

Конспект по теории информации
IV семестр, 2021 год
Современное программирование, факультет математики и
компьютерных наук, СПбГУ
(лекции Дмитрия Соколова)

Тамарин Вячеслав

June 11, 2021

Contents

Исходный код на https://github.com/tamarinvs19/theory_university

Chapter 1

Информация по Хартли

1.1 Базовые свойства

Лекция 1

1 April

Пусть у нас есть конечное множество объектов A . Выдернем какой-то элемент.

Мы хотим придумать описание этого элемента, которое будет отличать его от всех остальных. Хотим ввести некоторую *меру информации*, то есть сколько информации мы узнаем, когда вытягиваем некоторый элемент из A .

Самый простой вариант — число битов требуемое для записи объекта.

Свойства, которые мы хотим получить от меры информации $\chi(A)$:

1. χ дает нам оценку на длину описаний
2. $\chi(A \cap B) \leq \chi(A) + \chi(B)$
3. Если наше множество $A := B \times C$, то можно описать для B и для C , поэтому можно ограничить:

$$\chi(A) \leq \chi(B) + \chi(C).$$

Определение 1: Информация по Хартли

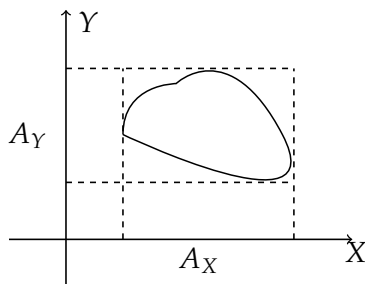
Пусть A — некоторое конечное множество. За **информацию в множестве** A будем принимать следующую величину:^a $\chi(A) := \log|A|$

^aЗдесь и далее под $\log x$ подразумевается двоичный логарифм.

Замечание. Очевидно, второе свойство выполнено для такого определения. В третьем даже равенство.

Описание — например, битовая строка. Если логарифм нецелый, округляем вверх.

Пусть $A \subseteq X \times Y$. Обозначим **проекции** A_X и A_Y .



Утверждение. Пусть $A \subseteq X \times Y$ и конечно. Тогда для $\chi(A)$ выполнены следующие свойства:

1. $\chi(A) \geq 0$
2. $\chi(A_X) \leq \chi(A), \chi(A_Y) \leq \chi(A)$
3. $\chi(A) \leq \chi(A_X) + \chi(A_Y)$

□ Очевидно, следует из определения. ■

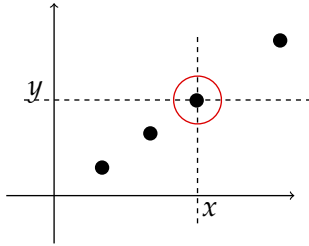


Figure 1.1: Диагональное множество

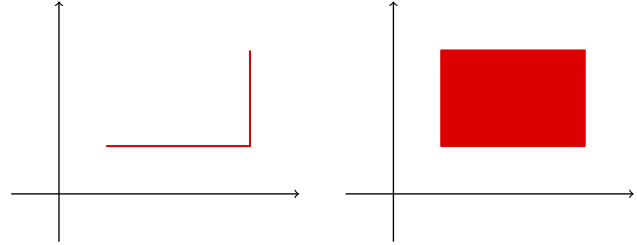


Figure 1.2: Неотличимые множества

Пример 1.1.1

Рассмотрим такой пример (см. рисунок ??): множество из точек на диагонали. Здесь, зная первую координату, можно сразу понять вторую.

Попробуем усилить третье свойство:

$$3'. \chi(A) \leq \chi(A_X) + \chi_{Y|X}(A), \text{ где } \chi_{Y|X}(A) \text{ — описание } Y \text{ при условии } X.$$

Как будем определять $\chi_{Y|X}(A)$? Можно взять $\max_{x \in X} \log(A(x))$. Теперь для диагонального множества $\chi_{Y|X}$ просто обнуляется и неравенство переходит в равенство.

Пример 1.1.2

Но если взять одно множество из двух отрезков, а второе из всего прямоугольника, возникнут проблемы (см. рисунок ??).

Во-первых, на первой картинке, передав x -координату столбца, придется передавать и y тоже. Во-вторых, мы не сможем отличить эти множества по одной координате.

Лемма 1. Пусть $A \subseteq A_1 \times A_2 \times A_3$ кончено. Тогда^a

$$2\chi(A) \leq \chi(A_{12}) + \chi(A_{13}) + \chi(A_{23}).$$

^aЗдесь $A_{ij} = \{(x, y) \mid x \in A_i \wedge y \in A_j \wedge \exists z: (x, y, z) \in A\}$

□ Перепишем неравенство из условия:

$$2 \log |A| \leq \log |A_{12}| + \log |A_{13}| + \log |A_{23}|$$

$$\log |A|^2 \leq \log (|A_{12}| \cdot |A_{13}| \cdot |A_{23}|)$$

$$|A|^2 \leq |A_{12}| \cdot |A_{13}| \cdot |A_{23}|$$

(log — возрастающая функция)

Пусть $A = \{(x, y, z) \mid x \in A_1, y \in A_2, z \in A_3\}$

Сгруппируем элементы A следующим образом: $A = \bigsqcup B_{ij}$, где

$$B_{ij} = \{(x_i, y_j, a_k) \mid 1 \leq k \leq K_{ij}, x_i \in A_1, y_j \in A_2, a_k \in A_3\}.$$

При этом $\sum_{i,j} K_{ij} = |A|$, так как это сумма размеров B_{ij} , которая равна размеру A .

Теперь рассмотрим множество

$$A_{13,23} = \{(x_i, z_k, y_j, z_l) \mid (x_i, z_k) \in A_{13}, (y_j, z_l) \in A_{23}\}.$$

Так как некоторые z_k могли совпадать, элементов в этом множестве может быть меньше, чем $|A_{13}| \cdot |A_{23}|$, но четверки, в которых (x_i, y_j, z_k) и (x_i, y_j, z_l) принадлежат B_{ij} , будут различными.

Соответственно, $|A_{13,23}| \geq \sum K_{ij}^2$, так как возможны все пары z_k, z_l из B_{ij} , а их K_{ij}^2 .

Таким образом,

$$|A_{13}| \cdot |A_{23}| \geq |A_{13,23}| \geq \sum K_{ij}^2.$$

Домножим на $|A_{12}|$, которое не меньше количества K_{ij} (обозначим его за n), так как каждый набор B_{ij} соответствует одному элементу A_{12} :

$$\begin{aligned} |A_{12}| \cdot (|A_{13}| \cdot |A_{23}|) &\geq n \cdot \sum K_{ij}^2 \geq & (\text{неравенство о средних}) \\ &\geq \left(\sum K_{ij}\right)^2 = |A|^2 \end{aligned}$$

А это то, что мы и хотели доказать. ■

1.2 Угадывание числа

Обозначим $[n] := \{1, \dots, n\}$.

Симметричный вариант Пусть есть два игрока, первый загадывает число от 1 до n , а второй должен его угадать. Сколько вопросов необходимо задать, чтобы угадать число?

