Код Рида-Маллера

Илья Коннов

Факультет компьютерных наук

Высшая Школа Экономики

13 февраля 2022 г.

2022-02-13

Код Рида-Маллера

Код Рида-Маллера

Илья Коннов

Факультет компьютерных наук

Высшая Школа Экономики

13 февраля 2022 г.

1. Если вы смотрите презентацию, то на сером фоне справа иногда видны некоторые ценные комментарии, для которых поля слайда оказались слишком узки. Если вы читаете pdf-ку, то эти комментарии уже находятся в самом подходящем для них месте в тексте (а в внешних полях видны заголовки слайдов). Если вы смотрите мой доклад и видите этот текст, то что-то пошло серьёзно не так. Да, у этого одного файла есть три разные версии.
   По любым вопросам: ReedMuller@sldr.xyz или t.me/iliago или vk.com/iliago.

Введение

Описан Дэвидом Маллером (автор идеи) и Ирвингом Ридом (автор метода декодирования) в сентябре 1954 года. Обозначаются как $\mathrm{RM}(r, m)$, где r — ранг, а 2^m — длина кода. Кодирует сообщения длиной $k = \sum_{i=0}^{r} C_m^i$ при помощи 2^m бит.
Традиционно, считается что коды бинарные и работают над битами, т.е. $\mathbb{Z}_2$.
Соглашение: сложение векторов $u, v \in \mathbb{Z}_2^n$ будем обозначать как $u \oplus v = (u_1 + v_1, u_2 + v_2, ..., u_n + v_n)$.

Описан Дэвидом Маллером (автор идеи) и Ирвингом Ридом (автор метода декодирования) в сентябре 1954 года. Обозначаются как $\mathrm{RM}(r, m)$, где r — ранг, а 2^m — длина кода. Кодирует сообщения длиной $k = \sum_{i=0}^{r} C_m^i$ при помощи 2^m бит.
Традиционно, считается что коды бинарные и работают над битами, т.е. $\mathbb{Z}_2$.
Соглашение: сложение векторов $u, v \in \mathbb{Z}_2^n$ будем обозначать как $u \oplus v = (u_1 + v_1, u_2 + v_2, ..., u_n + v_n)$.

Булевы функции и многочлен Жегалкина

Всякую булеву функцию можно записать при помощи таблицы истинности

x	y	$f(x,y)$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	0

И при помощи многочлена Жегалкина:

$$f(x,y) = xy + x + y + 1$$

Всякую булеву функцию можно записать при помощи таблицы истинности

И при помощи многочлена Жегалкина:

$f(x,y) = xy + x + y + 1$

Многочлены Жегалкина

В общем случае, многочлены будут иметь следующий вид:

$$f(x_1, x_2, ..., x_m) = \sum_{S \subseteq \{1,...,m\}} c_S \prod_{i \in S} x_i$$

Например, для $m = 2$:
$f(x_1, x_2) = c_1 \cdot x_1 x_2 + c_2 \cdot x_1 + c_3 \cdot x_2 + c_4 \cdot 1$
Всего $n = 2^m$ коэффициентов для описания каждой функции.

В общем случае, многочлены будут иметь следующий вид:

$$f(x_1, x_2, ..., x_m) = \sum_{S \subseteq \{1,...,m\}} c_S \prod_{i \in S} x_i$$

Например, для $m = 2$:
$f(x_1, x_2) = c_1 \cdot x_1 x_2 + c_2 \cdot x_1 + c_3 \cdot x_2 + c_4 \cdot 1$
Всего $n = 2^m$ коэффициентов для описания каждой функции.

