

Код Рида-Маллера

Илья Коннов

Факультет компьютерных наук
Высшая Школа Экономики

15 февраля 2022 г.

Существует три различных варианта этого доклада:

1. Краткая презентация, которую несложно рассказать, но может быть сложно понять ([ReedMuller-trans.pdf](#)).
2. Более длинная презентация с ценными комментариями, дополнительными доказательствами и интересными фактами ([ReedMuller-slides.pdf](#)). Слайды с особенным фоном — не вошедшие в маленькую презентацию.
3. Текстовая статья со всем содержимым длинной презентации, комментариями на своих местах, а также бонусным приложением с более подробным описанием алгоритма ([ReedMuller-article.pdf](#)). **Вы сейчас читаете именно эту версию.**

Их все можно посмотреть здесь: <https://sldr.xyz/ReedMuller/>

По любым вопросам: r-m@sldr.xyz или t.me/iliago или vk.com/iliago.

Содержание

1	Введение	3
2	Кодирование	4
3	Свойства кода	6
3.1	Конструкция Плоткина	7
3.2	Минимальное расстояние	8
3.3	Параметры	9
4	Декодирование	9
4.0.1	Пара слов о синдромах	10
4.1	Алгоритм Рида	10
4.1.1	Пример	12
5	Домашнее задание	14
6	Источники	14
A	Reed's Algorithm: Unique decoding up to half the code distance	15
A.1	Дополнительные доказательства	17
A.2	Реализация алгоритма	20

Код описан Дэвидом Маллером (автор идеи) и Ирвингом Ридом (автор метода декодирования) в сентябре 1954 года. Обозначается как $RM(r, m)$, где r — ранг, а 2^m — длина кода. Кодирование сообщений 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{F}_2 .

Соглашение: сложение векторов $u, v \in \mathbb{F}_2^n$ будем обозначать как $u \oplus v = (u_1 + v_1, u_2 + v_2, \dots, u_n + v_n)$.

1 Введение

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

Или при помощи многочлена Жегалкина:

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

Булевы функции
и многочлен
Жегалкина

В общем случае, многочлены будут иметь следующий вид:

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

Например, для $m = 2$: $f(x_1, x_2) = c_3 \cdot x_1 x_2 + c_2 \cdot x_2 + c_1 \cdot x_1 + c_0 \cdot 1$.
Всего $n = 2^m$ коэффициентов для описания каждой функции.

Многочлены
Жегалкина

Рассмотрим функции, степень многочленов которых не больше r :

$$\{f(x_1, x_2, \dots, x_m) \mid \deg f \leq r\}$$

Каждую можно записать следующим образом:

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

В каждом произведении используется не больше r переменных.

Замечу, что при $S = \emptyset$, мы считаем, что $\prod_{i \in S} x_i = 1$, таким образом всегда появляется свободный член.

Сколько тогда всего коэффициентов используется?

$$k = C_m^0 + C_m^1 + C_m^2 + \dots + C_m^r = \sum_{i=0}^r C_m^i$$

Если говорить несколько проще, то для составления многочленов мы сложим сначала одночлены $(x+y+z+\dots)$, затем произведения одночленов

Функции
небольшой
степени

$(xy + yz + xz + \dots)$ и т.д. вплоть до r множителей (поскольку мы работаем в поле \mathbb{F}_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 вплоть до r (не больше, ведь $\deg f \leq r$).

2 Кодирование

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 значений переменных. Их 2^m , поскольку рассматриваем многочлены только над \mathbb{F}_2 от m 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	$\Rightarrow \text{Eval}(f) = (1 \ 0 \ 0 \ 0)$
1	0	0	
1	1	0	

Вектор значений — обозначается $\text{Eval}(f)$ — 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

Здесь и далее я для краткости и удобства записываю битовые векторы не как $(1 \ 0 \ 0 \ 1)$, а как **1001** при помощи нескучного шрифта.

- $r = 1$ (степень многочлена), $m = 2$ (переменных). Это $\text{RM}(1, 2)$.
- Тогда наш многочлен: $f(x_1, x_2) = c_2x_2 + c_1x_1 + c_0$.
- Сообщение: **101**, тогда $f(x_1, x_2) = x_2 + 0 + 1$.
- Подставим всевозможные комбинации:

x_1	x_2	$f(x_1, x_2)$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	0

- Получили код: $\text{Eval}(f) = \mathbf{1100}$.

Декодирование когда потерь нет

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

- Мы получили код: 1100

- Представим таблицу истинности.

x	y	$f(x_1, y_2)$
0	0	1
0	1	1
1	0	0
1	1	0

- Подстановками в $f(x_1, x_2) = c_2x_2 + c_1x_1 + c_0$ получим СЛАУ.

$$\begin{cases} c_0 = 1 \\ c_1 + c_0 = 1 \\ c_2 + c_0 = 0 \\ c_2 + c_1 + c_0 = 0 \end{cases}$$

- $c_2 = 1, c_1 = 0, c_0 = 1$, исходное сообщение: 101.

Отдельно стоит рассмотреть вариант кода при $r = 0$, он нам в будущем пригодится для доказательств.

Для случая $RM(0, m)$ нужна функция от m аргументов, степени не выше 0. Таких функций существует всего лишь две, поскольку мы можем влиять лишь на свободный член. Все остальные коэффициенты обнуляются из-за требования $\deg f \leq 0$.