Если два варианта игры:

- *Адаптивная*, когда второй игрок получает ответ на вопрос сразу
- *Неадаптивная*, когда он пишет сначала все вопросы, а потом получает на них все ответы.

Очевидно, что нам потребуется не менее логарифма запросов: нарисуем дерево, где вершины – запросы, по двум ребрам из которых можно перейти в зависимости от ответа. Листья должны содержать $[n]$, поэтому глубина дерева не менее логарифма.

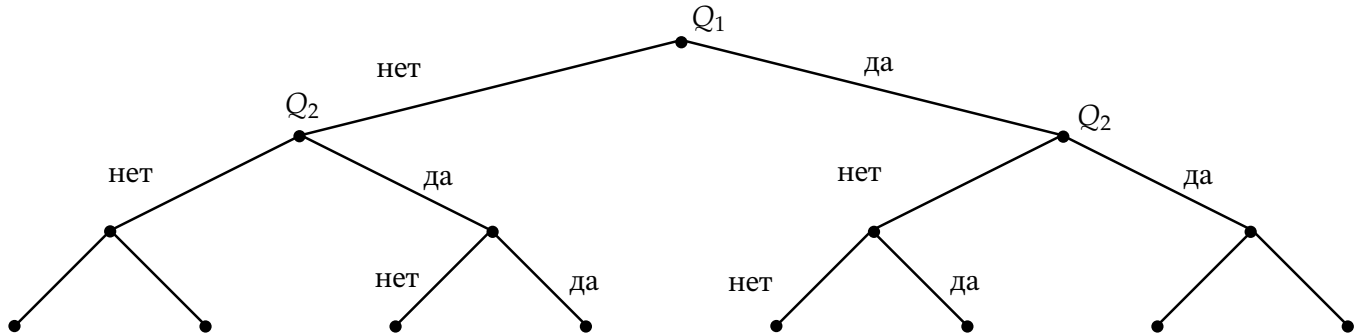


Figure 1.3: Граф вопросов

Теперь подумаем с точки зрения теории информации. Пусть h — число запросов, Q_i — ответ на i -ый запрос (один бит) по некоторому протоколу,

$$B := Q_1 \times \dots \times Q_h,$$

Мы хотим минимизировать h .

Рассмотрим $([n], B)$ — все возможные пары по все возможным значениям искомого числа и B . Нас интересует множество $A \subseteq ([n], B)$, соответствующее некоторым корректным запросам:

$$A = \{(m, b) \mid b = (q_1, \dots, q_h), m \text{ — согласовано с ответом}\}.$$

1. $\chi_{[n]|B}(A) = 0$. Ответы на запросы должны однозначно определять число m . Это свойство говорит о корректности протокола, то есть нам ничего не нужно, чтобы, зная ответы, получить m .
2. $\log n \leq \chi(A)$, так как хотя бы столько мы запихнули.

$$\text{С другой стороны, } \chi(A) \leq \chi_B(A) + \chi_{[n]|B}(A) = \sum_{i=1}^h \chi(Q_i).$$

$$\text{А так как } \chi(Q_i) \leq 1, \log n \leq h.$$

Асимметричный вариант Пусть теперь за ответ «да» мы платим 1, а за «нет» 2. И мы хотим минимизировать не число запросов, а стоимость в худшем случае.

Будем делить запросом множество «пополам» с точки зрения стоимости.

Пусть Q_i — ответ на вопрос «верно ли, что загаданное число m лежит в множестве T_i ?

Пусть A_i — множество элементов, в котором может лежать m после первых i вопросов. В начале это все $[n]$, в конце — одно число.

$$A_i = \{a \in [n] \mid a \text{ согласовано с } Q_1, \dots, Q_{i-1}\}.$$

Стратегия минимальной цены бита информации: берем такое T_i , что

$$2(\chi(A_i) - \underbrace{\chi(T_i)}_{A_{i+1}}) = \chi(A_i) - \underbrace{\chi(A_i \setminus T_i)}_{A_{i+1}}.$$

Распишем по определению:

$$\begin{aligned} 2(\log|A_i| - \log|T_i|) &= \log|A_i| - \log|A_i \setminus T_i| \\ \log|A_i| &= 2\log|T_i| - \log|A_i \setminus T_i| \\ |A_i| &= \frac{|T_i|^2}{|A_i \setminus T_i|} \end{aligned}$$

Обозначим $|A_i| = k$, $|T_i| = t$ и решим уравнение:

$$\begin{aligned} k &= \frac{t^2}{k-t} \iff t^2 = k(k-t) = k^2 - kt \iff \\ t^2 + kt - k^2 &\iff t = \frac{-k \pm \sqrt{k^2 + 4k^2}}{2} = k \cdot \frac{-1 \pm \sqrt{5}}{2} = k \cdot \varphi \end{aligned}$$

То есть нужно выбирать T_i , чтобы $\varphi \cdot |T_i| = |A_i|$.

Тогда «средняя цена» бита будет равна $2(\chi(A_i) - \chi(T_i)) = 2\log \frac{1}{\varphi}$

Докажем оптимальность. Пусть второй игрок меняет число, чтобы мы заплатили как можно больше, причем он знает нашу стратегию.

Если в нашем неравенстве знак \geq , он будет направлять на по «нет», а при \leq «да», за счет чего каждый бит он будет отдавать по цене большей, чем, если бы мы действовали в точности по стратегии.

Следовательно, любая другая стратегия будет требовать большего вклада.

Упражнение (Задача про взвешивания монеток). Есть n монеток и рычажные весы. Хотим найти фальшивую (она одна).

1. Пусть $n = 30$ и весы показывают, что больше, что меньше. Теперь запрос приносит $\log 3$ информации, так как три ответа.

$$\log 30 \leq \sum_{i=1}^h \chi(a_i) \leq h \log 3.$$

2. $n = 15$, но мы не знаем относительный вес фальшивой монеты. В прошлом неравенстве можно заменить 30 на 29. Если в какой-то момент у нас было неравенство, можем в конце узнать не только номер, но и относительный вес, поэтому у нас 29 исходов.
3. Вопрос: можно ли при $n = 14$? Нет.

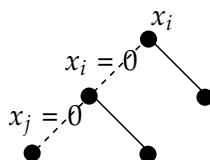
Лекция 2
8 April

1.2.1 Задача выполнимости

Мы хотим решать задачу выполнимости.

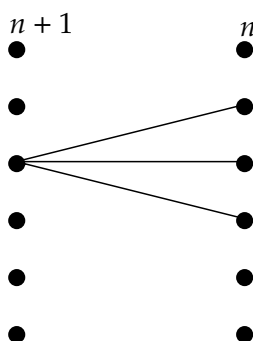
Вход: $\Phi = \bigwedge C_i$ — формула в КНФ.

Подставим $x_i = 0$. Если один из клозов нарушился, вернемся на шаг назад и подставим $x_j = 1$, а иначе подставляем дальше.



Это достаточно эффективный алгоритм, причем мы не ограничиваем выбор последовательности подстановок, порядок 0 и 1. Таким образом, если есть выполняющий набор, и мы на первом шаге подберем верное значение первой переменной, на второй для второй и т.д., то получим оптимальное решение. Однако не всегда такой алгоритм работает быстро. Пример: задача про рассадку голубей.