Функции небольшой степени

Рассмотрим функции, степень многочленов которых не больше r:

$$\{f(x_1, x_2, ..., x_m) \mid \deg f \le r\}$$

Каждую можно записать следующим образом:

$$f(x_1, x_2, ..., x_m) = \sum_{\substack{S \subseteq \{1,...,m\} \\ |S| \le r}} c_S \prod_{i \in S} x_i$$

В каждом произведении используется не больше r переменных.
Сколько тогда всего коэффициентов используется?

$$k = C_m^0 + C_m^2 + ... + C_m^r = \sum_{i=0}^{r} C_m^i$$

Рассмотрим функции, степень многочленов которых не больше r:
$\{f(x_1, x_2, ..., x_m) \mid \deg f \le r\}$
Каждую можно записать следующим образом:
$f(x_1, x_2, ..., x_m) = \sum_{\substack{S \subseteq \{1,...,m\} \\ |S| \le r}} c_S \prod_{i \in S} x_i$
В каждом произведении используется не больше r переменных.
Сколько тогда всего коэффициентов используется?
$k = C_m^0 + C_m^2 + ... + C_m^r = \sum_{i=0}^{r} C_m^i$

1. Замечу, что при $S = \varnothing$, мы считаем, что $\prod_{i \in S} x_i = 1$, таким образом всегда появляется свободный член.
2. Если говорить несколько проще, то для составления многочленов мы сложим сначала одночлены $(x + y + z + ...)$, затем произведения одночленов $(xy + yz + xz + ...)$ и т.д. вплоть до r множителей (поскольку мы работаем в поле $\mathbb{Z}_2$, здесь нету x^2, y^2, z^2, т.к. $a^2 = a$). Тогда легко видеть, почему k именно такое: мы складываем все возможные перестановки сначала для 0 переменных, потом для одной, двух, и так до всех r

Идея кодирования

Пусть каждое сообщение (длины k) — коэффициенты многочлена от m переменных степени не больше r.
Тогда мы можем его представить при помощи 2^m бит, подставив все возможные комбинации переменных.

Таким образом получим таблицу истинности, из которой позднее сможем восстановить исходный многочлен, а вместе с ним и сообщение.
Зафиксировав в таблице порядок строк, можно выделить **вектор значений**, который и будет кодом.

x	y	$f(x,y)$
0	0	1
0	1	0
1	0	0
1	1	0

$$\Longrightarrow \mathrm{Eval}(f) = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 \end{pmatrix}$$

Пусть каждое сообщение (длины k) — коэффициенты многочлена от m переменных степени не больше r. Тогда мы можем его представить при помощи 2^m бит, подставив все возможные комбинации переменных.
Таким образом получим таблицу истинности, из которой позднее сможем восстановить исходный многочлен, а вместе с ним и сообщение. Зафиксировав в таблице порядок строк, можно выделить **вектор значений**, который и будет кодом.

1. Их 2^m, поскольку рассматриваем многочлены только над $\mathbb{Z}_2$ от m переменных.
2. Вектор значений — обозначается $\mathrm{Eval}(f)$ — столбец таблицы истинности, содержащий значения функции. Имеет смысл только при зафиксированном порядке строк в таблице. У меня он везде самый обычный, как в примере выше.

Пример

- $r = 1$ (степень многочлена), $m = 2$ (переменных). Это $\mathrm{RM}(1, 2)$.
- Тогда наш многочлен: $f(x, y) = c_1 x + c_2 y + c_3$.
- Сообщение: `101`, тогда $f(x, y) = x + 0 + 1$.
- Подставим всевозможные комбинации:

x	y	$f(x,y)$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	0

- Получили код: $\mathrm{Eval}(f) =$ `1100`.

- $r = 1$ (степень многочлена), $m = 2$ (переменных). Это $\mathrm{RM}(1, 2)$.
- Тогда наш многочлен: $f(x, y) = c_1 x + c_2 y + c_3$.
- Сообщение: `101`, тогда $f(x, y) = x + 0 + 1$.
- Подставим всевозможные комбинации:
- Получили код: $\mathrm{Eval}(f) =$ `1100`.

1. Здесь и далее я для краткости и удобства записываю битовые векторы не как $\begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix}$, а как `1001` при помощи нескучного шрифта.

Декодирование когда потерь нет

- Мы получили код: `1100`
- Представим таблицу истинности.

x	y	$f(x,y)$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	0

- Подстановками в $f(x,y) = c_1x + c_2y + c_3$ получим СЛАУ.

$$\begin{cases} & & & & c_3 & = & 1 \\ & & c_2 & + & c_3 & = & 1 \\ c_1 & + & & & c_3 & = & 0 \\ c_1 & + & c_2 & + & c_3 & = & 0 \end{cases}$$

- $c_1 = 1, c_2 = 0, c_3 = 1$, исходное сообщение: `101`.

