

Задание 8. Коды БЧХ

Практикум 317 группы, весна 2016

Начало выполнения задания: 29 апреля 2016
 Срок сдачи: **19 мая 2016 (четверг), 23:59.**
 Среда для выполнения задания – PYTHON.

Содержание

Необходимая теория	1
Задача помехоустойчивого кодирования	1
Кодирование с помощью линейного циклического блочного кода	1
Коды БЧХ: кодирование	2
Коды БЧХ: декодирование	2
Декодер PGZ	3
Декодер Euclid	3
Формулировка задания	3
Рекомендации по выполнению задания	4
Оформление задания	4

Необходимая теория

Задача помехоустойчивого кодирования

Рассмотрим задачу передачи потока битовой информации по каналу с шумом с возможностью автоматического исправления ошибок, допущенных при передаче. При *блочном* кодировании входящий поток информации разбивается на блоки фиксированной длины k . Обозначим один такой блок через $\mathbf{u} \in \{0, 1\}^k$. Предполагается, что во входном потоке данных, вообще говоря, нет избыточности. Поэтому для реализации схемы, способной исправлять ошибки, необходимо закодировать блок \mathbf{u} в некоторое кодовое слово большей длины путем добавления избыточности в передаваемые данные. Обозначим кодовое слово через $\mathbf{v} \in \{0, 1\}^n$, $n > k$. Для кодирования всевозможных блоков \mathbf{u} необходимо использовать 2^k кодовых слов длины n . Определим минимальное расстояние кода d как минимальное хэммингово расстояние для всех различных пар кодовых слов. Назовём множество 2^k кодовых слов длины n с минимальным расстоянием d (n, k, d) -*блочным кодом*, а величину $r = k/n$ – *скоростью кода*. При передаче по каналу с шумом кодовое слово \mathbf{v} превращается в принятое слово $\mathbf{w} \in \{0, 1\}^n$, которое, вообще говоря, отличается от \mathbf{v} . Далее алгоритм декодирования пытается восстановить переданное слово \mathbf{v} путем поиска среди всевозможных кодовых слов ближайшего к \mathbf{w} . Обозначим результат работы алгоритма декодирования через $\hat{\mathbf{v}}$. На последнем этапе декодированное слово $\hat{\mathbf{v}}$ переводится в декодированное слово исходного сообщения $\hat{\mathbf{u}}$. Очевидно, что (n, k, d) -блочный код способен гарантированно обнаруживать до $d - 1$ ошибки и исправлять до $\lfloor (d - 1)/2 \rfloor$ ошибок.

Кодирование с помощью (n, k, d) -линейного циклического блочного кода

Множество $\{0, 1\}^n$ с операциями суммы и произведения по модулю 2 образует линейное пространство над конечным полем \mathbb{F}_2 . (n, k, d) -блочный код называется *линейным*, если множество его кодовых слов образует линейное подпространство размерности k общего линейного пространства $\{0, 1\}^n$. Таким образом, для линейного кода произвольная линейная комбинация кодовых слов является кодовым словом. Минимальное кодовое расстояние d для линейного кода определяется как минимальный хэммингов вес (количество ненулевых бит) среди ненулевых кодовых слов. (n, k, d) -линейный блочный код называется *циклическим*, если любой циклический сдвиг кодового слова является кодовым словом. Поставим в соответствие произвольному вектору

$\mathbf{v} = [v_{n-1}, v_{n-2}, \dots, v_1, v_0] \in \{0, 1\}^n$ полином вида $v(x) = v_{n-1}x^{n-1} + v_{n-2}x^{n-2} + \dots + v_1x + v_0$. Тогда можно показать, что для (n, k, d) -линейного циклического блочного кода найдется полином $g(x)$ степени $m = n - k$ такой, что

- Все кодовые слова $v(x)$ могут быть представлены как $g(x)u(x) \pmod{(x^n - 1)}$, где $u(x)$ – некоторый полином степени, не превышающей $k - 1$;
- Полином $g(x)$ является делителем полинома $x^n - 1$.

Такой полином $g(x)$ называется *порождающим полиномом циклического кода*. Любой полином, являющийся делителем $x^n - 1$, является порождающим для некоторого циклического кода.

