

# Дискретная математика. Теория

Александр Сергеев

## 1 Булевы функции

*Множество* - структура, связанная с своими элементами отношением принадлежности или не принадлежности.  
(Не является определением)

Элементы множества принадлежат некоторому универсуму  $U$ .

Операции над множествами:

1.  $A \cup B$  - Объединение
2.  $A \cap B$  - Пересечение
3.  $A \setminus B$  - Вычитание
4.  $A^c$  - Дополнение
5.  $A \triangle B$ ;  $A \oplus B$  - Исключающее объединение
6.  $A \times B$  - Декартово произведение
7.  $A^k$  - Декартова степень (вектор)

Свойства декартова произведения:

1. Можно считать, что  $A \times A \times A = (A \times A) \times A = A \times (A \times A)$
2.  $A^0 = \{()\} = \text{void}$

Отношения множеств:

1.  $A \subset B$  - включает

2.  $A \subseteq B$  - включает или равно(эквивалентно первому в некоторых нотациях)
3.  $A = B$  - равенство

## 2 Отношения множеств. Бинарные отношения

Бинарные отношения - множества пар элементов, которые находятся в отношениях.

Пусть  $R$  - бинарное отношение.  
 $R \subset A \times B$

$a$  и  $b$  находятся в отношении  $R \Leftrightarrow (a, b) \in R \Leftrightarrow a R b$

*Полное отношение* - отношение  $U^2$ .

*Парадокс Рассела(парадокс брадобрея):*

Пусть  $A = \{X : X \notin X\}$

Парадоксальность:

$A \in A \Rightarrow A \notin A$

$A \notin A \Rightarrow A \in A$

## 3 Функции(Отношения)

Функции  $\subset$  Отношения

$B^A$  - множество функций из  $A$  в  $B$

$f \subset A \times B$

$\forall a \in A \quad \exists! b \in B : (a, b) \in f$  - функция(график)

*(Комментарий к обозначению  $B^A$ : каждому элементу  $A$  соответствует один из элементов  $B$ . Тогда одна функция задается одной парой из  $B^{|A|}$ )*

Инъекция:  $x \neq y \Rightarrow f(x) \neq f(y)$

Сюръекция:  $\forall y \exists x : f(x) = y$

Биекция = Инъекция  $\wedge$  Сюръекция

Свойства отношений:

1.  $\forall a : a R a$  - Рефлексивные
2.  $\forall a : \overline{a R a}$  - Антирефлексивные
3.  $a R b \Rightarrow b R a$  - Симметричные
4. если  $a \neq b$ , то  $a R b \Rightarrow \overline{b R a}$  - Антисимметричные  
 $a R b \wedge b R a \Rightarrow a = b$
5.  $a R b, b R c \Rightarrow a R c$  - Транзитивные
6. Рефлексивное  $\wedge$  Симметричное  $\wedge$  Транзитивное = Отношение эквивалентности
7. Рефлексивное  $\wedge$  Антисимметричное  $\wedge$  Транзитивное = Частичный порядок (Множество - частично упорядоченное множество/ч.у.м./p.o.set/poset.  
Линейный порядок -  $\forall a, b \ a R b \vee b R a$ )

### Теорема

Пусть  $A$  - множество,  $R$  - отношение эквивалентности на  $A$ .

Тогда  $\exists$  множество  $A/R$  классов эквивалентности:  $A/R = \{B | B - \text{подмножество } A \text{ не пересекающееся}, x R y \Leftrightarrow \exists B \in A/R : x \in B \wedge y \in B\}$ .

### Определение

$$R \subset A \times B$$

$$S \subset B \times C$$

Композиция отношений  $T = R \circ S = RS : a T b \Leftrightarrow \exists c : a R c \wedge c S b$

$$R^n = R \circ R^{n-1}; R^0 = I$$

$$R^* = \bigcup_{k=0}^{\infty} R^k \text{ - рефлексивно-транзитивное замыкание}$$

$$R^+ = \bigcup_{k=1}^{\infty} R^k \text{ - транзитивное замыкание}$$

### Теорема

Пусть  $K$  - множество всех транзитивных отношений на  $A$ , содержащих  $R$ .

$$\bigcap_{S \in K} S = \text{TrCl } R.$$

Тогда  $\text{TrCl } R = R^+$

### Доказательство

Докажем  $\text{TrCl } R \subset R^+$ .

$$aR^+b, bR^+c \Rightarrow aR^ib, bR^jc \Rightarrow aR^{i+j}c \Rightarrow aR^+c$$

$$R \subset R^+.$$

Тогда  $R^+ \in K \Rightarrow \text{TrCl } R \subset R^+$

Докажем  $R^+ \subset \text{TrCl } R$ .

$$\forall S \in K, R^+ \subset S$$

По индукции докажем  $\forall k \geq 1 R^k \subset S$  :

$$1. R \subset S$$

$$2. aR^{k+1}b \Rightarrow \exists c : aR^k c \wedge cRb \Rightarrow aSc \wedge cSb \Rightarrow a\S b. \text{ Отсюда } R^{k+1} \subset S \Rightarrow$$

$$\bigcup_{k=1}^{\infty} R^k \subset S \Rightarrow R^+ \subset S \Rightarrow R^+ \subset \bigcap_{S \in K} S.$$

Из 1 и 2  $\text{TrCl } R = R^+$ , ч.т.д.

### Определение

Функциональное отношение  $R : R^T R = I$ , где  $I$  - отношение равенства.

Функциональное отношение  $R : a R b_1 \wedge a R b_2 \Leftrightarrow b_1 = b_2$ .

## 4 Булевы функции

$$\mathbb{B} = 0, 1$$

$f : \mathbb{B}^n \rightarrow \mathbb{B}$  -  $n$ -арная булева функция.

## 4.1 Унарные функции

$\mathbb{0}_n$  - тождественный 0:  $\forall b_1, \dots, b_n \mathbb{0}_n(b_1, \dots, b_n) = 0$

$\mathbb{1}_n$  - тождественный 1:  $\forall b_1, \dots, b_n \mathbb{1}_n(b_1, \dots, b_n) = 1$

id:  $\forall b \text{ id}(b) = b$

$\neg$  - отрицание:  $\forall b \neg b = 1 - b$

## 4.2 Бинарные функции

$x$	$y$	$\mathbb{0}$	$\wedge$	$\leftrightarrow$	$x$	$\nleftrightarrow$	$y$	$\oplus$	$\vee$	$\downarrow$ (nor)	$\equiv$	$\bar{y}$	$\leftarrow$	$\bar{x}$	$\rightarrow$	$\uparrow$	$\mathbb{1}$
0	0	0	0	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1	1	1
0	1	0	0	0	0	1	1	1	1	0	0	0	0	1	1	1	1
1	0	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1	0	0	1	1
1	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1

## 4.3 Тернарные функции

$< x \ y \ z >$  - медиана(возвращает 1 при 2 и более единицах)

$x ? y : z$  - переключатель

## 4.4 Формулы

### Определение

*Замыкание множества  $A$*  - множество функций, которые можно получить с помощью композиции и подстановки функций из  $A$

### Определение

*Базис или полная система связок* - система связок, с помощью которой можно задать любую функцию.