Мы получили код: 1100
Представим таблицу истинности.
Подстановками в $f(x,y) = c_1x + c_2y + c_3$ получим СЛАУ.
$c_1 = 1, c_2 = 0, c_3 = 1$, исходное сообщение: 101.

1. Теперь покажем, как можно декодировать когда потерь нет. Этот пример — продолжение предыдущего.

Коды 0-го порядка

Для случая $\mathrm{RM}(0, m)$ нужна функция от m аргументов, степени не выше 0.

- $f(x_1, x_2, ..., x_m) = 0$
- $g(x_1, x_2, ..., x_m) = 1$

Таблица истинности:

$$
2^m \left\{ \begin{array}{cccc|cc}
x_1 & x_2 & \dots & x_m & f(x_1, ..., x_m) & g(x_1, ..., x_m) \\
\hline
0 & 0 & \cdots & 0 & 0 & 1 \\
0 & 0 & \cdots & 1 & 0 & 1 \\
 & & \ddots & & & \\
1 & 1 & \cdots & 1 & 0 & 1
\end{array} \right.
$$

Вывод: это 2^m-кратное повторение символа

- Сообщение 0 даст код $\underbrace{\texttt{00...0}}_{2^m}$
- Сообщение 1 даст код $\underbrace{\texttt{11...1}}_{2^m}$

1. Отдельно стоит рассмотреть вариант кода при $r = 0$, он нам в будущем пригодится для доказательств.
2. Таких функций существует всего лишь две, поскольку мы можем влиять лишь на свободный член. Все остальные коэффициенты обнуляются из-за требования $\deg f \le 0$.
3. Здесь число строк, как и в любой другой таблице истинности, равно 2^m, а колонки с значениями никак не зависят от аргументов функций. Получается две колонки – одна с нулями, другая с единицами.

Доказательство линейности

Пусть $C(x)$ кодирует сообщение $x \in \mathbb{Z}_2^k$ в код $C(x) \in \mathbb{Z}_2^m$.

$$C(x) = (p_x(a_i) \mid a_i \in \mathbb{Z}_2^m)$$

где $p_x(a_i)$ — соответствующий сообщению x многочлен. Причём p_x берёт в качестве своих коэффициентов биты из x. Поскольку многочлены степени не выше r образуют линейное пространство, то $p_{(x \oplus y)} = p_x + p_y$.
Тогда:

$$C(x \oplus y)_i = p_{(x \oplus y)}(a_i) = p_x(a_i) + p_y(a_i) = C(x)_i + C(y)_i$$

т.е. $\forall x, y \quad C(x \oplus y) = C(x) + C(y)$, ч.т.д.

Пусть $C(x)$ кодирует сообщение $x \in \mathbb{Z}_2^k$ в код $C(x) \in \mathbb{Z}_2^m$.
$$C(x) = (p_x(a_i) \mid a_i \in \mathbb{Z}_2^m)$$
где $p_x(a_i)$ — соответствующий сообщению x многочлен. Причём p_x берёт в качестве своих коэффициентов биты из x. Поскольку многочлены степени не выше r образуют линейное пространство, то $p_{(x \oplus y)} = p_x + p_y$.
Тогда:
$$C(x \oplus y)_i = p_{(x \oplus y)}(a_i) = p_x(a_i) + p_y(a_i) = C(x)_i + C(y)_i$$
т.е. $\forall x, y \quad C(x \oplus y) = C(x) + C(y)$, ч.т.д.