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

Таблица истинности:

	x_1	x_2	\dots	x_m	$f(x_1, \dots, x_m)$	$g(x_1, \dots, x_m)$
2^m	0	0	\dots	0	0	1
	0	0	\dots	1	0	1
			\ddots		\vdots	\vdots
	1	1	\dots	1	0	1

Здесь число строк, как и в любой другой таблице истинности, равно 2^m , а колонки со значениями никак не зависят от аргументов функций. Получается две колонки – одна с нулями, другая с единицами.

Вывод: это 2^m -кратное повторение символа

- Сообщение 0 даст код $\underbrace{00\dots0}_{2^m}$
- Сообщение 1 даст код $\underbrace{11\dots1}_{2^m}$

Есть ещё один тривиальный случай, когда $m = r$.

Есть m переменных, и мы рассматриваем многочлены $f \in \mathbb{F}_2[x_1, \dots, x_m]$: $\deg f \leq m$, т.е. все возможные. Для $RM(m, m)$ мы используем все доступные коэффициенты многочлена для кодирования сообщения. Тогда нет избыточности: $k = \sum_{i=0}^m C_m^i = 2^m = n$ – длина сообщения равна длине кода.

Чем меньше порядок кода r , тем больше избыточность.

Коды 0-го порядка

Коды m -го порядка

3 Свойства кода

Доказательство линейности

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{F}_2^k) в пространство слов (\mathbb{F}_2^m).

Для этого необходимо немного формализовать всё описанное раньше.

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

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

где $p_x(a_i)$ — соответствующий сообщению x многочлен. 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.

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

Напомним, 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 $p_{(x \oplus y)} = p_x + p_y$. 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.

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.

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 .

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

Так можно кодировать сообщения x в коды c . Но искать её мы не будем, обойдёмся одними многочленами, это интереснее.

2. Минимальное расстояние будет равно минимальному весу Хемминга среди всех кодов. Вес Хемминга вектора — количество в нём ненулевых элементов.

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

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.

3. Корректирующая способность:

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

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.

3.1 Конструкция Плоткина

Хотим понять как выглядят кодовые слова.

- Код — вектор значений функции $f(x_1, \dots, x_m) \in \text{RM}(r, m)$, причём $\deg f \leq r$. Порядок очевидно не больше r , потому что это условие для включения в пространство кодов $\text{RM}(r, m)$.
- Разделим функцию по x_1 : $f(x_1, \dots, x_m) = g(x_2, \dots, x_m) + x_1 h(x_2, \dots, x_m)$. Теперь у нас есть две функции от меньшего числа аргументов. Очевидно, так можно сделать всегда, когда $m > 1$.
- Заметим, что $\deg f \leq r$, а значит $\deg g \leq r$ и $\deg h \leq r - 1$.

*Конструкция
Плоткина:
многочлены*

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.

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

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

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

Про обозначения: $\text{Eval}(f)$ — таблица для всей функции (вектор значений, если точнее), $\text{Eval}^{[x_1=0]}(f)$ — кусок таблицы при $x_1 = 0$, $\text{Eval}^{[x_1=1]}(f)$ — кусок таблицы при $x_1 = 1$. Они нам после этого доказательства больше не понадобятся.

- Причём $\text{Eval}^{[x_1=0]}(f) = \text{Eval}(g)$, а $\text{Eval}^{[x_1=0]}(f) \oplus \text{Eval}^{[x_1=1]}(f) = \text{Eval}(h)$. Это всё следует из ранее полученного утверждения. Если мы подставим $x_1 = 0$, то останется только g — первое равенство очевидно. Если же мы рассмотрим $\text{Eval}^{[x_1=1]}(f)$, то получим $\text{Eval}(g + h)$, но если туда прибавить ещё раз $\text{Eval}(g)$, то останется только $\text{Eval}(h)$ (поскольку $1 + 1 = 0$ в \mathbb{F}_2) — получили второе равенство.
- Таким образом, $\text{Eval}(f) = (\text{Eval}(g) \mid \text{Eval}(g) \oplus \text{Eval}(h))$. Палочка по центру — конкатенация векторов.

*Конструкция
Плоткина:
таблица
истинности*

Теперь собираем всё это в одно важное утверждение.
Если дана $f(x_1, \dots, x_m)$, причём $\deg f \leq r$, то можно её разделить:

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

Причём мы уже знаем, что $\deg g \leq r$ и $\deg h \leq r - 1$, если $\deg f \leq r$

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

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

Тогда: $c = \text{Eval}(f) \in \text{RM}(r, m)$ (т.к. $\deg f \leq r$)
 $u = \text{Eval}(g) \in \text{RM}(r, m - 1)$ (т.к. $\deg g \leq r$)
 $v = \text{Eval}(h) \in \text{RM}(r - 1, m - 1)$ (т.к. $\deg h \leq r - 1$)

Напомню, что $\text{RM}(r, m)$ включает в себя **все** функции (их таблицы истинности, если точнее) от m аргументов и степени не выше r . Очевидно, наши годятся.

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

Что здесь важно отметить — оба наших новых кодовых слова u, v получились «меньше», чем исходное c .