### Определение

*Канонический базис* - базис  $\{\vee, \wedge, \neg\}$

### Определение

*Совершенная дизъюнктивная нормальная формула* - формула, вида  $f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \dots \vee \dots \vee \dots$ , где мы добавляем  $\dots \wedge \neg x_j \wedge \dots \wedge x_i \wedge \dots$  в формулу, если  $f(\dots, x_j = 0, \dots, x_i = 1, \dots) = 1$

### Определение

Множество булевых функций  $A$  полное, если любую булеву функцию  $f$

можно выразить через элементы  $A$ .

**Лемма**

$A$  и  $B$  - множество булевых функций.

$f$  можно выразить через  $A$ .

$\forall g \in A$   $g$  можно выразить через  $B$ .

Тогда  $f$  можно выразить через  $B$ .

**Следствие**

$A$  - базис.

$\forall \phi \in A$   $\phi$  можно выразить через  $B$ .

Тогда  $B$  - базис.

## 4.5 Классы Поста

1.  $F_0$  - сохраняющие 0.  $\{f \mid f(0, \dots, 0) = 0\}$
2.  $F_1$  - сохраняющие 1.  $\{f \mid f(1, \dots, 1) = 1\}$
3.  $F_s$  - самодвойственные функции.  $\{f \mid \neg f(\neg x_1, \dots, \neg x_n) = f(x_1, \dots, x_n)\}$
4.  $F_m$  - монотонные функции.  $\{f \mid (\forall i \ x_i \leq y_i) \Rightarrow f(x_1, \dots, x_n) \leq f(y_1, \dots, y_n)\}$
5.  $F_l$  - линейная функция.  $\{f \mid f - \oplus \text{ от некоторых } x_i \text{ и } 1\}$

Если все функции  $A$  принадлежат к некому классу поста  $F_*$ , то все функции, которые можно выразить через  $A$ , принадлежат  $F_*$ .

**Определение**

Запись функции через  $\{\oplus, \wedge, 1\}$  - *Полином Жегалкина*.

Запись хог-ов конъюнкций - *Канонический вид полинома Жегалкина*.

**Теорема**

У любой булевой функции, кроме тождественного нуля, существует единственный канонический полином Жегалкина.

**Доказательство**

Он существует, т.к.  $\{\oplus, \wedge, 1\}$  - базис.

Слагаемых  $2^n$  от количества аргументов  $n$ . Каждое слагаемое может входить или не входить в полином. Тогда канонических полиномов Жегалкина  $2^{2^n}$ , включая пустой. Всего булевых функций тоже  $2^{2^n}$ . Тогда между

полиномами Жигалкина и булевыми функциями биекция, ч.т.д.

**Теорема(Поста о полной системе функций)**

Пусть  $A \not\subseteq F_0, F_1, F_s, F_l, F_m$ . Тогда  $A$  - базис.

**Доказательство**

Пусть  $f_0(0, \dots, 0) = 1$ .

$$\begin{aligned} 1. \quad & f_0(1, \dots, 1) = 1 \\ & f_0(x, \dots, x) = \mathbb{1} \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} 2. \quad & f_0(1, \dots, 1) = 0 \\ & f_0(x, \dots, x) = \neg x \end{aligned}$$

Пусть  $f_1(1, \dots, 1) = 0$ .

$$\begin{aligned} 1. \quad & f_1(0, \dots, 0) = 0 \\ & f_1(x, \dots, x) = 0 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned} 2. \quad & f_1(0, \dots, 0) = 0 \\ & f_1(x, \dots, x) = \neg x \end{aligned}$$

Тогда по случаям:

аа.  $\mathbb{1}, \mathbb{0}$

Если  $f_m$  не монотонная.

Пусть  $x_i \leq y_i$ .

Тогда  $f_m(x_0, \dots, x_n) = 1$

$f_m(y_0, \dots, y_n) = 0$

Будем постепенно заменять  $x_i$  на  $y_i$ , начиная с 1 и до n. В какой-то момент функция сменит значение с 1 на 0. Тогда есть случай, когда

$$f_m(y_1, y_2, \dots, y_{i-1}, x_i, x_{i+1}, \dots, x_n) = 1$$

$$f_m(y_1, y_2, \dots, y_{i-1}, y_i, x_{i+1}, \dots, x_n) = 0.$$

Тогда возьмем функцию  $\neg a = f_m(y_1, y_2, \dots, y_{i-1}, a, x_{i+1}, \dots, x_n)$ , взяв  $y_1 \dots y_{i-1}$  и  $x_{i+1} \dots x_n$  в качестве констант

аб.  $\mathbb{1}, \neg, \mathbb{0} = \neg \mathbb{1}$

ба.  $\mathbb{0}, \neg, \mathbb{1} = \neg \mathbb{0}$

бб.  $\neg$

Пусть  $f_s(x_1, \dots, x_n) = f_s(\neg x_1, \dots, \neg x_n)$  - не самодвойственная функция.

Тогда найдем нарушение самодвойственности. К примеру,  $f_s(0, 0, 1, 1, 0) = f_s(1, 1, 0, 0, 1)$ . Тогда  $f_s(\neg x, \neg x, x, x, \neg x) = \text{const}$ . Тогда мы получили 0 или 1, а через  $\neg$  и второе.

Далее. Возьмем нелинейную функцию  $f_l(x, y, \dots)$  и представим ее в виде полинома Жегалкина. По теореме такой полином единственный, а из нелинейности следует, что хотя бы один член имеет не менее двух аргументов. Выберем минимальный член с не менее 2 аргументами. Выберем первые два члена в нем. Остальные аргументы приравняем к 1, а те, что не вошли - приравняем к 0. Тогда мы получим один из вариантов

1.  $x \wedge y$ . Тогда  $f(x, y, \dots)$  - искомый "И".
2.  $(x \wedge y) \oplus 1$ . Тогда  $\neg f(x, y, \dots)$  - искомый "И".
3.  $(x \wedge y) \oplus x = x \wedge (y \oplus 1)$ . Тогда  $f(x, \neg y, \dots)$  - искомый "И".
4.  $(x \wedge y) \oplus y = y \wedge (x \oplus 1)$ . Тогда  $f(\neg x, y, \dots)$  - искомый "И".
5.  $(x \wedge y) \oplus x \oplus y = x \vee y$ . Тогда  $f(x, y, \dots)$  - искомый "ИЛИ".

...

Имея  $\{\wedge, \neg\}$  или  $\{\vee, \neg\}$ , можно получить канонический базис. Отсюда ч.т.д.

### Определение

$f$  - инволюция, если  $f = f^{-1}$

## 4.6 Схема их функциональных элементов

### Теорема о топологической сортировке

В ациклическом ориентированном графе существует нумерация, при которой вершины с меньшими номерами ведут только в вершины с большими номерами

### Лемма

В таком графе существует вершина, из которой не выходят ребра.

### Доказательство теоремы

Докажем по индукции:

1. Для  $n = 1$  верно



2. Для  $n > 1$ :

Рассмотрим  $n - 1$  вершину, исключая одну такую, из которой не выходят ребра. Пронумеруем их от 1 до  $n - 1$  в соответствии с утверждением. Добавим удаленную вершину, присвоив ей номер  $n$ . Из нее не выходят вершин и ее номер наибольший. Тогда утверждение верно, ч.т.д.