1. Хотим показать, что этот код является линейным, т.е. что его кодовые слова образуют линейное пространство, и у нас есть изоморфизм из пространства сообщений ($\mathbb{Z}_2^k$) в пространство слов ($\mathbb{Z}_2^m$).
Для этого необходимо немного формализовать всё описанное раньше.
2. Пояснение: перебираем все векторы a_i (2^m штук), подставляем каждый в p_x в качестве переменных и таким образом получаем вектор значений (длины 2^m). Именно он и называется кодом.
3. Напомню, что базис пространства многочленов выглядит примерно так: $1, x, y, z, xy, yz, xz$ (для трёх переменных, степени не выше 2).
Чтобы преобразовать сообщение в многочлен, мы берём каждый бит сообщения и умножаем его на соответствующий базисный вектор. Очевидно, такое преобразование будет изоморфизмом. Именно поэтому $p_{(x+y)} = p_x + p_y$. Обратите внимание, что сообщение x это не просто число ($\mathbb{Z}_{2^k}$) и мы рассматриваем его биты, а реально вектор битов ($\mathbb{Z}_2^k$). У него операция сложения побитовая.
4. Здесь я использую запись $C(x)_i$ для i-го элемента вектора $C(x)$. Поскольку i произвольное, то и весь вектор получился равен. Таким образом, этот код действительно линейный и к нему применимы уже известные теоремы!

Последствия линейности

1. Существует порождающая матрица G.

$$C(x) = x_{1\times k} G_{k\times n} = c_{1\times n}$$

2. Минимальное растояние будет равно минимальному весу Хемминга среди всех кодов.

$$d = \min_{\substack{c \in C \\ c \neq 0}} w(c)$$

3. Корректирующая способность:

$$t = \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$$

1. Существует порождающая матрица G.

$$C(x) = x_{1\times k} G_{k\times n} = c_{1\times n}$$

2. Минимальное растояние будет равно минимальному весу Хемминга среди всех кодов.

$$d = \min_{\substack{c \in C \\ c \neq 0}} w(c)$$

3. Корректирующая способность:

$$t = \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor$$

1. Так можно кодировать сообщения x в коды c. Но искать её мы не будем, обойдёмся одними многочленами, это интереснее.
2. Вес Хэмминга вектора — количество в нём ненулевых элементов.
3. Доказательство очень просто: минимальное расстояние — вес разности каких-то двух различных кодов, но разность двух кодов тоже будет кодом, т.к. мы в линейном пространстве. Значит достаточно найти минимальный вес, но не учитывая нулевой вектор, т.к. разность равна нулю тогда и только тогда, когда коды равны.
4. Однако мы ещё не знаем как выглядят наши коды (как выглядят таблицы истинности функций степени не больше r?). А значит не можем ничего сказать про минимальное расстояние.

Конструкция Плоткина: многочлены

Хотим понять как выглядят кодовые слова.

- Код — таблица истинности функции $f(x_1, ..., x_m) \in \mathrm{RM}(r, m)$, причём $\deg f \leq r$.
- Разделим функцию по x_1: $f(x_1, ..., x_m) = g(x_2, ..., x_m) + x_1 h(x_2, ..., x_m)$.
- Заметим, что $\deg f \leq r$, а значит $\deg g \leq r$ и $\deg h \leq r - 1$.

Хотим понять как выглядят кодовые слова.
Код — таблица истинности функции $f(x_1, ..., x_m) \in \mathrm{RM}(r, m)$, причём $\deg f \leq r$.
Разделим функцию по x_1: $f(x_1, ..., x_m) = g(x_2, ..., x_m) + x_1 h(x_2, ..., x_m)$.
Заметим, что $\deg f \leq r$, а значит $\deg g \leq r$ и $\deg h \leq r - 1$.

1. Порядок очевидно не больше r, потому что это условие для включения в пространство кодов $\mathrm{RM}(r, m)$.
2. Теперь у нас есть две функции от меньшего числа аргументов. Очевидно, так можно сделать всегда, когда m > 1.

Конструкция Плоткина: таблица истинности

Ранее: $f(x_1, ..., x_m) = g(x_2, ..., x_m) + x_1 h(x_2, ..., x_m)$.

- Заметим, что таблица истинности f состоит из двух частей: при $x_1 = 0$ и при $x_1 = 1$.

$$\mathrm{Eval}(f) = \begin{pmatrix} \mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f) \\ \hline \mathrm{Eval}^{[x_1=1]}(f) \end{pmatrix}$$

- Причём $\mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f) = \mathrm{Eval}(g)$, а $\mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f) \oplus \mathrm{Eval}^{[x_1=1]}(f) = \mathrm{Eval}(h)$.
- Таким образом, $\mathrm{Eval}(f) = (\mathrm{Eval}(g) \mid \mathrm{Eval}(g) \oplus \mathrm{Eval}(h))$.