Это позволяет, во-первых, устраивать индукцию, чем мы скоро и займёмся. Во-вторых, это позволяет легко строить большие порождающие матрицы, но мы этим не будем заниматься.

3.2 Минимальное расстояние

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

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

Предположим, что $d = 2^{m-r}$ и докажем по индукции.

База: $\text{RM}(0, m)$ — единственный бит повторён 2^m раз. Очевидно, $w(\underbrace{11\dots 1}_{2^m}) = 2^m = 2^{m-0} \geq 2^{m-r}$.

Случай $\text{RM}(0, m)$ 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 и повторяем его 2^m раз (в таблице истинности).

Замечу, что не рассматриваю второй случай $w(00\dots 0)$, поскольку он нам не нужен для расчёта минимального расстояния. Вариант с нулевым вектором явно выкидывается, см. определение d выше.

Гипотеза: Если $v \in \text{RM}(r - 1, m - 1)$, то $w(v) \geq 2^{m-r}$.

Шаг: Хотим доказать для $c \in \text{RM}(r, m)$.

$$\begin{aligned} w(c) &\stackrel{(1)}{=} w((u \mid u \oplus v)) \stackrel{(2)}{=} w(u) + w(u \oplus v) \geq \\ &\stackrel{(3)}{\geq} w(u) + (w(v) - w(u)) = w(v) \stackrel{IH}{\geq} 2^{m-r} \blacksquare \end{aligned}$$

Теперь немного объяснений.

Переход (1): используем конструкцию Плоткина, чтобы разбить s на конкатенацию двух кодовых слов поменьше.

Переход (2): $w((x \mid y)) = w(x) + w(y)$. Вес это всего лишь число ненулевых элементов, поэтому нет разницы как мы будем группировать части вектора.

Переход (3): $w(u \oplus v) \geq w(v) - w(u)$. 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 (ИН): предположение индукции в чистом виде.

3.3 Параметры

Теперь можно подвести итоги исследования свойств. Для бинарного кода $\text{RM}(r, m)$:

Свойства и параметры

- $r \leq m$
- Длина кода: 2^m
- Длина сообщения: $k = \sum_{i=0}^r C_m^i$
- Минимальное расстояние: $d = 2^{m-r}$
- Корректирующая способность: $t = 2^{m-r-1} - 1$, поскольку $t = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor = \lfloor \frac{2^{m-r}}{2} - \frac{1}{2} \rfloor = \lfloor 2^{m-r-1} - 0.5 \rfloor = 2^{m-r-1} - 1$
- Существует порождающая матрица G для кодирования, она позволяет делать так: $C(x) = xG$. Но я, как обычно, её избегаю. Рекомендую почитать «[Коды Рида-Маллера: Примеры исправления ошибок](#)», если интересно.
- Проверочная матрица H совпадает с порождающей для $\text{RM}(m-r-1, m)$, но это я это доказывать не собираюсь. Однако доказательство можно найти в «[Reed-Muller Codes: Theory and Algorithms](#)», раздел Duality.

4 Декодирование

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

Как линейный код

- Перебор по всему пространству кодовых слов в поисках ближайшего. Этот способ применим ко всем кодам, но никто в здравом уме им не пользуется.
- С использованием синдромов: $s = rH^T$. Здесь s — синдром, r — полученное сообщение, H — проверочная матрица. Этот метод обычен для линейных кодов.

Эти способы нужно иметь в виду, но о них было рассказано и без меня, так что я их пропущу.

4.0.1 Пара слов о синдромах

Я не стал включать это в презентацию, но вообще-то говоря метод полезный, так что пусть будет здесь.

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.

Источник: https://ru.wikipedia.org/wiki/Линейный_код

Синдромы и как их использовать

4.1 Алгоритм Рида

Начать стоит с нескольких определений, без которых алгоритм Рида объяснить не получится.

Определения

1. Пусть $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ для $m \in \mathbb{N}$
2. Подпространство $V_A \subseteq \mathbb{F}_2^m$, которое обнуляет все v_i , если $i \notin A$:
 $V_A = \{v \in \mathbb{F}_2^m : v_i = 0 \ \forall i \notin A\}$
3. Аналогично для $V_{\bar{A}}$, где $\bar{A} = \{1, \dots, m\} \setminus A$: $V_{\bar{A}} = \{v \in \mathbb{F}_2^m : v_i = 0 \ \forall i \in A\}$

Пример:

- Пусть $m = 3, A = \{1, 2\}$, тогда...
- $\mathbb{F}_2^m = \{000, 001, 010, 011, 100, 101, 110, 111\}$ — все 8 векторов этого пространства
- $V_A = \{000, 010, 100, 110\}$ ($v_3 = 0 \ \forall v$) — обнулилась третья позиция, первые две остались
- $\bar{A} = \{1, 2, 3\} \setminus A = \{3\}$
- $V_{\bar{A}} = \{000, 001\}$ ($v_1 = v_2 = 0 \ \forall v$) — осталась только третья позиция, остальные обнулились.

