

Код Рида-Маллера

Илья Коннов

Факультет компьютерных наук

Высшая Школа Экономики

12 марта 2022 г.

Код Рида-Маллера

2022-03-12

Код Рида-Маллера

Илья Коннов
Факультет компьютерных наук
Высшая Школа Экономики
12 марта 2022 г.

1. Существует три различных варианта этого доклада:
 - 1.1 Краткая презентация, которую несложно рассказать, но может быть сложно понять (ReedMuller-trans.pdf).
 - 1.2 Более длинная презентация с ценными комментариями, дополнительными доказательствами и интересными фактами (ReedMuller-slides.pdf). **Вы сейчас читаете именно эту версию.** Слайды с особенным фоном — не вошедшие в маленькую презентацию.
 - 1.3 Текстовая статья со всем содержимым длинной презентации, комментариями на своих местах, а также бонусным приложением с более подробным описанием алгоритма (ReedMuller-article.pdf).Их все можно посмотреть здесь: <https://sldr.xyz/ReedMuller/>

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

- 1 Введение
- 2 Кодирование
- 3 Свойства кода
 - Конструкция Плоткина
 - Минимальное расстояние
 - Параметры
- 4 Декодирование
 - Алгоритм Рида
 - Пример
- 5 Домашнее задание
- 6 Источники

Булевы функции и многочлен Жегалкина

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

Код Рида-Маллера

Введение

Булевы функции и многочлен Жегалкина

2022-03-12

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:

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

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:

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

Многочлены Жегалкина

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина
Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

Код Рида-Маллера

Введение

Многочлены Жегалкина

2022-03-12

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 $m = 2$: $f(x_1, x_2) = c_{12} \cdot x_{\{1\}}x_2 + c_{\{2\}} \cdot x_2 + c_{\{1\}} \cdot x_1 + c_{\emptyset} \cdot 1$
Всего $n = 2^m$ коэффициентов для описания каждой функции.

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 $m = 2$: $f(x_1, x_2) = c_{12} \cdot x_{\{1\}}x_2 + c_{\{2\}} \cdot x_2 + c_{\{1\}} \cdot x_1 + c_{\emptyset} \cdot 1$

Всего $n = 2^m$ коэффициентов для описания каждой функции.

Функции небольшой степени

Рассмотрим функции, степень многочленов которых не больше r :

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

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.
Сколько тогда всего коэффициентов используется?

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

1. Замечу, что при $S = \emptyset$, 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 $(x + y + z + \dots)$, затем произведения одночленов $(xy + yz + xz + \dots)$ 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 не больше, ведь $\deg f \leq r$).

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.
Сколько тогда всего коэффициентов используется?

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

Идея кодирования

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Платкина

Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

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.

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.

$$\begin{array}{cc|c} x & y & f(x, y) \\ \hline 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \end{array} \implies \text{Eval}(f) = (1 \ 0 \ 0 \ 0)$$

Код Рида-Маллера

└ Кодирование

└ Идея кодирования

2022-03-12

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.
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.

$$\begin{array}{cc|c} x & y & f(x, y) \\ \hline 0 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 0 \\ 1 & 0 & 0 \\ 1 & 1 & 0 \end{array} \implies \text{Eval}(f) = (1 \ 0 \ 0 \ 0)$$

1. Их 2^m , поскольку рассматриваем многочлены только над \mathbb{F}_2 от m переменных.
2. 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.

- $r = 1$ (степень многочлена), $m = 2$ (переменных). Это $RM(1, 2)$.
- Тогда наш многочлен: $f(x_1, x_2) = c_{\{2\}}x_2 + c_{\{1\}}x_1 + c_{\emptyset}$.
- 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: $\text{Eval}(f) = 1100$.

■ $r = 1$ (степень многочлена), $m = 2$ (переменных). Это $RM(1, 2)$.

■ Тогда наш многочлен: $f(x_1, x_2) = c_{\{2\}}x_2 + c_{\{1\}}x_1 + c_{\emptyset}$.