1.3 Рассадка голубей



У нас есть $n + 1$ голубь и n клеток, хотим показать, что нельзя рассадить в клетку по одному голубю. x_{ij} — сажаем ли мы голубя i в клетку j ? Тогда, чтобы рассадка была удачной, должны выполняться следующие условия:

- $\bigvee_j x_{ij}$ для $i \in \{1, \dots, n + 1\}$. То есть для каждого голубя нашлась клетка.
- $\neg x_{ik} \vee \neg x_{ij}$ для $k, j \in \{1, \dots, n\}, k \neq j, i \in \{1, \dots, n + 1\}$. То есть никакие два голубя не сидят в одной клетке.

Пусть один игрок загадал расстановку голубей, а второй хочет найти дизъюнкт, для которого нарушается эта расстановка. Игра с монетками позволяет показать, что предыдущий алгоритм плохо работает на этой модели.

Chapter 2

Информация по Шеннону

На прошлой лекции поняли, что не всегда можем отличить некоторые множества.

Попробуем исправить данную ситуацию. Хотим понять состояния в Y , зная информацию об X . В среднем нам нужно сильно меньше информации, чем в крайнем случае.

Введем новую меру информации $\mu(\alpha)$, где α — распределение (множество и вероятности каждого элемента). Причем хотим, чтобы основные свойства были согласованы: ¹

1. $\mu(U_n) = \log n$;
2. $\mu(\alpha) \geq 0$;
3. $\mu(\alpha, \beta) = \mu(\alpha) + \mu(\beta)$, если α и β независимы. (α, β) — распределение на парах.

Если действовать как настоящие математики, можно переписать эти свойства в более общие:

1. $\mu(U_M) \geq \mu(U_{M'})$, если $|M| \geq |M'|$;
2. $\mu(\alpha, \beta) = \mu(\alpha) + \mu(\beta)$, если α и β независимы;
3. $\mu(B_p)$ непрерывно по $p \in [0, 1]$, где B_p — распределение для монетки, вероятность орла — p .
4. $\mu(B_p, \alpha) = \mu(B_p) + \Pr[B_p = 0] \cdot \mu(\alpha \mid B_p = 0) + \Pr[B_p = 1] \cdot \mu(\alpha \mid B_p = 1)$.

Определение 2: Энтропия

Этим аксиомам удовлетворяет примерно одна функция $\mu(\alpha) := k \cdot H(\alpha)$, где $H(\alpha)$ — **энтропия**.^a

$$H(\alpha) = \sum_{i=1}^{|\text{supp}(\alpha)|} p_i \log \frac{1}{p_i}.$$

Энтропия обозначает среднее по распределению α необходимое количество информации для записи элемента.

^a $\text{supp } \alpha$ — все возможные события, то есть имеющие ненулевую вероятность

Замечание. Энтропия равномерного распределения U_n равна $\log n$.

Замечание. Далее $H(p)$ обозначает энтропию для распределения монетки.

Теорема 2.0.1. $H(\alpha) \leq \log |\text{supp}(\alpha)|$

¹ $\mu(x, y) = \mu((x, y))$

□ Применим неравенство Йенсена

$$\sum_{i=1}^{|\text{supp}(\alpha)|} p_i \log \frac{1}{p_i} \leq \log \left(\sum_i p_i \frac{1}{p_i} \right) = \log |\text{supp}(\alpha)|$$

■

Теорема 2.0.2. $H(\alpha, \beta) \leq H(\alpha) + H(\beta)$

□

$$H(\alpha, \beta) = \sum_{i,j} p_{i,j} \log \frac{1}{p_{i,j}}$$

$$H(\alpha) + H(\beta) = \sum_i p_i \log \frac{1}{p_i} + \sum_j p_j \log \frac{1}{p_j}$$

Заметим, что $p_i = \sum_j p_{i,j}$ и $p_j = \sum_i p_{i,j}$.

$$H(\alpha, \beta) - H(\alpha) - H(\beta) = \sum_{i,j} p_{i,j} \log \frac{1}{p_{i,j}} - \sum_i p_i \log \frac{1}{p_i} - \sum_j p_j \log \frac{1}{p_j} = \sum_{i,j} p_{i,j} \log \frac{p_i p_j}{p_{i,j}}.$$

Если α и β независимы, то все логарифмы обнуляются. Иначе по неравенству Йенсена

$$\sum_{i,j} p_{i,j} \log \frac{p_i p_j}{p_{i,j}} \leq \log \left(\sum_{i,j} p_i p_j \right) = 0.$$

■

Определение 3: Условная энтропия

$$H(\alpha \mid \beta = b) = \sum_i \Pr[\alpha = i \mid \beta = b] \cdot \log \frac{1}{\Pr[\alpha = i \mid \beta = b]}.$$

$$H(\alpha \mid \beta) = \mathbb{E}_{b=\beta} H(\alpha \mid \beta = b) = \sum_b H(\alpha \mid \beta = b) \Pr[\beta = b].$$

Свойства.

$$1. \forall f: H(\alpha \mid \beta) \geq H(f(\alpha) \mid \beta)$$

$$2. H(\alpha, \beta) = H(\alpha) + H(\beta \mid \alpha)$$

$$3. H(\alpha) \geq H(\alpha \mid \beta)$$

□

$$H(\alpha \mid \beta) - H(\alpha) = \sum_{i,j} p_{i,j} \frac{1}{\log \Pr[\alpha = i \mid \beta = j]} - \sum_{i,j} p_{i,j} \log \frac{1}{p_i} \leq \sum_{i,j} p_{i,j} \log \frac{p_i}{\Pr[\alpha = i \mid \beta = j]}.$$

По неравенству Йенсена полученное выражение меньше нуля.

■

$$4. H(\alpha \mid \beta) \geq H(\alpha \mid \beta, \gamma)$$

2.1 Применение энтропии

2.1.1 Взвешивания монеток

Попробуем решить задачу с монетками. Мы взвешиваем 14 монеток и хотим найти фальшивую за три взвешивания, причем неизвестен относительный вес. В нашем графе есть только один исход со всеми равенствами. Докажем, что нет такой стратегии.

Пусть нам дана такая стратегия первого игрока. Тогда мы получаем дерево с 27 листьями, где во всех листьях, кроме одного, записана пара: номер фальшивой монетки и ее относительный вес. В единственной ветке, где все взвешивания давали равенство, будет записан только номер фальшивой монетки. Построим равномерное распределение на этих исходах.

При равномерном распределении энтропия $\log 27$.

Если стратегия верная, то

$$\begin{aligned} \log 27 = H(\alpha) &\leq H(\alpha, q_1, q_2, q_3) \leq \\ &\leq H(q_1) + H(q_2 | q_1) + H(q_3 | q_1, q_2) + H(\alpha | q_1, q_2, q_3) \leq \\ &\leq H(q_1) + H(q_2) + H(q_3) + 0 \end{aligned} \quad (\text{Chain rule})$$

Так как $H(q_i) \leq \log 3$, для все i выполнено равенство.