### Определение

Выберем базис связок  $F$

*Схема из функциональных элементов* - это ациклический ориентированный граф с кратными ребрами, в котором каждые входящие в вершину ребра пронумерованы.

СФЭ позволяют строить схемы функций.

Изначально у нас есть вершины  $x_1, \dots, x_n$  - аргументы нашей функции. Из аргументов идут ребра к вершинам, символизирующим функции из нашего базиса  $F$  (порядок входа ребер важен, количество входящих ребер соответствует количеству аргументов функции). Далее из любых вершин еще могут выходить ребра. Результат нашей функции символизируется одной из перечисленных вершин.

### Теорема

Любую функцию можно задать СФЭ.

#### Доказательство

СФЭ - дерево разбора, направленное снизу вверх с объединением листьев в  $n$  вершин.

Пусть  $\text{size}_A f$  - минимальное количество внутренних элементов СФЭ в схеме для  $f$  над базисом  $A$ .

### Теорема

Пусть  $A, B$  - базисы

Тогда  $\exists C \forall f \text{ size}_A f \leq C \cdot \text{size}_B f$

#### Доказательство

Построим СФЭ функции  $f$  в базисе  $B$ . Выразим все функции из  $B$  через  $A$ . Пусть  $C$  - максимальное количество элементов, которое мы использовали на одну функцию из  $B$ . Тогда одна вершина в исходной СФЭ заменилась не более чем на  $C$ . Тогда мы получили СФЭ из не менее  $C \cdot \text{size}_B f$ . Тогда  $\text{size}_A f \leq C \cdot \text{size}_B f$ , ч.т.д.

### Определение

*Глубина схемы* - максимальная длина пути в СФЭ.

Пусть  $\text{depth}_A f$  - минимальная глубина СФЭ в схеме для  $f$  над базисом  $A$ .

### Теорема

Пусть  $A, B$  - базисы

Тогда  $\exists C \forall f \text{ depth}_A f \leq C \cdot \text{depth}_B f$

## 4.7 Минутка АрхЭВМ

### 4.7.1 Линейный сумматор

*Полусумматор* -  $f(x_1, x_2) = (\text{carry} = x_1 \wedge x_2, \text{sum} = x_1 \oplus x_2)$

*Полный сумматор* -  $f(x_1, x_2, x_3) = (\text{carry} = \langle x_1 x_2 x_3 \rangle, \text{sum} = x_1 \oplus x_2 \oplus x_3)$

*Линейный сумматор* двоичных чисел можно построить каскадом сумматоров.

Размер -  $O(n)$ , глубина -  $\Omega(n)$

### 4.7.2 Двоичный каскадный сумматор

Рассмотрим  $f_i : c_{i+1} = f_i(c_i)$

$x$	$y$	$f$
0	0	$\mathbb{0} = \text{k(kill)}$
0	1	$\text{id} = \text{p(propagate)}$
1	0	$\text{id} = \text{p(propagate)}$
1	1	$\mathbb{1} = \text{g(generate)}$

Рассмотри  $f_1(f_2(x))$  (столбец -  $f_1$ , строка  $f_2$ ):

$f$	$k$	$g$	$p$
$k$	$k$	$g$	$k$
$g$	$k$	$g$	$g$
$p$	$k$	$g$	$p$

Отсюда

$$\dots kpp \dots p = k$$

$$\dots gpp \dots p = g$$

$$ppp \dots p = p$$

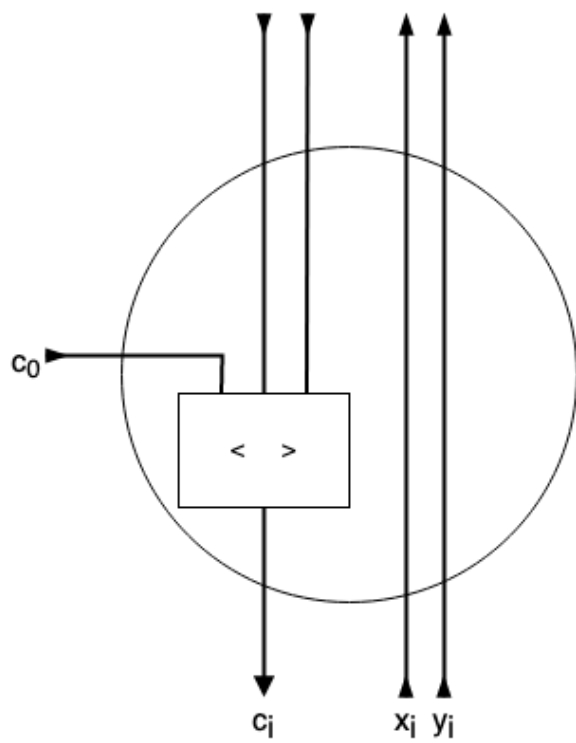
Пусть количество аргументов  $n = 2^m$

Построим двоичное полное дерево, которое отвечает за определенное количество битов.

Корень:



Лист:



Узел:



Здесь  $[o]$  является блоком композиции, работающим по таблице выше. Нетрудно заметить, что в итоге на  $i$ -ый лист поступит композиция функций вида  $f_{i-1} \circ f_{i-2} \circ \dots \circ f_0$

Тогда на выходах листьев мы получим  $c_0 \dots c_{n-1}$ . В корне же мы получим параметр Overflow, указывающий, произошло ли переполнение

Сложив каждый  $c_i$  с  $x_i$  и  $y_i$ , мы получим искомую сумму

Количество вершин  $2n - 1 = O(n)$

Глубина  $O(\log n)$

### 4.7.3 Вычитание

Чтобы выполнить вычитание  $x$  и  $y$ , нужно сделать сложение  $x + \bar{y} + 1$ .

Сложим  $x$  и  $\bar{y}$ , подав 1 на  $c_0$

#### 4.7.4 Умножение

Будем выполнять умножение первого числа на каждый разряд второго. В сумме блок, выполняющий это действие, будет иметь размер  $O(n^2)$ , и глубину  $O(1)$

Теперь научимся складывать имеющиеся  $n$  чисел

Сумматор 3 в 2 - устройство, сопоставляющее числам  $x, y, z$  числа  $u$  и  $v$  так, что  $x + y + z = v + u$  и имеющее размер  $O(n)$  и глубину  $O(1)$ . Таким сумматором является полный сумматор

*Дерево Уоллеса*

Циклически будем подавать тройки значений на сумматоры 3 в 2, получив в результате два числа, которые сложим

Размер -  $O(n^2)$

Глубина -  $O(\log n)$

В итоге мы получаем схему умножения  $x$  на  $y$ :

Первый блок генерирует  $n$  чисел вида  $x \wedge y_i \ll i$ , которые суммируем деревом Уоллеса

Суммарный размер  $O(n^2)$ , глубина  $O(\log n)$

### 4.8 Оценка размера представления функции

#### Теорема

Для любой булевой функции от  $n$  аргументов достаточно  $O(\frac{2^n}{n})$  или

Для любого базиса  $\exists C \forall 0 < \varepsilon < 1 \exists n_0$  : если  $n > n_0$  и используется  $< C \cdot \frac{2^n}{n}$  функциональных элементов, то можно реализовать  $\leq \varepsilon \cdot 2^{2^n}$  функций