Если фиксировано $V_A \subseteq \mathbb{F}_2^m$, то для каждого $b \in \mathbb{F}_2^m$ существует смежный класс $V_A + b$:

$$(V_A + b) = \{v + b \mid v \in V_A\}$$

Смежные классы

Утверждается, что если брать $b \in V_{\bar{A}}$, то полученные смежные классы будут все различны (и это будут все смежные классы). Почему все смежные классы $(V_A + b)$ можно получить именно перебором $b \in V_{\bar{A}}$ можно найти в разделе «Дополнительные доказательства» из пдфки [ссылка]

Теперь, наконец, сам алгоритм Рида с объяснением, что тут происходит. Почему он именно такой и почему это работает — см. раздел (на русском) «Reed's Algorithm: Unique decoding up to half the code distance» [A] в пдфке.

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{1,2}x_1x_2 + u_1x_1 + u_2x_2 + u_4$.

```

Data: vector  $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$ 
 $t = r$ 
while  $t \geq 0$  do
  foreach  $A \subseteq \{1, \dots, m\}$  with  $|A| = t$  do
     $c = 0$ 
    foreach  $b \in V_{\bar{A}}$  do
       $c += \left( \sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$ 
    end
     $u_A \leftarrow \mathbf{1} [c \geq 2^{m-t-1}]$ 
  end
   $y -= \text{Eval} \left( \sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$ 
   $t -= 1$ 
end

```

На вход поступает бинарный вектор y длины 2^m . Это вектор значений функции, возможно с ошибками (но их не больше, чем $t = 2^{m-r-1} - 1$). Цель — восстановить все коэффициенты при многочлене вида $f(x_1, \dots, x_m) = u_\emptyset + u_1x_1 + x_2x_2 + \dots + u_{1,2,\dots,r}x_{1,2,\dots,r}$, где $\deg f \leq r$. Обратите внимание, что для индексов при u используются подмножества $A \subseteq \{1, \dots, m\}$, $|A| \leq r$, причём каждый u_A умножается на моном $\prod_{i \in A} x_i$.

Будем восстанавливать сначала коэффициенты u_A при старших степенях, потом поменьше и так пока не восстановим их все. Начинаем с $t = r$. Хотим восстановить все коэффициенты при мономах степени t . Для этого перебираем все A , $|A| = t$ и для каждого восстанавливаем коэффициент u_A при $x_{A_1}x_{A_2}\dots x_{A_t}$.

Чтобы восстановить коэффициент, нужно перебрать все смежные классы вида $(V_A + b)$:

$$\begin{aligned}
 V_A &= \{v \in \mathbb{F}_2^m \\
 &\quad : v_i = 0 \forall i \notin A\} \\
 b &\in \{v \in \mathbb{F}_2^m \\
 &\quad : v_i = 0 \forall i \in A\}
 \end{aligned}$$

Считаем количество (c) смежных классов, в которых $\sum_{z \in (V_A + b)} y_z = 1 \pmod{2}$. Если это количество больше порогового значения, то считаем, что $u_A = 1$, иначе же $u_A = 0$. Пороговое значение (2^{m-t-1}) здесь — половина от числа смежных классов. Таким образом, если большинство

сумм дало 1, то $u_A = 1$, иначе $u_A = 0$.

Затем мы вычитаем из y (вектор значений функции) всё найденное на этой итерации, после чего переходим к мономам меньшей степени. Повторять до восстановления всех коэффициентов.

4.1.1 Пример

Пример

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $\text{RM}(1, 2)$ (см. **самый первый пример**).

Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$ — именно так, поскольку 1100 — вектор значений, который мы сейчас распаковываем обратно в таблицу истинности. В индексе при y находится вектор значений переменных, а его (y) значение — значение функции при этих аргументах.

Здесь $m = 2$, значит $A \subseteq \{1, 2\}$. Причём $r = 1$, т.е. $|A| \leq 1$.

Как происходит кодирование, схематически:

$$101 \rightsquigarrow (f(x_1, x_2) = x_1 + 1) \rightsquigarrow \begin{array}{c|cc|c} x_1 & x_2 & f \\ \hline 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 \\ 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \end{array} \rightsquigarrow \begin{array}{l} y_{00} = 1 \\ y_{01} = 1 \\ y_{10} = 0 \\ y_{11} = 0 \end{array} \rightsquigarrow 1100$$

Теперь начинаем декодирование.

Шаг 1/3: $t = 1, A = \{1\}$

- Здесь $V_A = \{00, 10\}$, $V_{\bar{A}} = \{00, 01\}$. Нужно рассмотреть два смежных класса — по одному на каждый вектор из $V_{\bar{A}}$.
- $(V_A + 00) = \{00, 10\}$, сумма: $y_{00} + y_{10} = 1 + 0 = 1$
- $(V_A + 01) = \{01, 11\}$, сумма: $y_{01} + y_{11} = 1 + 0 = 1$
- Итого: $u_A = u_{\{1\}} = 1$

Шаг 2/3: $t = 1, A = \{2\}$

- Здесь $V_A = \{00, 01\}$, $V_{\bar{A}} = \{00, 10\}$. Нужно рассмотреть два смежных класса — по одному на каждый вектор из $V_{\bar{A}}$.
- $(V_A + 00) = \{00, 01\}$, сумма: $y_{00} + y_{01} = 1 + 1 = 0$
- $(V_A + 10) = \{10, 11\}$, сумма: $y_{10} + y_{11} = 0 + 0 = 0$
- Итого: $u_A = u_{\{2\}} = 0$

Перед переходом к $t = 0$, нужно вычесть из y вектор значений следующей функции:

$$g(x_1, x_2) = u_{\{1\}}x_1 + u_{\{2\}}x_2 = 1x_1 + 0x_2 = x_1$$

Здесь мы берём все u , полученные при $t = 1$, домножаем каждую на соответствующие ей x -ы и получаем функцию от m переменных.