Чтобы было так, мы должны в каждый ход равновероятно получать все три ответа. Пусть мы взвешиваем кучки из k монет². Вероятность того, что левая кучка будет легче в результате первого взвешивания $\frac{2k}{27}$ (так как у нас либо в левой кучке фальшивая, и она легче, либо в правой кучке фальшивая, и она тяжелее). Тогда $\frac{2k}{27} = \frac{1}{3}$. k получилось нецелым. Противоречие.

2.1.2 Оценка на биномиальные коэффициенты

$$\sum_{i=0}^k \binom{n}{i} \leq 2^{nH(\frac{k}{n})}.$$

Обозначим сумму за C .

Будем выбирать множество размера не больше k равновероятно, а затем проверять, попало ли i наше множество. Пусть X_i — индикатор того, что i выбрали.

$$\begin{aligned} \log C = H(X) &\leq H(X_1, \dots, X_n) \leq \\ &\leq \sum H(X_i | X_{<i}) \leq \\ &\leq \sum H(X_i) = nH(X_1) \leq \\ &\leq nH\left(\frac{k}{n}\right) \end{aligned} \quad \begin{aligned} &(\text{Chain rule}) \\ &(\text{считаем, что } k \leq \frac{n}{2}) \end{aligned}$$

Пояснение к последнему переходу. $H(\frac{k}{n}) = \frac{k}{n} \log \frac{n}{k} + (1 - \frac{k}{n}) \log \frac{1}{1 - \frac{k}{n}}$. С другой стороны $H(X_1) = p \log \frac{1}{p} + (1 - p) \log \frac{1}{1 - p}$, где p — вероятность того, что первый элемент попал в множество. Заметим, что функция $f(x) = x \log \frac{1}{x} + (1 - x) \log \frac{1}{1 - x}$ возрастает на $(0, \frac{1}{2})$. То есть нужно лишь показать, что $p \leq \frac{k}{n}$. Для этого посчитаем матожидание числа элементов, которые вошли в выбранное множество.

$$k \geq \mathbb{E}(N) = \mathbb{E}(\sum X_i) = \sum \mathbb{E}(X_i) = \sum p_i$$

Но каждый элемент войдет в множество равновероятно, тогда $p \leq \frac{k}{n}$.

²Очевидно, что взвешивать кучки разного размера, информацию извлечь не получится даже по Хартли

2.1.3 Подсчет углов в графе

Рассмотрим ориентированный граф.

Назовем треугольником тройку (x, y, z) , если это цикл из трех вершин. Углом назовем тройку (x, y, z) , если есть ребра xu и xz , при этом y может совпадать z .

Чего в графе больше: углов или треугольников?

Замечание. Каждое ребро тоже угол, например, (x, y, y) .

Теорема 2.1.1. Число углов в графе всегда больше числа треугольников.

□ Пусть случайная величина $\alpha = (X, Y, Z)$ равна случайному треугольнику.

Так как распределение количества треугольников равномерно,

$$\begin{aligned} \log(\#\Delta) &= H(X, Y, Z) = && \text{(Chain rule)} \\ &= H(X) + H(Y \mid X) + H(Z \mid Y, X) \leqslant \\ &\leqslant H(X) + H(Y \mid X) + H(Z \mid Y) = && \text{(циклический сдвиг в треугольнике)} \\ &= H(X) + 2H(Y \mid X) \end{aligned}$$

Найдем какое-то распределение на углах, энтропия которого хотя бы $H(X) + 2H(Y \mid X)$, тогда эта сумма будет не более $\log(\#\Delta)$.

Пусть мы выбрали случайный треугольник (x, y, z) . Оставим x и выберем для него найдем случайный треугольник с x и берем из него следующую за x вершину y' . Повторяем эту операцию еще раз для x и находим z' . Тогда (x, y', z') — угол.

$$\begin{aligned} H(x, y', z') &= H(x) + H(y' \mid x) + H(z' \mid x, y') = && \text{(Так как } y' \text{ и } z' \text{ независимы при выбранном } x) \\ &= H(x) + H(y' \mid x) + H(z' \mid x) = && \text{(Выбор аналогичный)} \\ &= H(x) + 2H(y' \mid x) \end{aligned}$$

$H(x)$ здесь совпадает с $H(x)$ выше, так как мы выбираем треугольник и вершину аналогично.

y' выбирается при фиксированном x также, как и выше (выбрали случайный треугольник и в нем вершиной после x будет y').

Таким образом, мы нашли распределение с такой же энтропией. ■

Chapter 3

Теория кодирования

3.1 Префиксные коды

Код — отображение алфавита $C: \Sigma \rightarrow \{0, 1\}^*$.

Что хочется требовать?

1. Однозначное декодирование. При этом не обязательно у каждой строки $\{0, 1\}^*$ есть слово, но склейки нет.
2. Префиксный код — то есть код каждого символа не является префиксом кода другого. Очевидно, из этого следует предыдущий пункт.

Теорема 3.1.1. Любой однозначно декодируемый код можно переделать в префиксный с сохранением длин кодовых слов.

□ Пусть есть c_1, \dots, c_n — кодовые слова.

Для префиксного кода $\sum 2^{-|c_i|} \leq 1$, причем, если выполнено это неравенство, то есть префиксный код с такими длинами кодовых слов.

Докажем, что для любого декодируемого кода выполнено такое неравенство.

Построим многочлен для всех слов длины L . Для этого воспользуемся следующей идеей. Строка длины L переходит в конкатенацию кодовых слов для каждого символа исходной строки. Давайте в кодовых словах заменим 0 на x , а 1 на y . Тогда всем кодовым словам соответствуют некоторые мономы (например, $c_i = 010$ соответствует моному xux). Давайте будем считать, что x и y не коммутируют, чтобы удобнее было различать слова xux , соответствующие 010 и xyx , соответствующие 001. Будем говорить, что слову c_i соответствует $p_i(x, y)$. Тогда строка длины L есть произведение L таких мономов. Тогда коды всех слов длины L можно представить в виде многочлена $P(x, y)$, в котором операция сложения будет разделять разные коды

$$P(x, y) = \left(\sum_i p_i(x, y) \right)^L = \sum_{j=L}^{L \cdot \max |c_i|} M_j(x, y).$$

В $M_j(x, y)$ сгруппированы в сумму все мономы степени j , получающиеся при раскрытии скобок (то есть все различные слова длины j , получаемые из кодирования слов длины L). Так как код однозначно декодируемый, каждое слово является образом не более чем одной исходной строки. Тогда в $M_j(x, y)$ не более 2^j мономов.

Посчитаем $P(\frac{1}{2}, \frac{1}{2})$.

$$P(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}) = \sum_{j=L}^{L \cdot \max |c_i|} M_j(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}) \leq \sum_{j=L}^{\max_i c_i} 2^j \cdot 2^{-j} = \mathcal{O}(L).$$

Посчитаем еще раз по второму представлению

$$P(\frac{1}{2}, \frac{1}{2}) = \left(\sum_i 2^{-|c_i|} \right)^L.$$

Если сумма в скобках больше 1, получаем экспоненциальную оценку снизу. Следовательно, для больших N она обгонит линейную. Противоречие.