■ 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: $\text{Eval}(f) = 1100$.

- Здесь и далее я для краткости и удобства записываю битовые векторы не как $(1 \ 0 \ 0 \ 1)$, а как 1001 при помощи нескучного шрифта.
- Для кодирования очень важно понимать, как именно биты сообщения ставятся в соответствие коэффициентам многочлена. Поэтому давайте введём **соглашение**: если упорядочить элементы множества у каждого коэффициента по возрастанию, то коэффициенты сортируются в лексикографическом порядке: $c_{1,2}$ раньше $c_{1,3}$, поскольку $2 < 3$ и $c_{2,3}$ раньше $c_{3,4}$, поскольку $2 < 3$.
Пример для $m = 4$:

$$\begin{aligned}
 f(x_1, x_2, x_3, x_4) = & c_{\{1,2,3,4\}}x_1x_2x_3x_4 \\
 & + c_{\{1,2,3\}}x_1x_2x_3 + c_{\{1,2,4\}}x_1x_2x_4 + c_{\{1,3,4\}}x_1x_3x_4 + \\
 & \quad + c_{\{2,3,4\}}x_2x_3x_4 \\
 & + c_{\{1,2\}}x_1x_2 + c_{\{1,3\}}x_1x_3 + c_{\{1,4\}}x_1x_4 + c_{\{2,3\}}x_2x_3 + \\
 & \quad + c_{\{2,4\}}x_2x_4 + c_{\{3,4\}}x_3x_4 \\
 & + c_{\{1\}}x_1 + c_{\{2\}}x_2 + c_{\{3\}}x_3 + c_{\{4\}}x_4 + c_{\emptyset}
 \end{aligned}$$

Также можно кодировать множества при помощи битов, используя отношение $x \in A \iff v_x = 1$ (умножения битов слова надвое, начиная с единицы). Для свойства ассоциативности сохраняется и

Декодирование когда потерь нет

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция

Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

- Мы получили код: 1100
- Представим таблицу истинности.

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

- Подстановками в

$$f(x_1, x_2) = c_2 x_2 + c_1 x_1 + c_0$$
получим СЛАУ.

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

- $c_{\{2\}} = 1, c_{\{1\}} = 0, c_{\emptyset} = 1$, исходное сообщение: 101.

Код Рида-Маллера

└ Кодирование

└ Декодирование когда потерь нет

2022-03-12

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

- Мы получили код: 1100
- Представим таблицу истинности.

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

- Подстановками в

$$f(x_1, x_2) = c_2 x_2 + c_1 x_1 + c_0$$
получим СЛАУ.

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

- $c_{\{2\}} = 1, c_{\{1\}} = 0, c_{\emptyset} = 1$, исходное сообщение: 101.

Коды 0-го порядка

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция

Плотина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Для случая $RM(0, m)$ нужна функция от m аргументов, степени не выше 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 |

Вывод: это 2^m -кратное повторение символа

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

Код Рида-Маллера

└ Кодирование

└ Коды 0-го порядка

2022-03-12

Для случая $RM(0, m)$ нужна функция от m аргументов, степени не выше 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 |

Вывод: это 2^m -кратное повторение символа

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

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 $\deg f \leq 0$.
3. 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.

Коды m -го порядка

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

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 $\text{RM}(m, m)$ 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.

Код Рида-Маллера

└ Кодирование

└ Коды m -го порядка

2022-03-12

1. 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 $\text{RM}(m, m)$ 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.

Доказательство линейности

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Платкина
Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

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.

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.

Код Рида-Маллера

└ Свойства кода

└ Доказательство линейности

2022-03-12

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. Причём p_x берёт в качестве своих коэффициентов биты из x . Поскольку многочлены степени не выше r образуют линейное пространство, то

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

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

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{F}_2^k) в пространство слов (\mathbb{F}_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 $p_{(x \oplus y)} = p_x + p_y$. 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.
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!