Кодирование называется *систематическим*, если биты исходного сообщения \mathbf{u} копируются в некоторые биты кодового слова \mathbf{v} . При систематическом кодировании обратный процесс преобразования из декодированного кодового слова $\hat{\mathbf{v}}$ в декодированное слово сообщения $\hat{\mathbf{u}}$ становится тривиальным. Для циклического кода, задаваемого порождающим полиномом $g(x)$, процесс систематического кодирования может быть реализован как

$$v(x) = x^m u(x) + \pmod{(x^m u(x), g(x))}.$$

Здесь через $\pmod{(f(x), g(x))}$ обозначена операция взятия остатка от деления многочлена $f(x)$ на многочлен $g(x)$.

Коды БЧХ: кодирование

Полином $m_\alpha(x) \in \mathbb{F}_2[x]$ называется *минимальным полиномом* для элемента $\alpha \in \mathbb{F}_2^q$, если он является неприводимым полиномом минимальной степени, для которого α является корнем. В частности, минимальный полином для примитивного элемента α называется *примитивным полиномом*. Можно показать, что корнями минимального полинома $m_\alpha(x)$ являются

$$\{\alpha, \alpha^2, \alpha^4, \dots, \alpha^{2^s}\}.$$

Данный набор элементов из поля \mathbb{F}_2^q называется *циклотомическим классом смежности* для элемента α . Количество элементов в смежном классе либо равно q , либо является делителем q . Циклотомические классы, порождённые различными элементами поля, либо совпадают, либо не пересекаются. Можно показать, что полином

$$\prod_{i=0}^s (x + \alpha^{2^i}) = x^{s+1} + \lambda_s x^s + \dots + \lambda_1 x + \lambda_0$$

имеет коэффициенты из \mathbb{F}_2 и является минимальным полиномом для α , а также для всех элементов поля, входящих вместе с α в один циклотомический класс. Отсюда выводится метод построения минимального полинома для заданного элемента поля α :

1. Построить циклотомический класс, порожденный элементом α ;
2. Найти коэффициенты полинома $m_\alpha(x)$ путем перемножения многочленов $x + \alpha^{2^i}$ для всех $i = 0, \dots, s$.

Пусть $n = 2^q - 1$, $t \leq \lfloor (n - 1)/2 \rfloor$. Тогда *кодом БЧХ* называется (n, k) -линейный циклический код, в котором порождающий многочлен $g(x)$ определяется как минимальный многочлен для элементов $\alpha, \alpha^2, \alpha^3, \dots, \alpha^{2t}$ из поля \mathbb{F}_2^q , где α – произвольный примитивный элемент поля \mathbb{F}_2^q . Набор элементов $\alpha, \alpha^2, \dots, \alpha^{2t}$ называется *нулями БЧХ-кода*. Можно показать, что минимальное кодовое расстояние кода БЧХ d не меньше, чем величина $2t + 1$. В результате БЧХ-коды по построению способны исправлять не менее t ошибок.

Коды БЧХ: декодирование

Поставим в соответствие позициям принятого слова $\mathbf{w} = [w_{n-1}, \dots, w_0]$ элементы $\alpha^{n-1}, \dots, \alpha^0$. При передаче по шумовому каналу кодовое слово $v(x)$ переходит в слово $w(x) = v(x) + e(x)$, где $e(x) = x^{j_1} + \dots + x^{j_\nu}$ – полином ошибок, а j_1, \dots, j_ν – позиции, в которых произошли ошибки. Назовем *синдромами* принятого сообщения $w(x)$ значения полинома $w(x)$ в нулях БЧХ-кода, т.е. $s_i = w(\alpha^i)$, $i = 1, \dots, 2t$. Если $w(x)$ является кодовым словом, то все синдромы $s_i = 0$. Рассмотрим *полином локаторов ошибок*

$$\Lambda(z) = \prod_{i=1}^{\nu} (1 + \alpha^{j_i} z) = \Lambda_\nu z^\nu + \dots + \Lambda_1 z + 1.$$

Данный полином имеет корни α^{-j_i} . Можно показать, что коэффициенты полинома $\Lambda(z)$ удовлетворяют следующей СЛАУ:

$$\begin{bmatrix} s_1 & s_2 & \dots & s_\nu \\ s_2 & s_3 & \dots & s_{\nu+1} \\ \dots & \dots & \dots & \dots \\ s_\nu & s_{\nu+1} & \dots & s_{2\nu-1} \end{bmatrix} \begin{bmatrix} \Lambda_\nu \\ \Lambda_{\nu-1} \\ \dots \\ \Lambda_1 \end{bmatrix} = \begin{bmatrix} s_{\nu+1} \\ s_{\nu+2} \\ \dots \\ s_{2\nu} \end{bmatrix}. \quad (1)$$