Как, используя это неравенство, построить префиксный код по декодируемому? Достаточно научиться по набору длин кодовых слов, для которого выполняется неравенство, построить префиксный код. Для этого давайте будем строить бинарное дерево. Изначально у нас есть только непомеченный корень и множество $A = \{l_1, \dots, l_n\}$ — длины кодовых слов. На каждом шаге мы смотрим наше множество A и проверяем, нет ли непомеченной вершины на глубине l_i . Если есть, помечаем ее и удаляем l_i из множества. После того, как таких вершин не осталось, раздваиваем все непомеченные вершины и повторяем алгоритм, пока множество не останется пустым. Нетрудно убедиться, что если выполнено неравенство, то для каждой длины найдется слово, так как если мы в вершине на высоте h запишем 2^{-h} , то сумма в листьях будет 1. А у нас кодовым словам соответствуют помеченные вершины, которые являются листьями (это, к слову, важно для беспрефиксности). ■

Теорема 3.1.2 (Шеннон). Пусть есть множество Σ , и с вероятностью p_i получаем i -й символ. Тогда

$$\sum_i p_i |c_i| \geq H(p) \quad c_i \text{ — однозначно декодируемы.}$$

□

$$\begin{aligned} H(p) - \sum_i p_i |c_i| &= \sum_i p_i \log \frac{2^{-|c_i|}}{p_i} \leq && \text{(Неравенство Йенсена)} \\ &\leq \log \sum_i p_i \cdot \frac{2^{-|c_i|}}{p_i} \leq && \text{(Неравенство Крафта)} \\ &\leq 0 \end{aligned}$$

■

Теорема 3.1.3 (Шеннон). Существует такой код, что ^a

$$\sum_i p_i \cdot |c_i| \leq H(p) + 1.$$

^aЕдиница обязательно возникает, так как мы приводим непрерывную энтропию к дискретной величине

□ Угадаем длины кодов, чтобы выполнялось неравенство Крафта-Макмиллана. Пусть $|c_i| = \lceil \log \frac{1}{p_i} \rceil$,

$$\sum 2^{-|c_i|} = \sum 2^{-\lceil \log \frac{1}{p_i} \rceil} \leq \sum p_i \leq 1.$$

Заметим, что для таких длин выполняется неравенство на энтропию. А мы знаем, что если выполнено неравенство Крафта-Макмиллана, то существует код с заданными длинами кодовых слов. ■

3.2 Примеры эффективных кодов

3.2.1 Код Шеннона-Фано

Отсортируем вероятности по убыванию $p_1 \geq p_2 \geq \dots \geq p_n$. Затем уложим их в отрезок $[0, 1]$.

Разделим отрезок пополам и скажем, что слева кодовые слова начинаются с 0, справа с 1, а центральный p_i будет начинаться с нуля, если это p_1 , с единицы, если p_n , и, наконец, иначе выдираем любое значение.

Далее рекурсивно запускаемся на группе нулей и на группе единиц.

Когда остался один кусок, останавливаемся.

Теорема 3.2.1.

$$\sum_0^n p_i \cdot |c_i| \leq H(p) + \mathcal{O}(1), \quad n \rightarrow \infty, \quad \mathcal{O}(1) \approx 3 \text{ или } 5.$$

□ Упражнение со звездочкой. ■

3.2.2 Код Хаффмана

Опять отсортируем $p_1 \geq p_2 \geq \dots \geq p_n$. Возьмем p_{n-1} и p_n . Заменяем их на один символ с вероятностью $p_n + p_{n-1}$, теперь по индукции строим код для $n - 1$ символа.

Теперь если объединенному символу соответствовал код \bar{c} , то для p_{n-1} задаем код $\bar{c}0$, а для p_n код $\bar{c}1$.

Проверим, что $\sum_{i=1}^n p_i |c_i| \leq H(p) + 1$, причем для любого другого кода c'_i : $\sum_{i=1}^n p_i |c_i| \leq \sum_{i=1}^n p_i |c'_i|$.

Достаточно доказать второе, а потом сравнить с кодом, который нам дает теорема Шеннона (1.5.3), и получить нужное неравенство.

Рассмотрим набор c'_1, \dots, c'_n . Будем считать, что этот код префиксный, так как мы научились любой декодируемый код переделывать в префиксный с той же длиной кодовых слов.

- Шаг 1. Возьмем два минимальных c'_{n-1} и c'_n . Заметим, что можно поменять их с символами максимальной длины c'_i и c'_j , при этом средняя длина кода не увеличится. Значит, перестроили так, что код не ухудшился и c_n, c_{n-1} соответствуют символам с самой маленькой вероятностью и самой большой длиной кодовых слов.
- Шаг 2. Изучим коды c'_{n-1} и c'_n . Пусть они не имеют вид $\bar{v}0$ и $\bar{v}1$. Пусть $|c'_{n-1}| \leq |c'_n|$. Посмотрим на c'_{n-1} : не умаляя общности он будет заканчиваться на 0 ($c'_{n-1} = \bar{s}0$). Заменяем c'_n на $s1$. Что при этом могло сломаться? Так как наш код префиксный, нам нужно проверить, что он префиксным и остался. Заметим, что так как $c'_{n-1} = \bar{s}0$, префиксов s нет среди кодовых слов. Единственная проблема тогда: среди кодовых слов может быть само $\bar{s}1$. Тогда поступим следующим образом. Заменяем c'_n на слово длины $|s| + 1$, а затем поменяем его местами с кодовым словом равным $\bar{s}1$. Почему мы можем найти новое слово подходящей длины? Воспользуемся неравенством Крафта-Макмиллана. Для целого q верно $\sum 2^{-|c_i|} = \frac{q}{2^{|c_{n-1}|}} + \frac{1}{2^{|c_n|}} \leq 1$. Но раз q целое, $\frac{q+1}{2^{|c_n|}} \leq 1$. То есть мы уменьшили среднюю длину кода, сохранив при этом неравенство Крафта-Макмиллана. Значит, перестроили так, что средняя длина кода не увеличилась и $c_{n-1} = \bar{v}0$, а $c_n = \bar{v}1$.
- Шаг 3. Заменяем c_{n-1} и c_n на один символ с кодовым словом v . И применим предположение, что код Хаффмана оптимален для алфавита из $n - 1$ символа. Тогда, раскрыв обратно, получим, что код Хаффмана оптимален и для n .

3.3 Арифметическое кодирование

Уложим вероятности аналогично на отрезок, при этом не обязательно в порядке убывания.

Назовем **стандартным** интервал $[\overline{0.v0}, \overline{0.v1})$. Найдем максимальный стандартный интервал в отрезке $[p_1 + \dots + p_{i-1}, p_1 + \dots + p_i]$. Тогда v будет кодом i -ого символа. Заметим, что такой код будет префиксным, так как отрезки не пересекаются.

□ Если рассмотреть отрезок $[a, b]$, есть стандартный интервал длиной $\frac{b-a}{8}$. Упражнение

Лекция 4
22 April

3.4 Кодирование с ошибками

Пусть есть алфавит Σ размером k , 'кодер' $E: [k]^n \rightarrow \{0, 1\}^{L_n}$ и 'декодер' $D: \{0, 1\}^{L_n} \rightarrow [k]^n$.

