

Пятиминутка №1

1. **Расстояние Хэмминга** - число несовпадающих координат векторов $x, y \in E_q^n$, обозначается через $d(x, y) = |\{i \in \{1, \dots, n\} : x_i \neq y_i\}|$.
2. **Вес Хэмминга** - число ненулевых координат вектора x , обозначается: $\omega(x)$, $\omega(x) = d(x, 0)$.
3. **Код** - обозначается через C и является подмножеством кодовых слов: $C \subseteq E_q^n$.
4. **Параметры кода** - $(n, |C|, d)$, где: n - длина кода, $|C|$ - мощность кода, d - минимальное кодовое расстояние, т.е. минимум расстояний по всем парам кодовых слов из C .
5. **Кодер** - биекция из множества информационных сообщений M , $M \subseteq E^k$ в множество кодовых слов C .
6. **Принцип максимума правдоподобия** - пусть для передачи использовался код C , если y - полученный вектор, то декодируем его в ближайшее кодовое слово $x \in C$.
7. **Число исправляемых ошибок** - пусть C код с кодовым расстоянием d , и пусть при передаче кодового слова $x \in C$ возникло не более $\lfloor (d-1)/2 \rfloor$ ошибок, тогда декодер восстановит сообщение.
8. **Число обнаруживаемых ошибок** - пусть C код с кодовым расстоянием d , и пусть при передаче кодового слова $x \in C$ возникло не менее 1 и не более $(d-1)$ и из канала связи получили вектор y . В этом случае кодер может запросить снова передачу данных, так как y - не кодовое слово. То есть код обнаруживает $(d-1)$ ошибок.
9. **Линейный код** - код C называется линейным, если C является векторным подпространством E_q^n .
10. **Размерность линейного кода** C - число векторов в базисе C , обозначается через k .
11. **Параметры линейного кода** - $[n, k, d]$, где n - длина кода, k - размерность, d - минимальное кодовое расстояние.
12. **Кодовое расстояние линейного кода** - оно равно минимальному весу среди ненулевых кодовых слов.

13. **Порождающая матрица** - матрица $G_{k \times n}$ строки которой образуют базис C , называется порождающей матрицей кода C .
14. **Проверочная матрица** - матрица $H_{n-k \times n}$ имеющая $n - k$ строк и n столбцов называется проверочной, если выполнено $Hx^T = 0^{n-k} \Leftrightarrow x \in C$.
15. **Порождающая матрица в каноническом виде** - порождающая матрица G называется заданной в каноническом виде, если $G = [E_k | A]$, где E_k - единичная матрица.
16. **Проверочная матрица в каноническом виде** - проверочная матрица H называется заданной в каноническом виде, если $H = [A | E_{n-k}]$, где E_{n-k} - единичная матрица.
17. **Теорема связывающая порождающую и проверочную матрицы** - если $[E_k | A]$ - порождающая матрица в каноническом виде кода C , тогда $[-A^T | E_{n-k}]$ - является проверочной матрицей в каноническом виде кода C . Верно и обратное.

Пятиминутка №2

1. **Теорема о столбцах проверочной матрицы** Пусть H - проверочная матрица линейного кода C . Кодовое расстояние C равно d тогда и только тогда когда любые $d - 1$ столбцов H линейно независимы и существует d линейно зависимых столбцов.
2. **Замечание 1**
* двоичный код с проверочной матрицей H .
Кодовое расстояние C равно 1 тогда и только тогда когда в его проверочной матрице H существует нулевой столбец.
3. **Замечание 2** Кодовое расстояние C равно 2 тогда и только тогда когда в H нет нулевых столбцов и есть пара одинаковых столбцов.
4. **Замечание 3** Кодовое расстояние C равно 3 тогда и только тогда когда в H нет нулевых столбцов, столбцы попарно различны и есть столбец равный сумме двух других.
5. **Код Хэмминга** Пусть $r \geq 2$. Двоичным кодом Хэмминга (с r проверками на четность) называется код с проверочной матрицей H , столбцами которой являются все ненулевые векторы длины r .

6. **Граница Хэмминга. Теорема** Пусть C – двоичный код длины n и кодовым расстоянием d . Тогда

$$|C| \leq \frac{2^n}{\sum_{i=0}^{(d-1)/2} C_n^i}$$

7. **Шаром** $B(x, j)$ радиуса j с центром в векторе x называется множество всех векторов, находящихся на расстоянии Хэмминга не более j от x .
8. **Граница Хэмминга для q -значных кодов** Пусть C – q -значный код длины n и кодовым расстоянием d . Тогда

$$|C| \leq \frac{q^n}{\sum_{i=0}^{(d-1)/2} C_n^i (q-1)^i}$$

9. q -значный код называется **совершенным** если его мощность достигает границы Хэмминга.
10. Двоичный код Хэмминга является совершенным кодом с $d = 3$.
 Длина $n = 2^r - 1$
 Мощность кода равна 2^{n-r}
 Кодовое расстояние 3
 Граница Хэмминга: $2^{n-r} \leq 2^n / (1 + n) = 2^{n-r}$
11. **Теорема, Зинovieв, Леонтьев, Титвайнен, 1973** Пусть $q = p^m$ тогда всякий совершенный код имеет параметры совпадающие с одним из следующих кодов:
1. q -значный код Хэмминга,
 2. Двоичный код Голя $n = 23, k = 12, d = 7$,
 3. Троиичный ($q = 3$) код Голя $n = 11, k = 6, d = 5$.
12. **Теорема (Граница Синглтона)** Пусть C – q -значный код с параметрами $n, |C|, d$. Тогда $\log |C| \leq n - d + 1$.
 e.g. $C = (000), (111)$
13. **Полный четновесовой код** $\{x : x \in E^n, w(x) = 0 \pmod{2}\}$ Параметры $n, |C| = 2^{n-1}, d = 2$

14. **Граница Плоткина** Пусть – двоичный код длины n с минимальным расстоянием d , $2d > n$. Тогда справедливо неравенство

$$|C| \leq 2 \lfloor d/(2d - n) \rfloor$$