#### Доказательство

Выберем базис  $B = \{\downarrow\}$

Рассмотрим линейную программу и рассмотрим сколько программ мы можем сделать

$$\begin{array}{ll} x_{n+1} = x_{i_1} \downarrow x_{j_1} & n^2 \text{ способов} \\ x_{n+2} = x_{i_2} \downarrow x_{j_2} & (n+1)^2 \text{ способов} \\ \vdots & \vdots \\ x_{n+k} = x_{i_k} \downarrow x_{j_k} & (n+k)^2 \text{ способов} \end{array}$$

Тогда количество функций  $\leq$  число программ  $\prod_{i=1}^k (n+i-1)^2 \leq (n+k)^{2k} =$   
 $2^{2k \log_2(n+k)} \leq 2^{3C \cdot 2^n} = (2^{2^n})^{3C}$   
 (\*) Пусть  $k = C \frac{2^n}{n}$   
 $2k \log_2(n+k) = \frac{2C \cdot 2^n}{n} \log_2(n + \frac{C \cdot 2^n}{n}) \leq \frac{2C \cdot 2^n}{n} \log_2(C \cdot 2^n) = \frac{2C \cdot 2^n (\log_2 C + n)}{n} =$   
 $\frac{d \cdot 2^n}{n} + 2c \cdot 2^n \leq 3C \cdot 2^n$   
 (т.к.  $\frac{d}{n} \rightarrow 0$ )

Доля функций, которые можно реализовать за менее  $O(\frac{2^n}{n})$ , стремится к 0

Теперь докажем, что  $C \cdot \frac{2^n}{n}$  достаточно для большинства функций

Рассмотрим  $s - k$ -разложение Лупанова

Пусть у нас есть функция от  $n$  аргументов

Назовем аргументы:  $f(x_1, \dots, x_k, y_1, \dots, y_{n-k})$

Построим прямоугольную таблицу истинности:

	0...00	0...01	...	1...11
0...00				
0...01				
...				
1...11				

Нарежем таблицу на горизонтальные полосы ширины  $s$ . Всего их  $p = \left\lceil \frac{2^n}{s} \right\rceil$

Теперь обнулим все полосы, кроме  $i$ -ой. Всего мы можем получить  $p \cdot 2^s$  функций (т.к. не более  $2^s$  вариантов столца высоты  $s$ ). Назовем такие функции  $g_{i,mask}$ , где  $mask$  - значения

$$f(x_1, \dots, x_k, y_1, \dots, y_{n-k}) = \bigvee_{i=1}^p g_{i,mask[y_1, \dots, y_{n-k}]}(x_1, \dots, x_k)$$

Возьмем демультиплексор, адресом для которого будут выступать  $x_1 \dots x_k$ .

На вход ему подадим единицу. Каждый выход будет соответствовать одной строчке в нашей таблице. Тогда 1 будет только на том выходе, которому соответствуют наши  $x_1 \dots x_k$ . На такой демультиплексор уйдет  $2^k$

элементов. Далее для каждой полосы соберем все возможные функции  $g$ , взяв от от всех строк данной полосы, на которых  $g$  равна 1. На одну такую функцию уйдет не более  $s$  операций от. Всего таких функций  $2^s$  на одну полосу, а полос  $\frac{2^k}{s}$ . Итого на все это уйдет  $s2^s \frac{2^k}{s} = 2^{s+k}$ . Далее для каждого набора  $y_1 \dots y_{n-k}$  объединим все  $g$  в один блок через от, которые соответствуют данному набору. Всего наборов  $2^{n-k}$ , а  $g - \frac{2^k}{s}$ . Отсюда на этот фрагмент уйдет  $\frac{2^n}{s}$  элементов. Потом с помощью мультиплексора, где адресом будет  $y_1 \dots y_{n-k}$ , выберем нужный нам набор. На это уйдет  $2^{n-k}$  элементов.

Обобщая:

1. Подадим 1 на выход демультиплексора, соответствующей строке  $x_1 \dots x_k$
2. Для каждой полосы  $i$  создадим функцию  $g_{i,m}$  для всех возможных уникальных  $m$
3. Для каждого набора  $y_1 \dots y_{n-k}$  объединим все функции  $g_{*,m} : m = \text{mask}[y_1 \dots y_{n-k}]$
4. Через мультиплексор выберем среди всех объединений то, что соответствует нашим  $y_1 \dots y_{n-k}$

Итого мы можем собрать схему за  $2^k + 2^{s+k} + \frac{2^n}{s} + 2^{n-k}$

Выберем  $\begin{cases} k = 2 \log_2 n \\ s = n - 3 \log_2 n \end{cases}$

Тогда  $\begin{cases} 2^k = n^2 \\ 2^{s+k} = \frac{2^n}{n} \\ \frac{2^n}{s} \geq \frac{2 \cdot 2^n}{n} \\ 2^{n-k} = \frac{2^n}{n^2} \end{cases}$

Тогда суммарная асимптотика  $O(\frac{2^n}{n})$ , ч.т.д.



Т.о. за такую асимптотику точно возможно реализовать функцию.  
Объединяя обе теоремы, получаем, что для большинства функций  $\text{size } f = \Theta\left(\frac{2^n}{n}\right)$

## 5 Представление информации

### 5.1 Код. Код Хаффмана. Неравенство Крафта-Макмилана

#### Определение

*Алфавит* - произвольное конечное непустое множество (обозначаются  $\Sigma$ )

*Буква* или *Символ* - элементы этого множества (обозначаются  $a, b, c, \dots$ )

*Множество слов над алфавитом  $\Sigma$*  или *цепочка* или *строка* -  $\sum_{i=0}^{\infty} \Sigma^i$

(обозначают  $u, v, w, x, y, z$  или  $\alpha, \beta, \gamma, \dots$ )

Конкатенация  $\cdot : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$  - получение строки путем приписывания второго операнда к концу первого

#### Свойства конкатенации

1.  $(\alpha\beta)\gamma = \alpha(\beta\gamma) = \alpha\beta\gamma$
2.  $\exists \varepsilon \in \Sigma^0 : \alpha\varepsilon = \varepsilon\alpha = \alpha$  - нейтральный элемент

Множество  $(\Sigma, \cdot)$  - *моноид* (на самом деле даже *свободный* моноид над  $\Sigma$ )

$c$  - код над  $\Sigma$ , если существует  $c : U \rightarrow \Sigma^*$

Код *однозначно декодируемый*, если  $c$  - биекция

Если  $U = \Pi^*$ :

Тогда  $c : \Pi^* \rightarrow \Sigma^*$

Код *разделяемый*, если  $c$  - гомоморфизм (т.е.  $c(\alpha \cdot \beta) = c(\alpha) \cdot c(\beta)$ )

Если код - однозначно декодируемый бинарный код постоянной длины:

$$|c(a \in \Pi)| = \lceil \log_2 |\Pi| \rceil$$

Теперь попробуем сделать код непостоянной длины

Пусть  $f : \Pi \rightarrow \mathbb{N}$  - частота появления каждой буквы алфавита  $\Pi$  в некоем тексте

Минимизируем  $\sum_{a \in \Pi} f(a)|c(a)| = \sum_{a \in \Pi} f(a)l(a)$  для данного текста, где  $l(a) = |c(a)|$

*Код Хаффмана* - оптимальный префиксный бинарный код

### Определение

Код называется *префиксным*, если  $a \neq b \Rightarrow c(a)$  - не префикс  $c(b)$

### Лемма

Префиксный код однозначно декодируемый

### Доказательство

Пусть это не так. Тогда  $\exists \alpha\beta \in \Pi^* : c(\alpha) = c(\beta)$

Пусть строчки различаются с  $i$ -ого символа.  $c(\alpha_i)$  - префикс  $c(\beta_i)$  или наоборот, что противоречит условию, ч.т.д.

