора $\{\vec{g}_l\}$ должны быть **линейно независимыми**.

Система векторов $\{\vec{g}_l\}$ называется линейно зависимой, если хотя бы один из этих векторов является линейной комбинацией остальных векторов и линейно независимой в противоположном случае.