- 1 Существует порождающая матрица G .

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

- 2 Минимальное расстояние будет равно минимальному весу Хемминга среди всех кодов.

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

- 3 Корректирующая способность:

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

- Существует порождающая матрица G .

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

- Минимальное расстояние будет равно минимальному весу Хемминга среди всех кодов.

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

- 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

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

2022-03-12

Код Рида-Маллера

└ Свойства кода

└ Конструкция Плоткина

└ Конструкция Плоткина: многочлены

Хотим понять как выглядят кодовые слова.

- Код — вектор значений функции $f(x_1, \dots, x_m) \in \text{RM}(r, m)$, причём $\deg f \leq r$.
- Разделим функцию по x_1 : $f(x_1, \dots, x_m) = g(x_2, \dots, x_m) + x_1 h(x_2, \dots, x_m)$.
- 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 — вектор значений функции $f(x_1, \dots, x_m) \in \text{RM}(r, m)$, причём $\deg f \leq r$.
- Разделим функцию по x_1 : $f(x_1, \dots, x_m) = g(x_2, \dots, x_m) + x_1 h(x_2, \dots, x_m)$.
- 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 $\text{RM}(r, m)$.
2. Теперь у нас есть две функции от меньшего числа аргументов. Очевидно, так можно сделать всегда, когда $m > 1$.

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 $x_1 = 1$.

$$\text{Eval}(f) = \left(\frac{\text{Eval}^{[x_1=0]}(f)}{\text{Eval}^{[x_1=1]}(f)} \right)$$

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

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

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

$$\text{Eval}(f) = \frac{\left(\text{Eval}^{[a_i=0]}(f)\right)}{\left(\text{Eval}^{[a_i=k]}(f)\right)}$$

- Прямой $\text{Eval}^{[s_1-0]}(f) = \text{Eval}(g)$, а $\text{Eval}^{[s_1-0]}(f) \oplus \text{Eval}^{[s_1-1]}(f) = \text{Eval}(h)$.
- Таким образом, $\text{Eval}(f) = (\text{Eval}(g) \mid \text{Eval}(g) \oplus \text{Eval}(h))$.

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: $\text{Eval}(f)$ — 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.
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 $\text{Eval}^{[x_1=1]}(f)$, 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.
4. Палочка по центру — конкатенация векторов.

Конструкция Плоткина: вывод

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

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

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

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. $\deg h \leq r-1$)

Код Рида-Маллера

└ Свойства кода

└ Конструкция Плоткина

└ Конструкция Плоткина: вывод

2022-03-12

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

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

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. $\deg h \leq r-1$)

1. Теперь собираем всё это в одно важное утверждение.
2. Причём мы уже знаем, что $\deg g \leq r$ и $\deg h \leq r-1$, если $\deg f \leq r$
3. 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.

Конструкция Плоткина

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Код Рида-Маллера

Свойства кода

Конструкция Плоткина

Конструкция Плоткина

2022-03-12

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 $c = (u \mid u+v)$.

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 $c = (u \mid u+v)$.

1. 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.

– Минимальное расстояние

Переход (IH): предположение индукции в чистом виде.

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

Свойства и параметры

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

Для бинарного кода $RM(r, m)$:

- $r \leq m$
- 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 $RM(m - r - 1, m)$

2022-03-12

Код Рида-Маллера

└ Свойства кода

└ Параметры

└ Свойства и параметры

Для бинарного кода $RM(r, m)$:

- $r \leq m$
- 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 $RM(m - r - 1, m)$

1. Теперь можно подвести итоги исследования свойств.
2. , поскольку $t = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor = \lfloor \frac{2^{m-r}-1}{2} \rfloor = \lfloor 2^{m-r-1} - 0.5 \rfloor = 2^{m-r-1} - 1$
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. Однако доказательство можно найти в «Reed-Muller Codes: Theory and Algorithms», раздел Duality.