### Неравенство Крафта-Макмилана

Однозначно декодируемый разделяемый бинарный код с длинами слов

$$l_1, l_2, \dots, l_n \text{ существует} \Leftrightarrow \sum_{i=1}^n 2^{-l_i} \leq 1$$

**Доказательство**  $\Leftrightarrow$

Следует из Леммы

**Доказательство**  $\Rightarrow$

Доказать: если код однозначно декодируемый  $\Rightarrow \sum_i 2^{-l_i} \leq 1$

Выберем  $\Pi = \{a, b\}$

Выберем кодовые слова  $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$ , являющиеся однозначно декодируемые

Рассмотрим полукольцо над словами

Сложим слова  $S = \alpha_1 + \alpha_2 + \dots + \alpha_n$  и возведем в  $k$ -ую степень

$$S^k = (\alpha_1 + \alpha_2 + \dots + \alpha_n)^k$$

Мы получили сумму  $n^k$  различных произведений (конкатенаций). Никакие два члена не равны из однозначности декодируемости

Пусть  $a = b = \frac{1}{2}$

$$\text{Тогда } \alpha_1 + \alpha_2 + \dots + \alpha_n = \sum_{i=1}^n \left(\frac{1}{2}\right)^{l_i}, \text{ где } l_i - \text{длина } \alpha_i$$

Длины всех произведений от  $k$  (как минимум) до  $Lk : L = \max_i l_i$

Сгруппируем все произведения длины  $k$ . Их количество  $\leq 2^k$ , а каждый член произведения равен  $\frac{1}{2^k}$ . Тогда сумма каждой группы не больше 1

Отсюда  $S^k \leq Lk$

Но  $S = \sum_{i=1}^n 2^{-l_i}$

Тогда  $\forall k \left( \sum_{i=1}^n 2^{-l_i} \right)^k \leq Lk$

Если  $S > 1$ , то с некоторого места  $S^k > Lk$

Отсюда  $S \leq 1 \Leftrightarrow \sum_{i=1}^n 2^{-l_i} \leq 1$ , ч.т.д.

**Лемма**

$\sum_{i=1}^n 2^{-l_i} \leq 1 \Rightarrow$  существует оптимальный префиксный код с длинами  $l_1, \dots, l_n$

**Доказательство**

Упорядочим  $l_i : l_1 \leq l_2 \leq \dots \leq l_n$

Возьмем отрезок длины 1 и последовательно отложим слева отрезки длин  $2^{-l_i}$

Утверждается, что если сумма длин отрезков больше  $\frac{1}{2}$ , то точка  $\frac{1}{2}$  на отрезке - граница какого-то отрезка

Докажем это:

Выберем отрезок  $j$  такой, что

$$2^{-l_1} + 2^{-l_2} + \dots + 2^{-l_j} \leq \frac{1}{2}$$

$$2^{-l_1} + 2^{-l_2} + \dots + 2^{-l_j} + 2^{-l_{j+1}} > \frac{1}{2}$$

Домножим оба выражения на  $2^{l_{j+1}}$

Отсюда

$$2^{l_{j+1}-l_1} + 2^{l_{j+1}-l_2} + \dots + 2^{l_{j+1}-l_j} \leq 2^{l_{j+1}-1}$$

$$2^{l_{j+1}-l_1} + 2^{l_{j+1}-l_2} + \dots + 2^{l_{j+1}-l_j} + 1 > 2^{l_{j+1}-1}$$

В обоих выражениях обе части целые. Из этого следует, что в первом выражении равенство, отсюда утверждение доказано

Теперь разделим отрезок пополам. Пусть коды в левой половине отрезка начинаются с 0, а в правой - с единицы

Тогда задача сводится к построению префиксного кода длин  $l_i - 1$  для левой и правой частей отдельно

Т.о. мы построили префиксный код, т.е. лемма доказана

**Лемма 1**

Существует оптимальное дерево, в котором  $x, y : f_x, f_y$  минимальные —

братья на максимальной глубине

### Доказательство

Рассмотрим вершину  $a$  на максимальной глубине.

1. У нее есть брат  $b$ : если бы его не было, дерево было бы неоптимальным
2. если  $a, b$  имеют не минимальные  $f_a, f_b$ : поменяем местами  $a, b$  местами с  $x, y$ , имеющими минимальные  $f_x, f_y$ . Тогда сумма  $\sum_{a \in \Pi} f(a)l(a)$  не увеличится (к примеру, по перестановочному неравенству), а значит мы получим оптимальное дерево. Отсюда такое дерево существует

### Алгоритм Хаффмана

$\Pi = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$

Построим *бор* - дерево префиксного кода (в вершине хранится буква. Лист соответствует строке, полученной конкатенацией всех символов от корня до данного листа)

1. Для  $n = 2$  оптимальный бор - дерево из корня и двух листов
2. Для  $n > 2$ : Выберем  $x, y$  - два символа с минимальными  $f_x$  и  $f_y$   
Заменим их на символ  $z$

$$f_z = f_x + f_y$$

Мы получили алфавит  $\Pi'$ . Решим для него задачу построения минимального кода с суммой  $\Phi'$ . Затем сделаем замену  $c(x) = c(z) \cdot 0, c(y) = c(z) \cdot 1$

После замены мы получили сумму

$$\Phi' = \sum_{a \in \Pi \setminus \{x, y\}} f(a)l(a) + f_z l_z = \sum_{a \in \Pi \setminus \{x, y\}} f(a)l(a) + (f_x + f_y)(l_x - 1) =$$

$$\sum_{a \in \Pi \setminus \{x, y\}} f(a)l(a) + f_x l_x + f_y l_y - (f_x + f_y) = \Phi - (f_x + f_y), \text{ где } \Phi - \text{сумма}$$

для  $n$  элементов

Отсюда  $\Phi = \Phi' + f_x + f_y$

Т.к.  $\Phi'$  - минимальное по индукционному переходу (сумма для кода из  $n - 1$  элементов), а  $f_x, f_y$  - по условию, то  $\Phi$  - минимальное

## 5.2 Арифметическое кодирование

### Кодирование

Возьмем слово  $S$ . Посчитаем количество вхождений каждого символа в нем

Возьмем определенный порядок  $a, b, c, \dots$  символов в алфавите

Возьмем отрезок длины 1 и поделим его в отношении количества вхождений  $f_a, f_b, f_c, \dots$

Возьмем подотрезок, соответствующий  $S_1$ , и сделаем с ним ту же операцию

В данной подотрезке возьмем подотрезок, соответствующий  $S_2$ , и сделаем то же самое