Вычислим $\text{Eval}(g)$:	x_1	x_2	$g(x_1, x_2)$
	0	0	0
	0	1	0
	1	0	1
	1	1	1

Очень важно, чтобы у вас во всех таблицах истинности (в т.ч. той, которая использовалась при кодировании для получения y) был одинаковый порядок строк. Иначе чуда не выйдет.

Тогда $y \leftarrow y - \text{Eval}(g) = 1100 \oplus 0011 = 1111$. Полезно заметить, что в \mathbb{F}_2 сложение и вычитание — одно и то же.

Теперь $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 1, y_{11} = 1$

*Продолжение
примера: $t = 0$*

Шаг 3/3: $t = 0, A = \emptyset$

- Здесь $V_A = \{00\}$, но $V_{\bar{A}} = \{00, 01, 10, 11\}$. Нужно рассмотреть **четыре** смежных класса.
- $(V_A + 00) = \{00\}$, сумма: $y_{00} = 1$
- $(V_A + 01) = \{01\}$, сумма: $y_{01} = 1$
- $(V_A + 10) = \{10\}$, сумма: $y_{10} = 1$
- $(V_A + 11) = \{11\}$, сумма: $y_{11} = 1$
- Итого: $u_A = u_{\emptyset} = 1$

Получили $u_{\{1\}} = 1, u_{\{2\}} = 0, u_{\emptyset} = 1$. Это значит, что исходный многочлен был таков:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1\}}x_1 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\emptyset} = x_1 + 1,$$

а исходное сообщение: **101**, как и ожидалось.

Время работы

Утверждается, что время работы алгоритма — $O(n \log^r n)$, где $n = 2^m$ — длина кода.

5 Домашнее задание

Замечание: каких-либо требований на методы решения нет, но если используете код — приложите его. Различных способов решить существует больше одного.

Номер варианта можете определять как $1 + ((5n + 98) \bmod 2)$, но главное напишите его и своё имя.

Вариант 1

1. Закодировать сообщение: 1001.
2. Декодировать код, если ошибок нет: 1010, использовался $RM(1, 2)$.
3. Декодировать код, полученный с ошибками: 1101 1010, использовался $RM(1, 3)$

Вариант 2

1. Закодировать сообщение: 0101.
2. Декодировать код, если ошибок нет: 0110, использовался $RM(1, 2)$.
3. Декодировать код, полученный с ошибками: 1111 0100, использовался $RM(1, 3)$

6 Источники

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;

Это вольный перевод раздела V-A из «[Reed-Muller Codes: Theory and Algorithms](#)» с моими комментариями и некоторыми дополнительными доказательствами.

A Reed's Algorithm: Unique decoding up to half the code distance

В этом разделе описывается алгоритм Рида для $\text{RM}(r, m)$. Он исправляет любые ошибки, вес которых не превышает 2^{m-r-1} , половину минимального расстояния кода.

Для подмножества $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ определим моном $x_A = \prod_{i \in A} x_i$, где x_i — аргументы булевой функции [напр., $x_{\{1,2\}} = x_1 x_2$]. Также будем использовать $V_A := \{z \in \mathbb{F}_2^m : z_i = 0 \forall i \notin A\}$ для обозначения подпространства в \mathbb{F}_2^m размерности $|A|$, т.е. V_A это подпространство, в котором для всех векторов z зафиксированы биты $z_i = 0$ при $i \notin A$. Для подпространства V_A (в пространстве \mathbb{F}_2^m) существует $2^{m-|A|}$ смежных класса вида $V_A + b := \{z + b \mid z \in V_A\}$, где фиксировано $b \in \mathbb{F}_2^m$ [доказательство далее]. Тогда для любого $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ и $b \in \mathbb{F}_2^m$ мы имеем

$$\sum_{z \in (V_A + b)} \text{Eval}_z(x_A) = 1,$$

а для любых $A \not\subseteq B$,

$$\sum_{z \in (V_A + b)} \text{Eval}_z(x_B) = 0$$

Эти две суммы над \mathbb{F}_2 [т.е. $1 + 1 + 1 = 1$]. Первая сумма вытекает из того, что $\text{Eval}_z(x_A) = 1$ если и только если $z_i = 1 \forall i \in A$, причём существует только один такой $z \in (V_A + b)$ [доказательство далее]. Для доказательства второй суммы, нужно заметить, что поскольку $A \not\subseteq B$, то $\exists i \in A \setminus B$, а значит бит z_i не влияет на значение $\text{Eval}_z(x_B)$. Отсюда, $\text{Eval}_{z, z_i=0}(x_B) = \text{Eval}_{z, z_i=1}(x_B)$, а значит все единицы в этой сумме взаимноуничтожатся.

Предположим, что битовый вектор $y = (y_z \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$ — зашумлённая версия кодового слова $\text{Eval}(f) \in \text{RM}(r, m)$, такого что y и $\text{Eval}(f)$ отличаются не более чем в 2^{m-r-1} позициях. Алгоритм Рида позволяет восстановить исходное кодовое слово из y , извлекая коэффициенты полинома f . Поскольку $\deg f \leq r$, мы всегда это можем записать $f = \sum_{A \subseteq \{1, \dots, m\}, |A| \leq r} u_A x_A$, где u_A — коэффициенты соответствующих мономов. Алгоритм Рида сначала извлекает все коэффициенты при монмах степени r , затем при степени $r - 1$, и так далее пока не найдёт их все.