Возможные варианты

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция

Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

| $m \backslash r$ | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 |
|------------------|--------------------------------|--------------------------------|---------------------------------|---------------------------------|---------------------------------|
| 1 | $k = 1$ $n = 2$ $t = 0$ | $k = 2$ $n = 2$ $t = 0$ | — | — | — |
| 2 | $k = 1$ $n = 4$ $t = 1$ | $k = 3$ $n = 4$ $t = 0$ | $k = 4$ $n = 4$ $t = 0$ | — | — |
| 3 | $k = 1$ $n = 8$ $t = 3$ | $k = 4$ $n = 8$ $t = 1$ | $k = 7$ $n = 8$ $t = 0$ | $k = 8$ $n = 8$ $t = 0$ | — |
| 4 | $k = 1$ $n = 16$ $t = 7$ | $k = 5$ $n = 16$ $t = 3$ | $k = 11$ $n = 16$ $t = 1$ | $k = 15$ $n = 16$ $t = 0$ | $k = 16$ $n = 16$ $t = 0$ |

Код Рида-Маллера

Свойства кода

Параметры

Возможные варианты

2022-03-12

| $m \backslash r$ | 0 | 1 | 2 | 3 | 4 |
|------------------|--------------------------------|--------------------------------|---------------------------------|---------------------------------|---------------------------------|
| 1 | $k = 1$ $n = 2$ $t = 0$ | $k = 2$ $n = 2$ $t = 0$ | — | — | — |
| 2 | $k = 1$ $n = 4$ $t = 1$ | $k = 3$ $n = 4$ $t = 0$ | $k = 4$ $n = 4$ $t = 0$ | — | — |
| 3 | $k = 1$ $n = 8$ $t = 3$ | $k = 4$ $n = 8$ $t = 1$ | $k = 7$ $n = 8$ $t = 0$ | $k = 8$ $n = 8$ $t = 0$ | — |
| 4 | $k = 1$ $n = 16$ $t = 7$ | $k = 5$ $n = 16$ $t = 3$ | $k = 11$ $n = 16$ $t = 1$ | $k = 15$ $n = 16$ $t = 0$ | $k = 16$ $n = 16$ $t = 0$ |

- У красных кодов минимальное расстояние d равно единице — они совершенно бесполезны, там количество кодов равно количеству сообщений; у желтых кодов $d = 2$ — они могут определить наличие ошибки, но не могут её исправить. Для всех остальных кодов $d = 2(t + 1)$.
- Напоминание: k — длина сообщения, n — длина кода, а t — количество ошибок, которое код точно сможет исправить. Заодно о параметрах кода: m — количество переменных у функции (очень влияет на длину кода), а r — максимальная степень многочлена (очень влияет на длину сообщения, и соответственно надёжность кода), причём $r \leq m$. Конечно, таблицу можно продолжать и дальше.
- И кстати, случай $m = 0, k = 0$ (не влез) будет собой представлять кодирование единственного бита совершенно без изменений.

Как линейный код

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

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: $s = rH^T$.

2022-03-12

Код Рида-Маллера

└─ Декодирование

└─ Как линейный код

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

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 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...
- $\mathbb{F}_2^m = \{000, 001, 010, 011, 100, 101, 110, 111\}$
- $V_A = \{000, 010, 100, 110\} \ (v_3 = 0 \ \forall v)$
- $\bar{A} = \{1, 2, 3\} \setminus A = \{3\}$
- $V_{\bar{A}} = \{000, 001\} \ (v_1 = v_2 = 0 \ \forall v)$

Код Рида-Маллера

└─ Декодирование

└─ Алгоритм Рида

└─ Определения

2022-03-12

■ Пусть $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ для $m \in \mathbb{N}$
 ■ Подпространство $V_A \subseteq \mathbb{F}_2^m$, которое обнуляет все v_i , если $i \notin A$:

$$V_A = \{v \in \mathbb{F}_2^m : v_i = 0 \ \forall i \notin A\}$$

 ■ 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...
 ■ $\mathbb{F}_2^m = \{000, 001, 010, 011, 100, 101, 110, 111\}$
 ■ $V_A = \{000, 010, 100, 110\} \ (v_3 = 0 \ \forall v)$
 ■ $\bar{A} = \{1, 2, 3\} \setminus A = \{3\}$
 ■ $V_{\bar{A}} = \{000, 001\} \ (v_1 = v_2 = 0 \ \forall v)$