Проделаем это последовательно для всех символов  $S_i$

В последнем отрезке выберем точку  $\frac{p}{2^q}$  с минимальным  $q$

Тогда кодом данного слова будет бинарный код длины  $2^q$  со значением  $p$

### Декодирование

Зная порядок  $a, b, c, \dots$  и отношение  $C_a : C_b : C_c : \dots$ , будем разбивать отрезок длины 1 в отношении  $f_a : f_b : f_c : \dots$  и определять, какому отрезку принадлежит  $\frac{p}{2^q}$

Проделав такую операцию  $|C_a + C_b + C_c + \dots|$  раз, получим значение слова  $S$

### Оценка

Оценим длину результирующего отрезка

Пусть  $C(S)$  - код

$\text{len } C(S) = q$

Заметим, что  $q = \lceil -\log_2 R - L \rceil$  точно подойдет

Тогда  $q \leq \lceil -\log_2 R - L \rceil$

$$R - L = 1 \cdot \frac{f_{S_1}}{m} \cdot \frac{f_{S_2}}{m} \cdot \dots = \frac{\prod_{i=1}^n f_i^{f_i}}{m^m}, \text{ где } m = |S|$$

$$R - L = \frac{\prod_{i=1}^n f_i^{f_i}}{m^m} = \sum_{i=1}^n f_i \log_2 f_i - m \log_2 m = \sum_{i=1}^n f_i \log_2 f_i - \sum_{i=1}^n f_i \log_2 m =$$

$$m \sum_{i=1}^n \frac{f_i}{m} \log_2 \frac{f_i}{m}$$

$$p_i = \frac{f_i}{m} - \text{вероятность вхождения}$$

$$R - L = m \sum_{i=1}^n p_i \log_2 p_i$$

$$q \leq m \sum_{i=1}^n p_i \log_2 \frac{1}{p_i} = m \cdot H(p_1, \dots, p_n)$$

### 5.3 Алгоритмы семейства LZ

Разделим токены на 2 типа: символы и ссылки  $(d_i, f_i)$  - повтори повтори последние  $d_i$  повторяя их, выпиши  $f_i$  символов

\*TODO\*

#### 5.3.1 LZW

\*TODO\*

#### 5.3.2 Move to front

\*TODO\*

#### 5.3.3 Алгоритм Барроуза-Уилера

\*TODO\*

При применении этого алгоритма мы из строки с большим количеством повторяющихся подстрок получим строку с большим количеством подряд идущих символов, что позволяет кодировать ее алгоритмами MoF, LZ, LZW

### 5.4 Избыточное кодирование

Будем рассматривать только разделяемые коды постоянной длины и решать задачу обнаружения и исправления ошибок

Из ошибок будем рассматривать только ошибки замены символа другим

Для этого будем использовать *контрольные суммы*

#### 5.4.1 Расстояние Хемминга

$$H(s, t) = \sum_{i=1}^n |s_i - t_i| \text{ - Расстояние Хемминга}$$

Докажем, что расстояние Хемминга - метрика:

Для этого докажем неравенство треугольника:

$$(H(x, z) \leq H(x, y) + H(y, z))$$

Заметим, что для каждого символа  $H(x_i, z_i) \leq H(x_i, y_i) + H(y_i, z_i)$

Остальные аксиомы очевидны

Тогда и для строк это выполняется, ч.т.д.

Пусть  $|\Sigma| = n$

$c_1, c_2, \dots, c_n$  - слова

$|c_i| = m$

Шар  $S(x, r) = \{y : H(x, y) \leq r\}$  Утверждается, что код  $c$  обнаруживает  $d$  ошибок, если

$$\forall i \neq j \ H(c_i, c_j) > d$$

(Все возможные коды в данном кодировании  $c$  удалены друг от друга более чем на  $d$ )

Действительно, если произошло  $d$  ошибок, то код с ошибками будет удален от нашего на  $d$ . Тогда мы из одного реального кода в  $c$  не можем попасть в другой

Тогда в случае получения  $d$  ошибок мы гарантированно не получим "нормальный" код

### Определение

Код  $c$  исправляет  $d$  ошибок, если

$$\forall i \neq j \ H(c_i, c_j) > 2d$$

В таком случае код  $c$  с ошибками всегда будет удален от оригинала меньше, чем от других кодов. Тогда мы можем однозначно определить оригинал

### Эквивалентное утверждение

Код  $c$  исправляет  $d$  ошибок, если

$$\forall i \neq j \ S(c_i, d) \cap S(c_j, d) = \emptyset$$

Пусть  $|S(x, d)| = \sum_{i=1}^n \binom{N}{K}$  - объем шара

$$\sum_{i=1}^n |S(c_i, d)| \leq 2^m$$

Заметим, что радиусы шаров одинаковые

Отсюда  $n|S(x, d)| \leq 2^m$ , где  $x$  - любой код

(Граница Хемминга) Граница Хемминга - необходимое условие существования кода, исправляющего ошибки

\*TODO Граница Гильберта\*

Граница Гильберта - достаточное условие существования кода, исправляющего ошибки

### Теорема

Для любого  $d$  существует код, обнаруживающий исправляющий  $d$  ошибок

Для исправления можно передавать каждый бит  $2d + 1$  раз

Для определения -  $d + 1$  раз

Рассмотрим код, исправляющий 1 ошибку - *Код Хемминга*:

Будем кодировать исходную строку длины  $k$

Пусть в нашем коде биты с номерами (считая от 1), равными степени 2 - *контрольные биты*, остальные - *информационные*

Заметим, что контрольных битов  $\approx \log_2 k$

Отсюда длина конечного кода  $m \approx k + \log k$

Такой код будет очень близок к нижней границе - границе Хемминга

В информационные биты последовательно занесем нашу строку

В коде  $b$  подберем контрольные биты так, что  $\forall j \bigoplus_{\substack{i=1 \\ i \& (1 < j) \neq 0}}^m b_i = 0$

Заметим, что контрольные биты друг на друга не влияют

Номер поврежденного бита  $e = \sum_{i\text{-ый к. бит повр}} i$

### Теорема

В коде Хемминга  $H(c_i, c_j) \geq 3$

**Доказательство**

\*TODO\*

## 6 Комбинаторика

### Определение

Пусть у нас есть алфавит  $\Sigma$  и отношение линейного порядка  $\leq$  на нем  
*Лексикографическим порядком* над множеством слов  $\Sigma^*$  будет являться отношение  $\leq$  такое что



1. Если  $a$  - префикс  $b$ , то  $a \leq b$ , где  $a, b \in \Sigma^*$
2. Если  $\exists j \leq |a|, |b| : i < j \Rightarrow a_i = b_i, a_j < b_j$ , то  $a \leq b$ , где  $a, b \in \Sigma^*$

### Теорема

Лексикографический порядок - линейный порядок над  $\Sigma^*$

### Определение

*Код Грея* - такой порядок над  $\mathbb{B}^n$ , что любые два соседних элемента различаются в 1 разряде

*Циклический код Грея* - код Грея, где первый и последний элемент различаются в 1 разряде

*Зеркальный код Грея*: Пусть  $g_i$  -  $i$ -ый элемент в зеркальном коде Грея длины  $n - 1$ .  $|g_i| = 2^{n-1} = a$