Пусть есть распределение на буквах p_1, p_2, \dots, p_k .¹

Обозначим $\varepsilon_n := \Pr[D(E(x)) \neq x]$, где $|x| = n$. Хотим $\varepsilon_n \rightarrow 0$.²

Теорема 3.4.1. Если $L_n > \lceil hn \rceil$ и $h > H(p)$, то кодирование есть. Если $L_n < \lceil hn \rceil$ и $h < H(p)$, то $\varepsilon_n \rightarrow 1$.

□ Будем называть код W δ -типичным, если

$$\forall i \left| n \frac{i}{n} - p_i \right| \leq \delta, \quad n_i = \# \text{входа буквы}.$$

Зафиксируем $\delta = n^{-0.02}$.

- Докажем, что можем закодировать такие типичные слова в первой части. Пусть X_{ij} — характеристическая функция того, что в слове на позиции j находится буква i .

Также рассмотрим $X_i = \sum_j X_{ij}$ и применим неравенство Чебышева:

$$\Pr[|X_i - \mu| \geq \delta n] \leq \frac{\text{Var}[x_i]}{(\delta n)^2} = \frac{np_i(1-p_i)}{(\delta n)^2} = \mathcal{O}\left(\frac{1}{\delta^2 n}\right)^3.$$

Так как букв константное количество, вероятность нетипичности все равно останется очень маленьким и будет стремиться к нулю.

Теперь докажем, что типичных слов не очень много. Количество слов, где буквы встречаются в количествах n_1, \dots, n_k равно

$$N = \frac{n!}{n_1! \cdot \dots \cdot n_k!}.$$

$$\begin{aligned} \log N &= && \text{(так как } n! = \text{poly}(n) \left(\frac{n}{e}\right)^n) \\ &= \log \left(\left(\frac{n}{n_1}\right)^{n_1} \cdot \left(\frac{n}{n_2}\right)^{n_2} \cdot \dots \cdot \left(\frac{n}{n_k}\right)^{n_k} \right) + \mathcal{O}(\log n) = \\ &= \sum n_i \log \frac{n}{n_i} + \mathcal{O}(\log n) = && (n_i \text{ по определению}) \\ &= n \sum (p_i + \delta_i) \cdot \log \frac{1}{p_i + \delta_i} + \mathcal{O}(\log n) \\ &&& (|\delta_i| < \delta, \text{ так как типичное, } \delta_i \text{ — отклонение } i\text{-ой буквы в языке)} \end{aligned}$$

¹считаем, что слово состоит из независимых букв

²если сделать равенство, то особого сжатия не будет

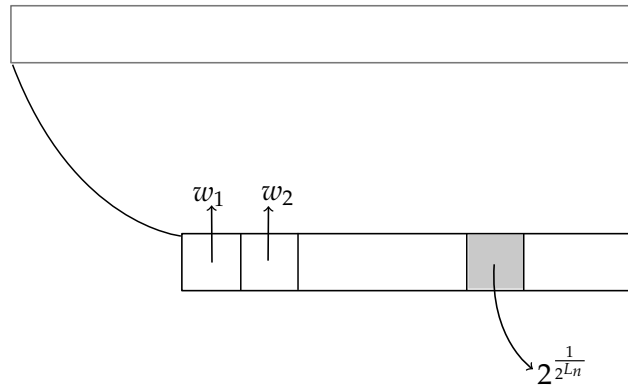
Теперь оценим число типичных слов

$$\begin{aligned}
 \log(\#(\delta\text{-типичных слов})) &\leq \\
 &\leq \log\left(n^k \cdot \max_{\delta_i} N\right) \leq \\
 &\leq \max_{\delta_i} H(p_1 + \delta_1, p_2 + \delta_2, \dots) \cdot n + \mathcal{O}(\log n) = \quad (\text{Переход за кадром}^4) \\
 &= nH(p) + \mathcal{O}(\delta \cdot n)
 \end{aligned}$$

Если теперь кодер может отобразить инъективно все типичные слова в набор битовых слов длины hn , при этом ошибаться он будет на нетипичных, количество которых стремится к нулю.

- Во второй части докажем, что мы не сможем закодировать все типичные слова.

Покажем, что вероятность того, что мы выкинем δ -типичное слово очень мала. Пусть $L_n \leq hn$.



Посмотрим на любое кодовое распределение слов. Покажем, что вероятность по нашему определению для δ -типичных слов больше, чем $\frac{1}{2^{L_n}}$.

$$\begin{aligned}
 \Pr[w] &= p_1^{n_1} \cdot p_2^{n_2} \cdot \dots \cdot p_k^{n_k} = \\
 &= 2^{-\sum_{i=1}^k (p_i + \delta) \log \frac{1}{p_i} n} \leq \\
 &\leq 2^{-H(p)n + \mathcal{O}(\delta n)}
 \end{aligned}$$

С какой вероятностью декодер декодер ответит правильно?

$$\Pr[\text{правильного ответа}] \leq 2^{L_n} \cdot \max_w \Pr[w] \leq 2^{((L_n - H(p)) \cdot n + \mathcal{O}(\delta n))} \rightarrow 2^0.$$



Chapter 4

Коммуникационная сложность

Пусть у нас есть два игрока: Алиса и Боб. Они могут отправлять друг другу сообщения и хотят посчитать функцию (или отношение) $f: X \times Y \rightarrow \mathcal{O}$.

4.1 Модели

4.1.1 Детерминированная модель

Формализуем это в виде бинарного дерева.

В вершинах будем записывать ходящего игрока, в листьях результаты вычислений.

Левое ребро обозначает сообщение 0, а правое — 1.

Обозначение. $D(f)$ — минимальная глубина дерева.

4.1.2 Вероятностная модель

Теперь Алиса и Боб могут подбрасывать монетки. Либо эти монетки (оракулы) публичны (оба видят значения), либо приватными (тогда никто не видит, кроме пользователя).

Так как Алиса или Боб в случае публичного оракула, они могут закрыть глаза на сообщения другого, поэтому публичный протокол не меньше приватного.

Скажем, что **протокол отработал корректно**, если

$$\forall x, y: \Pr_r[\pi(x, y) = f(x, y)] \geq \frac{2}{3}, \quad \pi(x, y) \text{ — результат работы.}$$

Обозначение. $R_{\frac{2}{3}}^{pub}$ — аналогично оптимальная высота.

4.2 Нижние оценки для детерминированного случая

Пусть наша функция $f: X \times Y \rightarrow \mathcal{O}$. Запишем для нее коммуникационную матрицу M размера $|X| \times |Y|$, где $M_{x,y} = f(x, y)$.

Рассмотрим $R_v \subseteq X \times Y: (x, y) \in R_v \iff$ протокол приводит в v .

Лемма 2. $R_v = X_v \times Y_v$ — прямоугольник.

□ Пусть (x, y) и (x', y') принадлежат R_v . Тогда (x, y') и (x', y) тоже принадлежат R_v , так как $a(x) = a(x')$ и $b(y) = b(y')$.

А из этого следует, что это комбинаторный прямоугольник. ■

□ Посмотрим на картинку. Пусть Алиса перешла по какому-то ребру. Вся таблица разделилась на две части.