1. Начать стоит с нескольких определений, без которых алгоритм Рида объяснить не получится.
2. — все 8 векторов этого пространства
3. — обнулилась третья позиция, первые две остались
4. — осталась только третья позиция, остальные обнулились.

- Почему все смежные классы $(V_A + b)$ можно получить именно перебором $b \in V_{\bar{A}}$ можно найти в разделе «Дополнительные доказательства» из пдфки

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

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

Утверждается, что если брать $b \in V_{\bar{A}}$, то полученные смежные классы будут все различны (и это будут все смежные классы).

Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина
Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}.$$

Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$

for $t \leftarrow r$ **to** 0

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

$c = 0$

foreach $b \in V_{\bar{A}}$

$c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$

$u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$

$y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$

На вход поступает бинарный вектор y длины 2^m . Это вектор значений функции, возможно с ошибками (но их не больше, чем $t = 2^{m-r-1} - 1$).

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

2022-03-12

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}$.
Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$.
for $t \leftarrow r$ **to** 0
┌ **foreach** $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ with $|A| = t$
┌ $c = 0$
┌ **foreach** $b \in V_{\bar{A}}$
┌ $c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$
┌ $u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$
┌ $y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$
└ На вход поступает бинарный вектор y длины 2^m . Это вектор значений функции, возможно с ошибками (но их не больше, чем $t = 2^{m-r-1} - 1$).

1. 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» [??] в пдфке.
2. 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 $\prod_{i \in A} x_i$.

Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}.$$

Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$

for $t \leftarrow r$ **to** 0

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

$c = 0$

foreach $b \in V_{\bar{A}}$

$$c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$$

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

$$y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$$

Будем восстанавливать сначала коэффициенты u_A при старших степенях, потом поменьше и так пока не восстановим их все. Начинаем с $t = r$.

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

2022-03-12

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}$.
Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$.
for $t \leftarrow r$ **to** 0
┌ **foreach** $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ with $|A| = t$
┌ $c = 0$
┌ **foreach** $b \in V_{\bar{A}}$
┌ $c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$
┌ $u_A \leftarrow \mathbf{1} [c \geq 2^{m-t-1}]$
┌ $y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$
└ Будем восстанавливать сначала коэффициенты u_A при старших степенях, потом поменьше и так пока не восстановим их все. Начинаем с $t = r$.

1. 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» [??] в пдфке.

Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}.$$

Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$

for $t \leftarrow r$ **to** 0

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

$c \leftarrow 0$

foreach $b \in V_{\bar{A}}$

$$c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$$

$u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$

$$y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$$

Хотим восстановить все коэффициенты при мономах степени t . Для этого перебираем все $A, |A| = t$ и для каждого восстанавливаем коэффициент u_A при $x_{A_1}x_{A_2}\dots x_{A_t}$.

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

2022-03-12

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}$. Хотим восстановить все коэффициенты при мономах степени t . Для этого перебираем все $A, |A| = t$ и для каждого восстанавливаем коэффициент u_A при $x_{A_1}x_{A_2}\dots x_{A_t}$.
Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$
for $t \leftarrow r$ **to** 0
foreach $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ *with* $|A| = t$
 $c \leftarrow 0$
foreach $b \in V_{\bar{A}}$
 $c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$
 $u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$
 $y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$

1. 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» [??] в пдфке.

Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Платкина
Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}.$$

Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$

for $t \leftarrow r$ **to** 0

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

$c = 0$

foreach $b \in V_{\bar{A}}$

$c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$

$u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$

$y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$

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

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

$$b \in \{v \in \mathbb{F}_2^m \mid v_i = 0 \forall i \in A\}$$

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

2022-03-12

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}$.
Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$
for $t \leftarrow r$ **to** 0
┌ **foreach** $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ with $|A| = t$
┌ $c = 0$
┌ **foreach** $b \in V_{\bar{A}}$
┌ $c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$
┌ $u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$
┌ $y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$
└ $V_A = \{v \in \mathbb{F}_2^m \mid v_i = 0 \forall i \notin A\}$
└ $b \in \{v \in \mathbb{F}_2^m \mid v_i = 0 \forall i \in A\}$
└ Чтобы восстановить коэффициент, нужно перебрать все смежные классы вида ($V_A + b$):

1. 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» [??] в пдфке.

Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}.$$

Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$

for $t \leftarrow r$ **to** 0

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

$c \leftarrow 0$

foreach $b \in V_{\bar{A}}$

$c \leftarrow c + \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$

$u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$

$y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$

Считаем количество (c)

смежных классов, в которых

$$\sum_{z \in (V_A + b)} y_z = 1 \pmod{2}.$$

Пороговое значение (2^{m-t-1})

здесь — половина от числа

смежных классов. Таким

образом, если большинство

сумм дало 1, то $u_A = 1$, иначе

$u_A = 0$.

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

2022-03-12

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}$.
Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$
for $t \leftarrow r$ **to** 0
 foreach $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ with $|A| = t$
 $c \leftarrow 0$
 foreach $b \in V_{\bar{A}}$
 $c \leftarrow c + \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$
 $u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$
 $y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$
 Считаем количество (c) смежных классов, в которых $\sum y_z = 1 \pmod{2}$. Пороговое значение (2^{m-t-1}) здесь — половина от числа смежных классов. Таким образом, если большинство сумм дало 1, то $u_A = 1$, иначе $u_A = 0$.

1. 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» [??] в пдфке.
2. Если это количество больше порогового значения, то считаем, что $u_A = 1$, иначе же $u_A = 0$.

Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина
Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование
Алгоритм Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:

$$f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}.$$

Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$

for $t \leftarrow r$ **to** 0

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

$c = 0$

foreach $b \in V_{\bar{A}}$

$c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$

$u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$

$$y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$$

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.

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Алгоритм Рида для кода $RM(r, m)$

2022-03-12

Декодирует сообщение u , если использовался $RM(r, m)$. Для $RM(2, 2)$:
 $f(x_1, x_2) = u_{\{1,2\}}x_1x_2 + u_{\{2\}}x_2 + u_{\{1\}}x_1 + u_{\emptyset}$.
Data: vector $y = (y_z \in \mathbb{F}_2 \mid z \in \mathbb{F}_2^m)$
for $t \leftarrow r$ **to** 0
┌ **foreach** $A \subseteq \{1, \dots, m\}$ with $|A| = t$
┌ $c = 0$
┌ **foreach** $b \in V_{\bar{A}}$
┌ $c += \left(\sum_{z \in (V_A + b)} y_z \right) \bmod 2$
┌ $u_A \leftarrow 1 \mid c \geq 2^{m-t-1}$
 $y \leftarrow \text{Eval} \left(\sum_{\substack{A \subseteq \{1, \dots, m\} \\ |A|=t}} u_A \prod_{i \in A} x_i \right)$
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.

1. 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» [??] в пдфке.

Пример

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Пример

2022-03-12

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $RM(1, 2)$

| x_1 | x_2 | f | y_{00} |
|-------|-------|-----|----------|
| 0 | 0 | 1 | 1 |
| 0 | 1 | 1 | 1 |
| 1 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 1 | 0 | 0 |

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $RM(1, 2)$

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

1. Как происходит кодирование, схематически:

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

Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$

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

Шаг 1/3: $t = 1, A = \{1\}$

- Здесь $V_A = \{00, 10\}$, $V_{\bar{A}} = \{00, 01\}$.

Нужно рассмотреть два смежных класса.