Ранее: $f(x_1, ..., x_m) = g(x_2, ..., x_m) + x_1 h(x_2, ..., x_m)$.
Заметим, что таблица истинности f состоит из двух частей: при $x_1 = 0$ и при $x_1 = 1$.
$\mathrm{Eval}(f) = \begin{pmatrix} \mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f) \\ \mathrm{Eval}^{[x_1=1]}(f) \end{pmatrix}$
Причём $\mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f) = \mathrm{Eval}(g)$, а $\mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f) \oplus \mathrm{Eval}^{[x_1=1]}(f) = \mathrm{Eval}(h)$.
Таким образом, $\mathrm{Eval}(f) = (\mathrm{Eval}(g) \mid \mathrm{Eval}(g) \oplus \mathrm{Eval}(h))$.

1. Теперь рассмотрим те же функции, но со стороны их таблиц истинности. Нам же интересны именно коды, а они как раз очень тесно связаны с этими таблицами.
2. Про обозначения: $\mathrm{Eval}(f)$ — таблица для всей функции (вектор значений, елси точнее), $\mathrm{Eval}^{[x_1=0]}(f)$ — кусок таблицы при $x_1 = 0$, $\mathrm{Eval}^{[x_1=1]}(f)$ — кусок таблицы при $x_1 = 1$. Они нам после этого доказательства больше не понадобятся.
3. Это всё следует из ранее полученного утверждения. Если мы подставим $x_1 = 0$, то останется только g — первое равенство очевидно. Если же мы рассмотрим $\mathrm{Eval}^{[x_1=1]}(f)$, то получим $\mathrm{Eval}(g + h)$, но если туда прибавить ещё раз $\mathrm{Eval}(g)$, то останется только $\mathrm{Eval}(h)$ (поскольку $1 + 1 = 0$ в $\mathbb{Z}_2$) — получили второе равенство.
4. Палочка по центру — конкатенация векторов.

Конструкция Плоткина: вывод

Если дана $f(x_1, ..., x_m)$, причём $\deg f \le r$, то можно её разделить:

$$f(x_1, ..., x_m) = g(x_2, ..., x_m) + x_1 h(x_2, ..., x_m)$$

Также известно, что $\mathrm{Eval}(f) = (\mathrm{Eval}(g) \mid \mathrm{Eval}(g) \oplus \mathrm{Eval}(h))$.

Заметим, что $\mathrm{Eval}(f)$ – кодовое слово (как и для g, h). Тогда:

$$\begin{aligned} c &= \mathrm{Eval}(f) \in \mathrm{RM}(r, m) && (\text{т.к. } \deg f \le r) \\ u &= \mathrm{Eval}(g) \in \mathrm{RM}(r, m-1) && (\text{т.к. } \deg g \le r) \\ v &= \mathrm{Eval}(h) \in \mathrm{RM}(r-1, m-1) && (\text{т.к. } \deg h \le r-1) \end{aligned}$$

Утверждение: Для всякого кодового слова $c \in \mathrm{RM}(r, m)$ можно найти $u \in \mathrm{RM}(r, m-1)$ и $v \in \mathrm{RM}(r-1, m-1)$, такие что $c = (u \mid u + v)$.

1. Теперь собираем всё это в одно важное утверждение.
2. Причём мы уже знаем, что $\deg g \le r$ и $\deg h \le r - 1$, если $\deg f \le r$
3. Напомню, что $\mathrm{RM}(r, m)$ включает в себя **все** функции (их таблицы истинности, если точнее) от m аргументов и степени не выше r. Очевидно, наши годятся.
4. Что здесь важно отметить — оба наших новых кодовых слова u, v получились «меньше», чем исходное c.
   Это позволяет, во-первых, устраивать индукцию по m, чем мы скоро и займёмся. Во-вторых, это позволяет легко строить большие порождающие матрицы, но мы этим не будем заниматься.