Построим код Грея  $G_i$  длины  $n$ :

$$\begin{aligned} G_0 &= 0g_0 \\ G_1 &= 0g_1 \\ &\vdots \\ G_{a-1} &= 0g_{a-1} \\ G_a &= 1g_{a-1} \\ G_{a+1} &= 1g_{a-2} \\ &\vdots \\ G_{2a-1} &= 1g_0 \end{aligned}$$

Другими словами, выпишем  $g$ , приписав к каждому элементу слева 0, а затем выпишем  $g$  в обратном порядке, приписав 1

Зеркальный код Грея - циклический код Грея

### Определение

*Перестановка множества  $A$*  - последовательность элементов из  $A$ , где каждый элемент  $A$  встречается ровно 1 раз

Пусть  $n = |A|$

Тогда количество перестановок  $P_n = n \cdot (n-1) \cdot (n-2) \cdot \dots \cdot 2 \cdot 1 = n! = nP_{n-1}$

### Определение

*Инверсия* - ситуация, когда больший элемент в векторе стоит до меньшего

### Определение

*Размещение* - последовательность элементов из  $B$ , где каждый элемент  $B$  встречается не более одного раза раз

Количество размещений длины  $k$   $A_n^k = n \cdot (n-1) \cdot \dots \cdot (n-k+1) = \frac{n!}{(n-k)!} = n^{\underline{k}}$

### Определение

$a$  в  $k$ -ой убывающей степени -  $a^{\underline{k}} = a \cdot (a-1) \cdot \dots \cdot (a-k+1)$  -  $k$  убывающих множителей

$a$  в  $k$ -ой возрастающей степени -  $a^{\overline{k}} = a \cdot (a+1) \cdot \dots \cdot (a+k-1)$  -  $k$  возрастающих множителей

$a! = 1^{\overline{n}} = n^{\underline{n}}$

### Определение

*Сочетание* размера  $k$  - подмножество элементов размера  $k$

Тогда количество сочетаний  $C_n^k = \binom{n}{k} = \frac{A_n^k}{P_k} = \frac{n!}{(n-k)!k!}$

*Каноническое представление сочетания* - возрастающая перестановка сочетания

### Свойства

1.  $\binom{n}{k} = \binom{n}{n-k}$
2.  $\binom{n}{k} = \binom{n-1}{k} + \binom{n-1}{k-1}$  - треугольник Паскаля
3.  $(a+b)^n = \sum_{i=0}^n \binom{n}{i} a^i b^{n-i}$

### Теорема(формула включений-исключений)

$$|A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n| = \sum_{\emptyset \neq I \subset \{1, \dots, n\}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right|$$

### Доказательство

$$\begin{aligned} |A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_n| &= \\ |(A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_{n-1}) \cup A_n| &= \\ |A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_{n-1}| + |A_n| - |(A_1 \cup A_2 \cup \dots \cup A_{n-1}) \cap A_n| &= \\ \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n-1\} \\ I \neq \emptyset}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right| + |A_n| - |A_1 \cap A_n \cup A_2 \cap A_n \cup \dots \cup A_{n-1} \cap A_n| &= \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
& \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n-1\} \\ I \neq \emptyset}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right| + |A_n| - \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n-1\} \\ I \neq \emptyset}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \cap A_n \right| = \\
& \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n\} \\ n \notin I, I \neq \emptyset}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right| + \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n\} \\ I = \{n\}}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right| + \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n\} \\ n \in I, I \neq \{n\}}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right| = \\
& \sum_{\substack{I \subset \{1, \dots, n\} \\ I \neq \emptyset}} (-1)^{|I|+1} \left| \bigcap_{i \in I} A_i \right|, \text{ ч.т.д.}
\end{aligned}$$

## 6.1 Алгоритмы генерации

\*TODO\*

## 6.2 Числа Каталана

### 6.2.1 Правильные скобочные последовательности

**Определение 1 (подход на языке порождений)**

1. Пустая строка - правильная скобочная последовательность (далее п.с.к.)
2. "(п.с.к.) п.с.к.
3. "п.с.к. + п.с.к. п.с.к.

**Определение 2 (подход распознавания)**

Пусть баланс - разность между открывающими и закрывающими скобками

Тогда п.с.к. - это с.к., суммарный баланс которой равен 0, а на всех префиксах неотрицательный

П.с.к. можно сопоставить с путем Дика (построим график баланса от длины префикса)

*Определение*

Числа Каталана  $C_n$  - количество п.с.к. длины  $n$

Заметим, что  $C_n$  - это количество "(п.с.к. длины  $n-1$ )" + все "п.с.к. длины  $i + \text{п.с.к. } n-i$ "

Проблема: среди "п.с.к. длины  $i + \text{п.с.к. } n-i$ " могут быть те, что разбиваются на две неоднозначно (к примеру, "()()()"). Тогда требуется не

считать их несколько раз

Чтобы правильно посчитать "п.с.к. длины  $i$  + п.с.к.  $n-i$  потребуем, чтобы первая п.с.к. не разбивалась на две

Тогда "п.с.к. длины  $i$  + п.с.к.  $n-i$  - "(п.с.к. длины  $i-1$ ) + п.с.к.  $n-i$ "

$$\text{Отсюда } C_n = C_{n-1} + \sum_{i=1}^{n-1} C_{i-1}C_{n-i} = \sum_{i=1}^n C_{i-1}C_{n-i}$$

Первые числа Каталана:  $C_0 = 1, C_1 = 1, C_2 = 2, C_3 = 5, C_4 = 14, C_5 = 42, \dots$

Также научимся считать  $A_{m,b}$  - количество п.с.к., являющейся суффиксом п.с.к. с начальным балансом  $b$ , длины  $m$

$$A_{m,b} = A_{m-1,b+1} + (b > 0 ? A_{m-1,b-1} : 0)$$

### 6.2.2 Правильные скобочные последовательности

Рассмотрим бинарные деревья (считаем, если потомок один, то задано, левый он или правый, причем деревья в таком случае различны)

Посчитаем количество деревьев из  $n$  вершин (обозначим количество за  $T_n$ )

Возьмем корень. Пусть в левом поддереве  $i$  вершин. Тогда в правом -  $n - i - 1$

$$\text{Тогда } T_n = \sum_{i=0}^{n-1} T_i T_{n-i-1} = \sum_{i=1}^n T_{i-1} T_{n-i}$$

$$\text{Тогда } C_n = T_n$$

Построим изоморфизм между деревьями и п.с.к.

Тогда дереву с левым поддеревом  $\alpha$  и правым поддеревом  $\beta$  п.с.к. " $(\alpha)\beta$ " (отсутствие потомка = потомок - пустое дерево)

### 6.2.3 Деревья с порядком на детях

Рассмотрим деревья с порядком на детях

Если детей несколько, то они имеют порядок, иначе вершины не помечены

Сопоставим деревья и п.с.к.