Отсюда получаем следующую общую схему декодирования БЧХ-кода:

1. Для принятого слова $w(x)$ вычислить синдромы $s_i = w(\alpha^i)$, $i = 1, \dots, 2t$. Если все $s_i = 0$, то вернуть $w(x)$ в качестве ответа;
2. Найти количество допущенных ошибок ν и коэффициенты полинома локаторов ошибок путем решения СЛАУ (1);
3. Найти все корни полинома $\Lambda(z)$ путем полного перебора, по найденным корням вычислить номера позиций j_1, \dots, j_ν , в которых произошли ошибки;
4. Исправить ошибки в позициях j_1, \dots, j_ν путем инвертирования соответствующих битов в $w(x)$.

Различные алгоритмы декодирования БЧХ-кодов по-разному решают задачу на шаге 2 общего алгоритма декодирования. Рассмотрим две схемы декодирования.

Декодер PGZ (Peterson–Gorenstein–Zierler)

Данный декодер предполагает непосредственное решение СЛАУ (1). Основная трудность здесь – это определить количество фактически допущенных при передаче ошибок ν . В декодере PGZ происходит перебор по всем значениям ν , начиная с t . При текущем ν делается попытка решить СЛАУ (1). Если матрица СЛАУ является невырожденной, то текущее ν признается количеством допущенных ошибок, а коэффициенты полинома локаторов ошибок находятся из решения СЛАУ. Если матрица СЛАУ является вырожденной, то $\Lambda_\nu = 0$, величина ν уменьшается на единицу, и процесс повторяется. Если СЛАУ решить не удается ни на одной итерации, то выдается отказ от декодирования. Также отказ от декодирования выдвигается в случае, если после исправления синдромы $\hat{v}(x)$ не равны нулю (кодированное слово не найдено).

Декодер Euclid

Рассмотрим *синдромный полином* вида $S(z) = s_{2t}z^{2t} + s_{2t-1}z^{2t-1} + \dots + s_1z + 1$, где s_i – вычисленные ранее синдромы. Тогда можно показать, что $S(z)$ и $\Lambda(z)$ удовлетворяют следующему уравнению:

$$z^{2t+1}A(z) + S(z)\Lambda(z) = r(z).$$

Здесь $r(z)$ – некоторый многочлен из $\mathbb{F}_2^q[x]$, степень которого не превышает t . Решение данного уравнения $A(z), \Lambda(z), r(z)$ для заданных многочленов z^{2t+1} и $S(z)$ может быть найдено с помощью расширенного алгоритма Евклида. Здесь итерации алгоритма Евклида проводятся до тех пор, пока степень текущего остатка $r(z)$ не станет меньше или равна t . Степень найденного $\Lambda(z)$ равна количеству фактически допущенных при передаче ошибок ν . Если количество корней у $\Lambda(z)$ не совпадает с ν , то выдается отказ от декодирования.

Формулировка задания

В задании выдвигается [список](#) всех примитивных многочленов степени q над полем \mathbb{F}_2 для всех $q = 2, \dots, 16$. В этом списке каждый многочлен представлен десятичным числом, двоичная запись которого соответствует коэффициентам полинома над \mathbb{F}_2 , начиная со старшей степени.

Для выполнения задания требуется:

1. Реализовать основные операции в поле \mathbb{F}_2^q : сложение, умножение, деление, решение СЛАУ, поиск минимального многочлена из $\mathbb{F}_2[x]$ для заданного набора корней из поля \mathbb{F}_2^q ;
2. Реализовать основные операции для работы с многочленами из $\mathbb{F}_2^q[x]$: произведение многочленов, деление многочленов с остатком, расширенный алгоритм Евклида для пары многочленов, вычисление значения многочлена для набора элементов из \mathbb{F}_2^q ;

3. Реализовать процедуру систематического кодирования для циклического кода, заданного своим порождающим многочленом;
4. Реализовать процедуру построения порождающего многочлена для БЧХ-кода при заданных n и t ;
5. Построить графики зависимости скорости БЧХ-кода $r = k/n$ от количества исправляемых кодом ошибок t для различных значений n . Какие значения t следует выбирать на практике для заданного n ?
6. Реализовать процедуру вычисления истинного минимального расстояния циклического кода d , заданного своим порождающим многочленом, путем полного перебора по всем $2^k - 1$ кодовым словам. Привести пример БЧХ-кода, для которого истинное минимальное расстояние больше, чем величина $2t + 1$;
7. Реализовать процедуру декодирования БЧХ-кода с помощью метода PGZ и на основе расширенного алгоритма Евклида. Провести сравнение двух методов декодирования по времени работы;
8. С помощью метода стат. испытаний реализовать процедуру оценки доли правильно декодированных сообщений, доли ошибочно декодированных сообщений и доли отказов от декодирования для БЧХ-кода. С помощью этой процедуры убедиться в том, что БЧХ-код действительно позволяет гарантированно исправить до t ошибок. Может ли БЧХ-код исправить больше, чем t ошибок? Как ведут себя характеристики кода при числе ошибок, превышающем t ?
9. Составить отчет в формате PDF обо всех проведенных исследованиях.