- $(V_A + 00) = \{00, 10\}$, сумма: $y_{00} + y_{10} = 1 + 0 = 1$
- $(V_A + 01) = \{01, 11\}$, сумма: $y_{01} + y_{11} = 1 + 0 = 1$
- Итого: $u_A = u_{\{1\}} = 1$

Код Рида-Маллера
└─ Декодирование
└─ Алгоритм Рида
└─ Пример

- Теперь начинаем декодирование.
- по одному на каждый вектор из $V_{\bar{A}}$

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $\text{RM}(1, 2)$
Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$
Здесь $m = 2$, значит $A \subseteq \{1, 2\}$. Причём $r = 1$, т.е. $|A| \leq 1$.

Шаг 1/3: $t = 1, A = \{1\}$

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

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $RM(1, 2)$

Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$

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

Шаг 2/3: $t = 1, A = \{2\}$

- Здесь $V_A = \{00, 01\}$, $V_{\bar{A}} = \{00, 10\}$.

Нужно рассмотреть два смежных класса

- $(V_A + 00) = \{00, 01\}$, сумма: $y_{00} + y_{01} = 1 + 1 = 0$
- $(V_A + 10) = \{10, 11\}$, сумма: $y_{10} + y_{11} = 0 + 0 = 0$
- Итого: $u_A = u_{\{2\}} = 0$

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Пример

2022-03-12

- по одному на каждый вектор из $V_{\bar{A}}$.

Ранее: 101 кодируется как 1100 при помощи $RM(1, 2)$
Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$
Здесь $m = 2$, значит $A \subseteq \{1, 2\}$. Причём $r = 1$, т.е. $|A| \leq 1$.

Шаг 2/3: $t = 1, A = \{2\}$

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

Пример

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Платкина

Минимальное
расстояние
Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

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

Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$

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

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

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

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 |

Тогда $y \leftarrow y - \text{Eval}(g) = 1100 \oplus 0011 = 1111$.

Код Рида-Маллера

└─ Декодирование

└─ Алгоритм Рида

└─ Пример

2022-03-12

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

Положим $y_{00} = 1, y_{01} = 1, y_{10} = 0, y_{11} = 0$

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

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

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

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 |

Тогда $y \leftarrow y - \text{Eval}(g) = 1100 \oplus 0011 = 1111$.

- Здесь мы берём все u , полученные при $t = 1$, домножаем каждую на соответствующие ей x -ы и получаем функцию от m переменных.
- 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 чудя не выйдет.
- Полезно заметить, что в \mathbb{F}_2 сложение и вычитание — одно и то же.

Продолжение примера: $t = 0$

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритм Рида

Пример

Домашнее
задание

Источники

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

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: $u_A = u_{\emptyset} = 1$

2022-03-12

Код Рида-Маллера

- └ Декодирование
 - └ Алгоритм Рида
 - └ Продолжение примера: $t = 0$

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

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: $u_A = u_{\emptyset} = 1$

Продолжение примера: $t = 0$

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

Получили $u_{\{2\}} = 1, u_{\{1\}} = 0, u_{\emptyset} = 1$.

Это значит, что исходный многочлен был таков:

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

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.

2022-03-12

Код Рида-Маллера

└ Декодирование

└ Алгоритм Рида

└ Продолжение примера: $t = 0$

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

Получили $u_{\{2\}} = 1, u_{\{1\}} = 0, u_{\emptyset} = 1$.

Это значит, что исходный многочлен был таков:

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

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.

Домашнее задание

Код
Рида-Маллера

Введение

Кодирование

Свойства кода

Конструкция
Плоткина

Минимальное
расстояние

Параметры

Декодирование

Алгоритмы Рида
Пример

Домашнее
задание

Источники

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 $RM(1, 3)$

2022-03-12

Код Рида-Маллера

Домашнее задание

Домашнее задание

Вариант 1

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

Вариант 2

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

1. 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.

— Источники

Источники

2022-03-12

- 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;

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