$a_v(x) = 0$		$a_r(x) = 0$	
$a_v(x) = 0$		$a_r(x) = 1$	

И так далее. ■

В прямоугольнике для листа у всех элементов одинаковый ответ. То есть исходную матрицу можно разбить на комбинаторные прямоугольники, причем они естественно не пересекаются.

Хотим показать оценку на количество таких прямоугольников.

4.3 Метод ранга

Разбирался на практике:

$$\text{rk}_R(M_f) \leq \# \text{одноцветных прямоугольников в разбиении.}$$

Здесь f — функция.

Для функции $\text{EQ} =: \{0, 1\}^n \times \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$, будет диагональная матрица. Поэтому одноцветных прямоугольников будет не меньше 2^n , а тогда коммуникационная сложность хотя бы n .

4.4 Fooling Set

Рассмотрим коммуникационную матрицу. Пусть мы хотим выбрать некоторое множество

$$S = \{(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots\},$$

такое что каждая пара точек не лежит в одном прямоугольнике.

Если две клетки в одном прямоугольнике, оставшиеся вершины тоже лежат в нем.

Тогда нужно для всех $i, j, i \neq j$ либо (x_i, y_j) , либо (x_j, y_i) покрашена в другой цвет.

Для EQ легко получить ту же оценку. Плюс, как как нужен хотя бы один лист для нуля, n не хватит, следовательно, $D(\text{EQ}) = n + 1$.

Теорема 4.4.1. Если существует Fooling set размера s , то $\text{rk}_R s \geq s$.

4.4.1 Пример, не соответствующий никакому протоколу

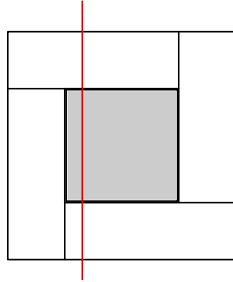


Figure 4.1: bad recd

Пусть χ — минимальное число одноцветных прямоугольников в разбиении.

Теорема 4.4.2 (GPW, 16). Существует f для которой

$$D(f) \geq \log^{2-\varepsilon} \chi(M_f).$$

□ Без доказательства



4.5 Связь со схемами

Теорема 4.5.1 (Шеннон). Существует $f: \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$, такая что $L(f) \geq \Omega\left(\frac{2^n}{n}\right)$, где L — оптимальный размер схемы.

□ Всего функций такого вида 2^{2^n} , так как можно задать таблицей истинности.

Посчитаем число схем. Это ациклический граф и то, что записано в его узлах.

Пусть каждая вершина (S штук) выбирает себе двух предков. Так же в каждую вершину нужно что-то записать и на ребре можно ставить отрицание: хватит 3 бита. Еще есть входные данные (n штук).

Итого: $2^{S \cdot 2(\log S + \log n) + 3S}$.

Схем должно быть не меньше количества функций

$$2^{S \cdot 2(\log S + \log n) + 3S} \geq 2^{2^n}.$$

Отсюда получаем нужное неравенство.

Открытый вопрос: Можно ли предъявить $f \in \text{NP}$, что $L(f) \geq 10n$

4.6 KW_f

Пусть нам дана $f: \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$.

Алиса получает число $x \in f^{-1}(1)$, а Боб $y \in f^{-1}(0)$. Его цель

Теорема 4.6.1 (Karchmer-Wigderson, 1990). $L(f)$ — размер минимальной формулы для f , тогда $L(f)$ — размер минимального протокола для RW_f

□

1 \implies 2 Нарисуем дерево вверх корнем. Также спустим все отрицания к листьям. Пусть в узле считается функция $f = g \vee h$, где g и h — соседи f .

Тогда $f(x) = 1$, $f(y) = 0$ и $f(y) = 0$. Пусть Алиса посылает информацию, где 1, то есть куда нам нужно спуститься. Далее Боб делает аналогично.

2 \implies 1 Пусть у нас есть некоторый протокол для игры. Это некоторое дерево. Обозначим за $R_v := X_v \times Y_v$ — прямоугольник входов для вершины v , из которых мы получаем v .

Мы хотим построить $f: \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$.

Будем подниматься снизу и строить формулу по протоколу. Обозначим за f_v построенную формулу в вершине v . Хотим получить следующие свойства для формулы: $f_v(X_v) = 1$ и $f_v(Y_v) = 0$.

Если они выполняются, то $\forall x \in X_v: f(x) = 1$ и $\forall y \in Y_v: f(y) = 0$.

В корне $f = f_r$.

- Если мы в листе l . Здесь написан некоторый ответ. То есть $\forall x \in X_l \forall y \in Y_l: x_i \neq y_i$.

Тогда либо $\forall i: x_i = 0 \wedge y_i = 1$, либо наоборот.

В качестве $f_l(z)$ можем в первом случае взять $\neg z_i$, во втором z_i .

- Теперь мы находимся в вершине v с потомками a и b .

Если ходит Алиса, то прямоугольник R_v разрезается на R_a и R_b горизонтально (если Боб, то наоборот вертикально).

У нас уже есть две функции f_a и f_b , построенные по предположению индукции. $\forall y \in Y_v: f_a(y) = f_b(y) = 0$, так как $Y_v = Y_a = Y_b$.

А так как $X_v \subseteq X_a \cup X_b$, $\forall x \in X_v$ либо $f_a(x) = 1$, либо $f_b(x) = 1$.

Поэтому нам подходит $f_v := f_a \vee f_b$.

Если же ходит Боб нужно будет сделать конъюнкцию.

■

4.7 Теория информации в коммуникационной сложности

4.7.1 Подсчет функции индексов

Определим

$$\text{Ind}: [n] \times \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}, \quad \text{Ind}(x, y) = y_x.$$

Алиса и Боб хотят посчитать эту величину, причем x у Алисы, а y у Боба.

Пусть сообщения идут только от Боба до Алисы. Несложно понять, что Бобу придется послать всю информацию.

Теперь предположим, что они хотят, чтобы Алиса посчитала Ind верно с вероятностью $\frac{1}{2} + \delta$, если x и y выбираются равномерно. Очевидно, для $\delta = 0$, просто ничего не нужно пересылать. А вот для других положительных значений все испортится.

Пусть $M(y)$ — случайная величина.

$$\begin{aligned}
 I(M : y) &= & (\text{Chain rule}) \\
 &= \sum_i I(M : y_i \mid y_{<i}) = \\
 &= \sum_i H(y_i \mid y_{<i}) - H(y_i \mid M, y_{<i}) = & (y_i \text{ независимы}) \\
 &= \sum_i H(y_i) - H(y_i \mid M, y_{<i}) \leq & (\text{Выкинули часть условий}) \\
 &\leq \sum_i H(y_i) - H(y_i \mid M) = \\
 &= \sum_i I(M : y_i)
 \end{aligned}$$

Покажем, что полученная сумма большая.