Рекомендации по выполнению задания

- Для реализации операций умножения и деления ненулевых элементов в поле \mathbb{F}_2^q удобно пользоваться представлением элементов поля как степеней некоторого примитивного элемента α : $\mathbb{F}_2^q = \{0, \alpha, \alpha^2, \alpha^3, \dots, \alpha^{2^q-2}, \alpha^{2^q-1} = 1\}$. Тогда произведение двух элементов поля α^{k_1} и α^{k_2} равно $\alpha^{k_1+k_2 \bmod 2^q-1}$. Аналогично частное этих двух элементов равно $\alpha^{k_1-k_2 \bmod 2^q-1}$. Для быстрого перехода от десятичного представления элементов поля к степенному и обратно удобно завести таблицу размера $(2^q - 1) \times 2$. В первой колонке этой таблицы в позиции i будет находиться число j : $\alpha^j = \alpha^i$, а во второй колонке в позиции i – значение α^i .
- При реализации алгоритмов задания рекомендуется, помимо прочего, использовать следующие проверки на корректность:
 - порождающий полином БЧХ-кода должен быть делителем многочлена $x^n - 1$ (иначе код не будет циклическим);
 - произвольное кодовое слово БЧХ-кода $v(x)$ должно делиться без остатка на порождающий многочлен кода $g(x)$, а также обращаться в ноль на нулях кода (все синдромы кодового слова равны нулю);
 - минимальный многочлен $m_\alpha(x)$ для элемента $\alpha \in \mathbb{F}_2^q$, вычисляемый как многочлен с корнями $\alpha, \alpha^2, \alpha^4, \dots, \alpha^{2^q}$, должен иметь коэффициенты из \mathbb{F}_2 ;
 - минимальное кодовое расстояние БЧХ-кода d , найденное полным перебором, должно быть не меньше, чем величина $2t + 1$.

Оформление задания

Выполненное задание с отчётом и всеми исходными кодами необходимо прислать преподавателю. Далее следует описание прототипов реализуемых функций.

1. Модуль `gf.py` с реализацией основных операций в конечном поле \mathbb{F}_2^q и операций над многочленами из $\mathbb{F}_2^q[x]$:
 - (a) `gen_pow_matrix(primpoly)`
Описание параметров:
 - `primpoly` – примитивный многочлен, десятичное число, двоичная запись которого соответствует коэффициентам полинома над \mathbb{F}_2 , начиная со старшей степени.

Функция возвращает матрицу соответствия между десятичным представлением и степенным представлением ненулевых элементов поля по стандартному примитивному элементу α , `numpy.array`-матрица размера $2^q - 1 \times 2$, в которой в первой колонке в позиции i стоит степень $j : \alpha^j = i$, а во второй колонке в позиции i стоит значение α^i , $i = 1, \dots, 2^q - 1$.

(b) `add(X, Y)`

Описание параметров:

- X, Y – две матрицы одинакового размера из элементов поля \mathbb{F}_2^q , `numpy.array`-матрицы, каждый элемент в матрицах представляет собой десятичное число, двоичная запись которого соответствует коэффициентам полинома над полем \mathbb{F}_2 , первый разряд соответствует старшей степени полинома;

Функция возвращает `numpy.array`-матрицу размера X , являющуюся поэлементным суммированием матриц X и Y .

(c) `sum(X, axis=0)`

Описание параметров:

- X – матрица из элементов поля \mathbb{F}_2^q , `numpy.array`-матрица, каждый элемент в матрице представляет собой десятичное число, двоичная запись которого соответствует коэффициентам полинома над полем \mathbb{F}_2 , первый разряд соответствует старшей степени полинома;

Функция возвращает результат суммирования матрицы X по размерности, определяемой параметром `axis`.