Минимальное расстояние

Хотим найти минимальное расстояние для кода $\mathrm{RM}(r, m)$

$$d = \min_{c \in C, c \neq 0} w(c)$$

Предположим, что $d = 2^{m-r}$ и докажем по индукции.
База: $\mathrm{RM}(0, m)$ — единственный бит потворён 2^m раз. Очевидно, $w(\underbrace{11...1}_{2^m}) = 2^m = 2^{m-0} \geq 2^{m-r}$.

Гипотеза: Если $v \in \mathrm{RM}(r-1, m-1)$, то $w(v) \geq 2^{m-r}$.
Шаг: Хотим доказать для $c \in \mathrm{RM}(r, m)$.

$$w(c) = w((u \mid u \oplus v)) \overset{(1)}{=} w(u) + w(u \oplus v) \geq$$
$$\overset{(2)}{\geq} w(u) + (w(v) - w(u)) = w(v) \overset{IH}{\geq} 2^{m-r} \blacksquare$$

Хотим найти минимальное расстояние для кода $\mathrm{RM}(r, m)$ $d = \min_{c \in C, c \neq 0} w(c)$ Предположим, что $d = 2^{m-r}$ и докажем по индукции. База: $\mathrm{RM}(0, m)$ — единственный бит потворён 2^m раз. Очевидно, $w(\underbrace{11...1}_{2^m}) = 2^m = 2^{m-0} \geq 2^{m-r}$. Гипотеза: Если $v \in \mathrm{RM}(r-1, m-1)$, то $w(v) \geq 2^{m-r}$. Шаг: Хотим доказать для $c \in \mathrm{RM}(r, m)$. $w(c) = w((u \mid u \oplus v)) \overset{(1)}{=} w(u) + w(u \oplus v) \geq \overset{(2)}{\geq} w(u) + (w(v) - w(u)) = w(v) \overset{IH}{\geq} 2^{m-r} \blacksquare$

1. Случай $\mathrm{RM}(0, m)$ мы разбирали раньше, но я напомню. Здесь длина сообщения равна $k = \sum_{i=0}^{r} C_m^i = C_m^0 = 1$, а длина кода $n = 2^m$. Причём мы просто берём один бит (соответсвует функции $f(x_1, ..., x_m) = 0$ или $f(x_1, ..., x_m) = 1$) и повторяем его 2^m раз (в таблице истинности). Замечу, что не рассматриваю второй случай $w(\mathtt{00...0})$, поскольку он нам не нужен для расчёта минимального расстояния. Вариант с нулевым вектором явно выкидывается, см. определение d выше.
2. Теперь немного объяснений.
Переход (1): $w((x \mid y)) = w(x) + w(y)$. Вес это всего лишь число ненулевых элементов, поэтому нет разницы как мы будем группировать части вектора.
Переход (2): $w(u \oplus v) \geq w(v) - w(u)$. Если у нас в v стоит $w(v)$ бит, то прибавив к нему u, мы сможем изменить (обнулить) не больше $w(u)$ бит. Возможно появится больше единиц, но нас интересует нижняя граница.
Переход (IH): предположение индукции в чистом виде.

Свойства и параметры

Для бинарного кода $\mathrm{RM}(r,m)$:

- $r \leq m$
- Длина кода: 2^m
- Длина сообщения: $k = \sum_{i=0}^{r} C_m^i$
- Минимальное расстояние: $d = 2^{m-r}$
- Корректирующая способность: $t = 2^{m-r-1} - 1$
- Существует порождающая матрица G для кодирования
- Проверочная матрица H совпадает с порождающей для $\mathrm{RM}(m-r-1,m)$

Для бинарного кода $\mathrm{RM}(r,m)$:
- $r \leq m$
- Длина кода: 2^m
- Длина сообщения: $k = \sum_{i=0}^{r} C_m^i$
- Минимальное расстояние: $d = 2^{m-r}$
- Корректирующая способность: $t = 2^{m-r-1} - 1$
- Существует порождающая матрица G для кодирования
- Проверочная матрица H совпадает с порождающей для $\mathrm{RM}(m-r-1,m)$

1. Теперь можно подвести итоги исследования свойств.
2. , поскольку $t = \left\lfloor \frac{d-1}{2} \right\rfloor = \left\lfloor \frac{2^{m-r}}{2} - \frac{1}{2} \right\rfloor = \left\lfloor 2^{m-r-1} - 0.5 \right\rfloor = 2^{m-r-1} - 1$
3. , она позволяет делать так: $C(x) = xG$. Но я, как обычно, её избегаю. Рекомендую почитать «Коды Рида-Маллера: Примеры исправления ошибок», если интересно.
4. , но это я это доказывать не собираюсь. Но его можно найти в «Reed-Muller Codes: Theory and Algorithms», раздел Duality.