Чтобы восстановить коэффициент u_A при $|A| = r$ [при мономе степени r], алгоритм Рида вычисляет сумму $\sum_{z \in (V_A+b)} y_z$ для каждого из 2^{m-r} смежных классов подпространства V_A , а затем выбирает коэффициент большинством голосов¹ среди этих 2^{m-r} сумм. Если там больше единиц, чем нулей, то восстанавливаем $u_A = 1$, иначе $u_A = 0$. Заметим, что если $y = \text{Eval}(f)$, т.е. ошибки нет, то:

$$\sum_{s \in (V_A+b)} y_z = \sum_{s \in (V_A+b)} \text{Eval}_z \left(\sum_{\substack{B \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |B| \leq r}} u_B x_B \right) = \sum_{\substack{B \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |B| \leq r}} u_B \sum_{s \in (V_A+b)} \text{Eval}_z(x_B).$$

Из полученных ранее равенств и при условии, что $B \subseteq \{1, \dots, m\}$ и $|B| \leq r = |A|$, получаем $\sum_{z \in (V_A+b)} \text{Eval}_z(x_B) = 1$ тогда и только тогда, когда $B = A$ [из равенства: $A \subseteq B$, из ограничения: $|B| \leq |A|$]. Отсюда $\sum_{z \in (V_A+b)} y_z = u_A$ для всех 2^{m-r} смежных классов вида $V_A + b$ если $y = \text{Eval}(f)$. Поскольку мы допустили, что y и $\text{Eval}(f)$ отличаются не более чем в 2^{m-r-1} позициях, есть меньше чем 2^{m-r-1} смежных классов, в которых $\sum_{z \in (V_A+b)} y_z \neq u_A$. После голосования большинством среди этих 2^{m-r} сумм, мы найдём правильное значение u_A .

После вычисления всех коэффициентов при мономах степени r , мы можем посчитать:

$$y' = y - \text{Eval} \left(\sum_{\substack{B \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |B|=r}} u_B x_B \right).$$

Это зашумленная версия кодового слова $\text{Eval}(f - \sum_{B \subseteq \{1, \dots, m\}, |B|=r} u_B x_B) \in \text{RM}(r-1, m)$, и количество ошибок в y' меньше чем 2^{m-r-1} из предположения. Тогда мы можем аналогичным образом восстановить все коэффициенты при мономах степени $r-1$ используя y' . Повторять эту процедуру пока не будут восстановлены все коэффициенты f .

Теорема. При декодировании кода $\text{RM}(r, m)$ для фиксированного r и растущего m , алгоритм Рида корректно устраняет любую ошибку с весом Хэмминга не больше 2^{m-r-1} за $O(n \log^r n)$ по времени, где $n = 2^m$ — длина кода.

[в источнике она без доказательства, но вы можете прочесть алгоритм ниже и попытаться доказать это самостоятельно]

¹В оригинале — «performs a majority vote»; я не смог придумать лучшего перевода.

Algorithm 1: Reed's algorithm for decoding $\text{RM}(r, m)$

Data: Parameters r and m of the RM code, and a binary vector

$y = (y_z \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$ of length $n = 2^m$

Result: A codeword $c \in \text{RM}(r, m)$

$t \leftarrow r$

while $t \geq 0$ **do**

foreach subset $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ with $|A| = t$ **do**

 Calculate $\sum_{z \in (V_A + b)} y_z$ for all the 2^{m-t} cosets of V_A

$\text{num1} \leftarrow$ number of cosets $(V_A + b)$ such that

$\sum_{z \in (V_A + b)} y_z = 1$

$u_A \leftarrow \mathbf{1}[\text{num1} \geq 2^{m-t-1}]$

end

$y \leftarrow y - \text{Eval}\left(\sum_{A \subseteq \{1, \dots, m\}, |A|=t} u_A x_A\right)$

$t \leftarrow t - 1$

end

$c \leftarrow \text{Eval}\left(\sum_{A \subseteq \{1, \dots, m\}, |A| \leq r} u_A x_A\right)$

return c

Подсказка: «coset» — смежный класс.

В оригинале $\mathbf{1}[\cdot]$ описана как «indicator function» (характеристическая функция), но для меня это несёт мало смысла в этом контексте. Впрочем, из доказательства понятно, что здесь должно иметься ввиду:

$$\mathbf{1}[\text{num1} \geq 2^{m-t-1}] = \begin{cases} 1, & \text{num1} \geq 2^{m-t-1} \\ 0, & \text{num1} < 2^{m-t-1} \end{cases}$$

A.1 Дополнительные доказательства

Далее я подробно доказываю некоторые утверждения, которые не были мне совершенно очевидны, и которые я не смог доказать в четыре слова чтобы включить в основной текст.

Лемма. Для подпространства V_A (размерности $|A|$ в пространстве \mathbb{F}_2^m) существует $2^{m-|A|}$ смежных класса вида $V_A + b := \{z + b \mid z \in V_A\}$, где фиксировано $b \in \mathbb{F}_2^m$.