(d) `prod(X, Y, pm)`, `divide(X, Y, pm)`

Описание параметров:

- X, Y – две матрицы одинакового размера из элементов поля \mathbb{F}_2^q , `numpy.array`-матрицы, каждый элемент в матрицах представляет собой десятичное число, двоичная запись которого соответствует коэффициентам полинома над полем \mathbb{F}_2 , первый разряд соответствует старшей степени полинома;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;

Функции возвращают `numpy.array`-матрицу размера X , являющуюся соответственно поэлементным произведением или делением матриц X и Y .

(e) `linsolve(A, b, pm)`

Описание параметров:

- A – квадратная матрица из элементов поля \mathbb{F}_2^q ;
- b – вектор из элементов поля \mathbb{F}_2^q ;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;

Функция возвращает решение СЛАУ в случае невырожденности A и `numpy.nan` иначе.

(f) `minpoly(x, pm)`

Описание параметров:

- x – вектор из элементов поля \mathbb{F}_2^q ;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;

Функция осуществляет поиск минимального полинома в $\mathbb{F}_2[x]$ для набора корней, задаваемых x . Функция возвращает кортеж из переменных:

- найденный минимальный полином, `numpy.array`-вектор с бинарными числами;
- все корни минимального полинома (набор корней x , а также все смежные с ним), `numpy.array`-вектор из элементов поля \mathbb{F}_2^q .

(g) `polyval(p, x, pm)`

Описание параметров:

- p – полином из $\mathbb{F}_2^q[x]$, `numpy.array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- x – вектор из элементов поля \mathbb{F}_2^q ;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;

Функция возвращает значения полинома p для набора элементов x .

(h) `polyprod(p1, p2, pm)`

Описание параметров:

- `p1, p2` – полиномы из $\mathbb{F}_2^q[x]$, `numpy.array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;

Функция возвращает результат произведения двух полиномов в виде `numpy.array`-вектора коэффициентов, начиная со старшей степени.

(i) `polydivmod(p1, p2, pm)`

Описание параметров:

- `p1, p2` – полиномы из $\mathbb{F}_2^q[x]$, `numpy.array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;

Функция осуществляет деление с остатком многочлена `p1` на многочлен `p2`. Функция возвращает кортеж из переменных:

- частное, `numpy-array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- остаток от деления, `numpy-array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени.

(j) `euclid(p1, p2, pm, max_deg=0)`

Описание параметров:

- `p1, p2` – полиномы из $\mathbb{F}_2^q[x]$, `numpy.array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q ;
- `max_deg` – максимально допустимая степень остатка, число, если равно нулю, то алгоритм Евклида работает до конца;

Функция реализует расширенный алгоритм Евклида для пары многочленов `p1` и `p2`. Функция возвращает кортеж из переменных:

- остаток, `numpy-array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- коэффициент при `p1`, `numpy-array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- коэффициент при `p2`, `numpy-array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени.

2. Модуль `bch.py` с реализацией БЧХ кодов в виде класса `BCH`:

(a) `__init__(self, n, t)`

Описание параметров:

- `n` – длина кода, число;
- `t` – исправляемое число ошибок, число;

Конструктор класса строит порождающий многочлен БЧХ-кода по заданным параметрам и записывает во внутренние переменные класса:

- `g` – порождающий многочлен кода, `numpy.array`-вектор коэффициентов, начиная со старшей степени;
- `R` – нули кода, `numpy.array`-вектор десятичных чисел, соответствующих элементам из \mathbb{F}_2^q ;
- `pm` – матрица соответствия между десятичным и степенным представлением в поле \mathbb{F}_2^q .

(b) `encode(self, U)`

Описание параметров:

- `U` – набор исходных сообщений для кодирования, `numpy.array`-матрица, бинарная матрица размера $\langle \text{число_сообщений} \rangle \times k$;

Функция осуществляет систематическое кодирование циклического кода и возвращает `numpy.array`-матрицу с закодированными сообщениями размера $\langle \text{число_сообщений} \rangle \times (k + m)$.

(c) `decode(self, W, method='euclid')`

Описание параметров:

- `W` – набор принятых сообщений, `numpy.array`-матрица размера $\langle \text{число_сообщений} \rangle \times n$;
- `method` – алгоритм декодирования, 'euclid' или 'pgz';

Функция осуществляет декодирование БЧХ кода и возвращает `numpy.array`-матрицу с декодированными сообщениями размера $\langle \text{число_сообщений} \rangle \times n$. В случае отказа от декодирования соответствующая строка матрицы состоит из `numpy.nan`.

(d) `dist(self)`

Функция возвращает кодовое расстояние (число), найденное полным перебором.