Как линейный код

Этот код является линейным кодом, к нему применимы все обычные (и неэффективные методы):

- Перебор по всему пространству кодовых слов в поисках ближайшего.
- С использованием синдромов: $s = rH^T$.

Этот код является линейным кодом, к нему применимы все обычные (и неэффективные методы):

- Перебор по всему пространству кодовых слов в поисках ближайшего.
- С использованием синдромов: $s = rH^T$.

1. Этот способ применим ко всем кодам, но никто в здравом уме им не пользуется.
2. Здесь s — синдром, r — полученное сообщение, H — проверочная матрица. Этот метод обычен для линейных кодов.
3. Эти способы нужно иметь ввиду, но о них было рассказано и без меня, так что я их пропущу.

Синдромы и как их использовать

Пусть у нас в полученном сообщении r есть ошибка e. Тогда $r = v + e$, где v — кодовое слово, которое крайне легко можно декодировать. Получается, что $s = rH^T = (v+e)H^T = vH^T + eH^T = eH^T$, поскольку $vH^T = 0$ (есть такое свойство). Мы можем перебрать всевозможные ошибки (e), для каждой посчитать синдром и записать всё это в таблицу. Тогда чтобы восстановить сообщение, нужно посчитать синдром, по таблице найти ошибку и исправить её.

Пусть у нас в полученном сообщении r есть ошибка e. Тогда $r = v + e$, где v — кодовое слово, которое крайне легко можно декодировать. Получается, что $s = rH^T = (v+e)H^T = vH^T + eH^T = eH^T$, поскольку $vH^T = 0$ (есть такое свойство). Мы можем перебрать всевозможные ошибки (e), для каждой посчитать синдром и записать всё это в таблицу. Тогда чтобы восстановить сообщение, нужно посчитать синдром, по таблице найти ошибку и исправить её.

1. Я не стал включать это в презентацию, но вообще-то говоря метод полезный, так что пусть будет здесь.
2. Источник: `https://ru.wikipedia.org/wiki/Линейный_код`

Пример

Ранее: `101` кодируется как `1100` при помощи $\mathrm{RM}(1, 2)$

- $t = 1$
  -
- $t = 0$
  -

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $\mathrm{RM}(1, 2)$
- $t = 1$
- $t = 0$

1. Теперь начинаем нормальный алгоритм декодирования, придуманный Ридом (тем самым). Именно из-за алгоритма декодирования Рида включили в соавторы кода Рида-Маллера.
2. (см. самый первый пример).

TODO

TODO

1. https://arxiv.org/pdf/2002.03317.pdf — великолепный обзор, очень рекомендую.
2. http://dha.spb.ru/PDF/ReedMullerExamples.pdf — очень хорошо и подробно, но используется подход через матрицы, а не через полиномы, а это не весело.
3. https://en.wikipedia.org/wiki/Reed-Muller_code — кратко, чётко, понятно, но не описано декодирование.
4. https://ru.bmstu.wiki/Коды_Рида-Маллера — в целом всё есть, но написано очень непонятно;

1. https://arxiv.org/pdf/2002.03317.pdf — великолепный обзор, очень рекомендую.
2. http://dha.spb.ru/PDF/ReedMullerExamples.pdf — очень хорошо и подробно, но используется подход через матрицы, а не через полиномы, а это не весело.
3. https://en.wikipedia.org/wiki/Reed-Muller_code — кратко, чётко, понятно, но не описано декодирование.
4. https://ru.bmstu.wiki/Коды_Рида-Маллера — в целом всё есть, но написано очень непонятно;

1. Бонусный раздел, который не включён в основную презентацию, но может быть очень полезен.