Доказательство. Из теоремы Лагранжа, известно что $|G| = |H| \cdot [G : H]$, где $H \subseteq G$, а $[G : H]$ — число различных смежных классов. В нашем случае, $H = V_A, G = \mathbb{F}_2^m$. Тогда $|V_A| = 2^{\dim V_A} = 2^{|A|}$. Таким образом

получаем:

$$[G : H] = \frac{|G|}{|H|} = \frac{|F_2^m|}{|V_A|} = \frac{2^m}{2^{|A|}} = 2^{m-|A|} \quad \square$$

Лемма. $\text{Eval}_z(x_A) = 1$ если и только если $z_i = 1 \forall i \in A$, причём существует только один такой $z \in (V_A + b)$.

Доказательство. Во-первых, $\text{Eval}_z(x_A) = \text{Eval}_z(x_{A_1}x_{A_2}\dots x_{A_k})$ по определению x_A . Конечно же, оно будет верно если и только если $x_{A_1} = x_{A_2} = \dots = x_{A_k} = 1$. Другими словами, $\forall i \in A \quad z_i = 1$, если подставить значения вектор z на место переменных x . Таким образом, первая часть доказана.

Напомним определение V_A :

$$V_A = \{z \in \mathbb{F}_2^m \mid z_i = 0 \forall i \notin A\}$$

Теперь докажем существование вектора. Пусть искомым вектор существует и равен $z = v + b, v \in V_A$. Требуется, чтобы $z_i = 1 \forall i \in A$. Т.е. $v_i + b_i = 1$, а значит $v_i = 1 - b_i$ (при $i \in A$, конечно). Такой v действительно существует в подпространстве V_A , потому что определение никак не ограничивает элементы $v_i, i \in A$.

Единственность следует из того, что все остальные элементы v обязательно обнуляются по определению V_A ($v_i = 0$, если $i \notin A$). Теперь можно сказать, что $v_i = \begin{cases} 1 + b_i, & i \in A \\ 0, & i \notin A \end{cases}$ и никак иначе, из чего получаем единственность искомого $z = v + b$. \square

Лемма. Размерность V_A равна $|A|$.

Доказательство. Это почти очевидное утверждение. Если рассмотреть каждый из векторов в V_A , то у него могут меняться только те координаты, которые не обнулены, и их ровно $|A|$. Получается по одному базисному вектору на каждый элемент из $|A|$. \square

Следующая теорема необходима для эффективной реализации алгоритма Рида на нормальном языке программирования.

Теорема. Пусть $\bar{A} = \{1, \dots, m\} \setminus A$. Для фиксированного A , множество смежных классов $\{V_A + b \mid b \in V_{\bar{A}}\}$ будет содержать их все, причём все различны.

Доказательство. Здесь используются верхние индексы, никакого возведения в степень.

Сначала докажем, что все эти смежные классы различны. Рассмотрим любые два: $(V_A + b^1)$ и $(V_A + b^2)$, где $b^1, b^2 \in V_{\bar{A}}$ и $b^1 \neq b^2$. Можно сказать, что векторы b^1 и b^2 отличаются хотя бы в одном бите, назовём его i -ым. Причём $i \in \bar{A}$, поскольку все другие биты в $V_{\bar{A}}$ обнулены. Покажем, что любые векторы $x \in (V_A + b^1)$ и $y \in (V_A + b^2)$ тоже будут отличаться в i -ом бите.

$$\begin{array}{lll} x = v^1 + b^1 & y = v^2 + b^2 & b^1 \neq b^2 \\ x_i = v_i^1 + b_i^1 & y_i = v_i^2 + b_i^2 & b_i^1 \neq b_i^2 \end{array}$$

Заметим, что $v_i^1 = v_i^2 = 0$, поскольку $v_1, v_2 \in V_A$, но $i \notin A$. Получается, что $x_i = 0 + b_i^1$ и $y_i = 0 + b_i^2$, причём $b_i^1 \neq b_i^2$. Таким образом $x \neq y$ для любых $x \in (V_A + b^1), y \in (V_A + b^2)$.

Теперь докажем, что мы перечислили все смежные классы. Как доказано ранее, их всего $2^{m-|A|}$. С другой стороны, $|V_{\bar{A}}| = 2^{|\bar{A}|} = 2^{m-|A|}$. Поскольку все элементы множества различны, то оно содержит все смежные классы. \square

A.2 Реализация алгоритма

Битовые векторы храним как int. Нумеруются справа налево, нулевой элемент на самой правой позиции int. Тогда: $u + v = u \wedge v$ и $v_i = (v \gg i) \& 1$ (нумерация здесь с нуля, $i \in \{0, \dots, n-1\}$).