Зафиксируем i и распишем по определению взаимной информации:

$$\begin{aligned}
 I(M : y_i) &= H(y_i) - H(y_i \mid M) = & (H(y_i) = 1) \\
 &= 1 - \mathbb{E}_m (H(y_i \mid M = m_i, x = i)) = \\
 &= \sum_i 1 - H(r_m^i) = \\
 &= n - n \sum_i \frac{1}{n} H(\mathbb{E}(r_m^i)) = \\
 &= n \cdot (1 - H(\mathbb{E}_{m,i}(r_m^i))) \leq \\
 &\leq n \cdot (1 - H(\frac{1}{2} - \delta)) = \\
 &= \Omega(\delta^2 n)
 \end{aligned}$$

Здесь r_m^i — характеристическая функция ошибки $M = m, x = i$.

Чтобы алгоритм был корректен, $\mathbb{E}_{i,m}(r_m^i) \leq \frac{1}{2} - \delta$.

Теперь $\log|M| \geq H(M) \geq \Omega(\delta^2 n) \leq \delta n$.

$$\frac{1}{2}(1 - 2\delta) + o \leq 2\delta n.$$

Определение 4

Пусть μ — мера на $X \times Y$.

$$\text{IC}_\mu^{\text{ext}} := I(\pi(x, y) : (X, Y)).$$

$$\text{IC}_\mu^{\text{int}} := I(\pi(x, y) : X \mid Y) + I(\pi(x, y) : Y \mid X).$$

Теорема 4.7.1. $D(\pi) \geq \text{IC}_\mu^{\text{ext}}(\pi) \geq \text{IC}_\mu^{\text{int}}$

□ Первое неравенство очевидно. Второе докажем потом. ■

Теорема 4.7.2 (Храпченко). $L(\text{XOR}) \geq \Omega(n^2)$

□ ...

■ Докажем $I(\pi : x, y) \geq I(\pi : x \mid y) + I(\pi : y \mid x)$.

Если оставить только одно слагаемое, слева останется $H(\pi) - H(\pi \mid x, y)$, а справа $H(\pi \mid y) - H(\pi \mid x, y)$, которое точно не больше.

Пусть π_i – префикс π , то есть то, что Алиса и Боб отправили за i -ый раунд (i -ый бит).

$$I(\pi : x, y) = \sum_i I(\pi_i : x, y \mid \pi_{<i})$$

Аналогично попробуем нарезать слагаемые правой части:

$$I(\pi : x \mid y) = \sum_i I(\pi_i : x \mid y, \pi_i)$$

$$I(\pi : y \mid x) = \sum_i I(\pi_i : y \mid x, \pi_i)$$

Вход Боба первое слагаемое «равно нулю»¹, так как π_i определяется y -ом. Аналогично «второе равно» нулю, когда ходит Алиса. Поэтому каждый раз неравенство сохраняется.

Чтобы исправить скрытую фундаментальную ошибку распишем через матожидания

$$I(\pi : x, y) = \sum_i \mathbb{E}_m I(\pi_i : x, y \mid \pi_{<i} = m)$$

$$\mathbb{E} I(\pi : x \mid y) = \sum_i \mathbb{E}_m I(\pi_i : x \mid y, \pi_i = m)$$

$$\mathbb{E} I(\pi : y \mid x) = \sum_i \mathbb{E}_m I(\pi_i : y \mid x, \pi_i = m)$$

Это уже корректное утверждение.

¹Это и есть баг, на самом деле это случайная величина

Chapter 5

Колмогоровская сложность

5.1 Определения

Пусть F — вычислимая декодирующая функция. Определим $K_F(x) := \min\{|p| \mid F(p) = x\}$. Это «критерий сжимаемости» функции F .

Будем считать, что F не хуже G , если $\forall x K_F(x) \leq K_G(x) + c_{FG}$.

Назовем способ описания (функцию) оптимальным, если она не хуже всех остальных.

Теорема 5.1.1. Существует оптимальный способ описания.

Определение 5

Колмогоровская сложность для x — $K(x) := K_U(x)$, где U — оптимальный способ описания.

Свойства. 1. $K(x) \leq |x| + c$, так как можно взять $K_{id}(x) = |x|$

2. $K(XX) \leq |x| + c$, можно взять описание $F(p) = pp$

3. Пусть Gx не более p единиц, тогда $K(x) \leq H(p) \cdot |x| + c$.

Можем взять $F(p) = p$ -ое слово с не более p единицами.

$$\sum_{i=0}^n \binom{i}{n} \leq 2^{H(p)n}.$$

Теорема 5.1.2. Пусть M — всюду вычислимая функция. Если $M(x) \leq K(x)$ и $\forall c \exists x: M(x) \geq c$, то M не вычислима.

□ Зафиксируем c . Найдем x_c — первое слово, где $M(x_c) \geq c$. Так как M вычислима всюду, определено $F(c)$. Тогда из $F(c) = x_c$ следует, что $K(x) \leq \log c + c_0$ по определению. ■

Следствие 1. У почти всех слов колмогоровская сложность равна $n - \text{const}$.

5.2 Применение

Мы лишаемся вычислимости, поэтому мы лишаемся практических применений, как с энтропией. Но есть математическое применение, так как это оптимальный алгоритм.

Можно доказать, что одноленточная машина Тьюринга, копирующая вход будет работать $\Omega(|x|^2)$.

5.3 Условная сложность

$$K(x | y) = K_U(x | y).$$

Это способ описания, который может еще использовать y : $K_F(x | y) := \min\{|p| \mid F(p, y) = x\}$. Аналогично U — оптимальный способ описания¹.

Замечание. $K(x) = K(x | \emptyset) + \text{const}$

$$K(x, y) := K(\langle x, y \rangle) \quad \langle \cdot, \cdot \rangle — \text{какая-то кодировка пары.}$$

Свойства. 1. $K(x | y) \leq K(x) + \mathcal{O}(1)$

$$2. K(x, y) \leq K(x) + K(y | x)$$

Теорема 5.3.1 (Колмогоров, Левин). $K(x, y) = K(x) + K(y | x)$

□ В одну сторону по свойству. Пусть $n = K(x, y)$ Пусть $S := \{(a, b) \mid K(a, b) \leq n\}$,

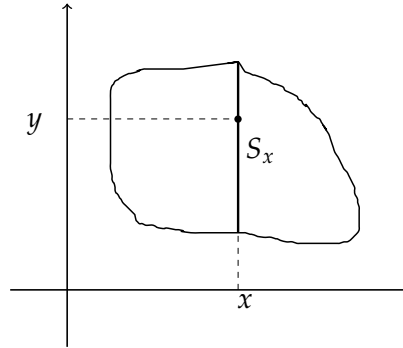


Figure 5.1: kolmo thm

$$K(y | x) \leq \underbrace{\log |S_x|}_m + \mathcal{O}(\log n).$$

Рассмотрим все x , для которых $\log |S_x| \geq m$. Таких не более 2^{n-m+1} , так как мы знаем, что $K(x, y) = n$, то внутри множества размером 2^n , есть элемент с большой сложностью, теперь множество S по размеру не более 2^{n+c} , но так как в одном сечении не более 2^m , получаем 2^{n-m+c} .

Тогда $K(x) \leq n - m$. Если мы подставим в неравенство выше, то получим то, что хотели. ■ Конец.

¹Упражнении — аналогично доказать существования