Множество A также храним при помощи одного int. Если $i \in A$, то $A_i = 1$.

```
import itertools, math
_all_ = ['encode', 'decode', 'code_info']

# Возвращает длину сообщения  $k = \sum_{i=0}^r C_m^i$ , корректирующую
# способность  $t = 2^{m-r-1} - 1$  и длину кода  $n = 2^m$ 
def code_info(r, m):
    ...

    >>> code_info(1, 2)
    {'k': 3, 't': 0, 'n': 4}
    >>> code_info(2, 4)
    {'k': 11, 't': 1, 'n': 16}
    ...

    return {'k': sum(math.comb(m, i) for i in range(0, r+1)),
            't': 2**(m - r - 1) - 1, 'n': 2**m}

# Возвращает  $\{A \subseteq \{0, \dots, m-1\} : |A| = t\}$ 
def subsets(m, t):
    ...

    >>> [bin(i) for i in subsets(3, 1)]
    ['0b1', '0b10', '0b100']
    >>> [bin(i) for i in subsets(3, 2)]
    ['0b11', '0b101', '0b110']
    >>> [bin(i) for i in subsets(3, 3)]
    ['0b111']
    ...

    for i in itertools.combinations(range(0, m), t):
        # i содержит выбранные биты, ровно t штук.
        yield sum(1 << j for j in i)

# Возвращает  $\{A \subseteq \{0, \dots, m-1\} : |A| \leq r\}$ 
def all_subsets(r, m):
    ...

    >>> [bin(i) for i in all_subsets(3, 3)]
    ['0b0', '0b1', '0b10', '0b100', '0b11', '0b101', '0b110',
    ↪ '0b111']
    ...

    return itertools.chain.from_iterable(
        subsets(m, t) for t in range(0, r+1))

# Вычисляет  $\text{Eval}(\sum_{A \in \mathcal{A}_s} u_A x_A)$ 
def evaluate(get_As, m, u):
    ...

    f(x0, x1, x2) = x0x2 будет иметь вектор значений 00000101
    >>> bin(evaluate(lambda: [0b101], 3, {0b101: 1}))
    '0b101'

    f(x0, x1) = 1 + x1 будет иметь вектор значений 1100
    >>> bin(evaluate(lambda: [0b00, 0b10], 2, {0:1, 2:1}))
    '0b1100'
    ...

    result = 0
    for z in range(2**m):
        summ = 0
        for A in get_As():
            # Вычисляю  $x_A = x_{A_1}x_{A_2}\dots x_{A_k}$ , подставляя в
            ↪ качестве  $x_i = z_i$ 
            # Это равно единице тогда и только тогда, когда
            ↪ все биты из A также стоят в z.
            xProduct = 1 if (z & A) == A else 0
            summ += u[A] * xProduct
        result = (result << 1) | (summ % 2)
    return result

# Кодировать сообщение u при помощи кода RM(r, m)
def encode(r, m, msg):
    ...

    >>> bin(encode(2, 4, [1,1,1,0,0,1,1,0,1,0,0]))
    '0b1000111010001110'
    ...

    u = [None] * (2**m)
    for i, A in zip(msg, all_subsets(r, m), strict=True):
        u[A] = i
```

```
    return evaluate(lambda: all_subsets(r, m), m, u)

# Возвращает все векторы из подпространства  $V \subseteq \mathbb{F}_2^n$ ,
# если даны базисные векторы для V.
def _subspace(basis):
    for i in range(2**len(basis)):
        result = 0
        for mask in basis:
            if (i & 1) == 1:
                result |= mask
            i >>= 1
        yield result

# Возвращает все векторы из подпространства  $V_A \subseteq \mathbb{F}_2^n$ 
def subspaceV_A(_m, A):
    ...

    >>> [bin(i) for i in subspaceV_A(3, 0b10)]
    ['0b0', '0b10']
    >>> [bin(i) for i in subspaceV_A(3, 0b101)]
    ['0b0', '0b1', '0b100', '0b101']
    ...

    basis = []
    mask = 1
    while mask <= A:
        if (A & mask) != 0:
            basis.append(mask)
        mask <<= 1
    return _subspace(basis)

# Возвращает все векторы из подпространства  $V_{\bar{A}}$ 
def subspaceV_minusA(m, A):
    ...

    >>> [bin(i) for i in subspaceV_minusA(3, 0b10)]
    ['0b0', '0b1', '0b100', '0b101']
    >>> [bin(i) for i in subspaceV_minusA(3, 0b101)]
    ['0b0', '0b10']
    ...

    basis = []
    for i in range(m):
        mask = 1 << i
        if (A & mask) == 0:
            basis.append(mask)
    return _subspace(basis)

# Алгоритм Рида по псевдокоду, который был в статье
def decode(r, m, y):
    ...

    Попробуйте изменить здесь бит и запустить тесты снова!
    >>> decode(2, 4, 0b1000111010001110)
    ('0b1000111010001110', [1, 1, 1, 0, 0, 1, 1, 0, 1, 0, 0])
    ...

    u = [None] * (2**m)
    t = r
    while t >= 0:
        for A in subsets(m, t):
            num1 = 0
            for b in subspaceV_minusA(m, A):
                coset = (y + b for v in subspaceV_A(m, A))

                #  $s = \sum_{z \in (V_A + b)} y_z$ 
                s = sum((y >> z) & 1 for z in coset)
                if (s % 2) == 1:
                    num1 += 1

                u[A] = int(num1 >= 2**(m - t - 1))
            y = y ^ evaluate(lambda: subsets(m, t), m, u)
            t = t - 1

    c = evaluate(lambda: all_subsets(r, m), m, u)
    msg = [u[A] for A in all_subsets(r, m)]
    return bin(c), msg

# «Тесты»:
import doctest; doctest.testmod()
# Try: `python -i ReedMuller.py`
```