Пусть у вершины потомки  $\alpha_1, \dots, \alpha_k$ . Тогда дереву будет соответствовать " $(\alpha_1 \dots \alpha_k)$ "

Заметим, что в данном случае деревьям соответствуют п.с.к., у которых есть внешние скобки. Тогда  $T_n = C_{n-1}$

#### 6.2.4 Разбиения

Пусть  $p_n$  - количество разбиений числа  $n$  на сумму неубывающей положительной последовательности натуральных чисел  $\leq k$

$p_{n,k} = p_{n-k,k} + p_{n,k-1}$  (если взяли  $k$  в сумму + если не взяли  $k$  в сумму)

#### 6.2.5 Разбиения множеств

Количество разбиений множества размера  $n$  на  $k$  множеств  $S_{n,k} = \left\{ \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right\}$

- число Стирлинга 2 рода

$$\left\{ \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right\} = \left\{ \begin{matrix} n-1 \\ k-1 \end{matrix} \right\} + k \left\{ \begin{matrix} n-1 \\ k \end{matrix} \right\}$$

Число Белла  $B_n$  - количество разбиений множества размера  $n$  на подмножества

$$B_n = \sum_k \left\{ \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right\}$$

Числа Стирлинга 1 рода  $\left[ \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right]$  - количество перестановок  $n$  элементов с  $k$

циклами

$$\left[ \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right] = \left[ \begin{matrix} n-1 \\ k-1 \end{matrix} \right] + (n-1) \left[ \begin{matrix} n-1 \\ k \end{matrix} \right]$$

$$n! = \sum_k \left[ \begin{matrix} n \\ k \end{matrix} \right]$$

### 6.3 Перестановки

#### 6.3.1 Циклическое представление

Рассмотрим перестановку  $P$ . Представим ее в виде массива чисел. Тогда для всех индексов построим ребро  $i \rightarrow p[i]$

Такой граф - *граф перестановки*

Этот граф будет являться набором циклов

Тогда каждую перестановку можно задать набором циклов (не единственным образом)

К примеру, перестановку 31425 можно задать набором циклов:

(1342)(5)

(3421)(5)

(5)(2134)

и т.д.

В канонической записи на первое место в цикле ставят наибольший элемент, а циклы сортируют по возрастанию первого элемента

Для нашей перестановки канонической записью будет  $(4213)(5)$ . При этом скобки в такой записи можно убрать: 42135

Такую запись называют *фундаментальным изоморфизмом*

Набор длин циклов перестановки называется ее *циклическим классом*

Заметим, что при возведении в квадрат циклов нечетной длины меняется порядок элементов в цикле, а при возведении в квадрат циклов четной длины разбиваются на 2 цикла половинной длины

### 6.3.2 Перестановки как группа

Перестановка является *действием*

Заметим, что к действиям могут быть применены композиции

Композицию перестановок назовем *произведением перестановок*

Обозначим  $S_n$  множество перестановок

Тогда композиция  $\cdot : S_n \times S_n \rightarrow S_n$

$$c = b \cdot a \Leftrightarrow c[i] = b[a[i]]$$

Перестановки - *группоид*, т.е. множество с одной операцией

Свойства композиций:

1.  $(ab)c = a(bc)$  - перестановки - *полугруппа* (т.е. множество с коммутативной операцией)

**Доказательство**

$$((ab)c)[i] = (ab)[c[i]] = a[b[c[i]]] = a[(bc)[i]] = (a(bc))[i]$$

2.  $\exists id : id \cdot a = a \cdot id = a$

Тогда перестановки - *моноид*

**Доказательство**

$$id = [1, 2, 3, 4, \dots]$$

3.  $\forall a \exists a^{-1} : a^{-1}a = aa^{-1} = id$

*Инволюция* - такие  $a$ , что  $a^{-1} = a$

Все перестановки, где длины всех циклов не более 2 - инволюции

**Доказательство**

$$a^{-1}[a[i]] = i$$

(все ребра развернуты)

Т.о. перестановки - группа

*Конгруэнтность* - отношение эквивалентности, согласованное с некоторой операцией

*Таблица Кэли* - "таблица умножения" для операции в группе

**Утверждение** Заметим, что в таблице Кэли в каждой строке все элементы различны

**Доказательство**

Выберем строчку, соответствующую второму операнду  $a$

Пусть в этой строчке  $\exists b, c : ba = ca$

Тогда  $baa^{-1} = caa^{-1}$

Тогда  $b = c$ , ч.т.д.

Тогда таблица Кэли содержит перестановки

*Подгруппа группы* - группа, полученная выкидыванием из группы некоторых элементов, при котором для всех элементов группы остались обратные им, сохранился нейтральный элемент и результат операции над любыми элементами лежит в группе

**Теорема Кэли**

Любая конечная группа изоморфна подгруппе группы перестановок

**Доказательство**

Пусть  $G$  - наша конечная группа,  $|G| = n$

Рассмотрим  $S_n$

$G = \{g_1, \dots, g_n\}, e = g_1$

Тогда наша таблица Кэли выглядит вот так:

	$g_1$	$g_2$	$\dots$	$g_n$
$g_1$	$g_1$	$g_2$	$\dots$	$g_n$
$\vdots$				
$g_i$	$g_i g_1 = g_{\pi_1}$	$g_i g_2 = g_{\pi_2}$	$\dots$	$g_i g_n = g_{\pi_n}$
$\vdots$				
$g_j$	$g_j g_1 = g_{\sigma_1}$	$g_j g_2 = g_{\sigma_2}$	$\dots$	$g_j g_n = g_{\sigma_n}$
$\vdots$				
$g_k$	$g_k g_1 = g_{\theta_1}$	$g_k g_2 = g_{\theta_2}$	$\dots$	$g_k g_n = g_{\theta_n}$

Пусть  $e \leftrightarrow id$

Сопоставим  $g_i$  и перестановку  $\pi$ ,  $g_j$  - перестановку  $\sigma$

Рассмотрим теперь  $g_{\theta_t}$ :

$g_{\theta_t} = g_k g_t = g_i g_j g_t = g_i g_{\sigma_t} = g_{\pi_{\sigma_t}}$

Из определения композиции  $\pi_{\sigma_t} = (\pi\sigma)_t$

Тогда перестановка  $\theta = \pi\sigma$

Т.о. мы построили изоморфизм между перестановками и элементами группы

### 6.3.3 Матричное представление

Возьмем перестановку  $\pi$

Построим матрицу смежности  $A'_\pi$  графа  $\pi$ :

$$A'_\pi[i][\pi_i] = 1$$

Тогда произведение  $A'_\pi \begin{pmatrix} 1 \\ 2 \\ 3 \\ 4 \\ 5 \end{pmatrix}$  будет давать нам нашу перестановку, т.е. к

$[1, 2, 3, 4, 5]$  была применена обратная перестановка

Транспонируем матрицу

Теперь умножение  $A_\pi = A'^T_\pi$  на столбец будет равносильно применению к этому столбцу нашей перестановки

Композиция  $\pi\sigma = A_\pi A_\sigma$

## 6.4 Подсчет комбинаторных объектов

### Определение

Рассмотрим множество действий  $F$  и множество элементов  $A$

Тогда *действием на множестве*  $\cdot : F \times A \rightarrow A$

### Пример 1

$F = \sigma \in S_n, a = [a_1, \dots, a_n] \in A$

Тогда  $(\sigma, a) = [a_{\sigma_1^{-1}}, \dots, a_{\sigma_n^{-1}}]$

Пусть  $F$  действует на  $A, a, b \in A$

Введем отношение  $\sim_F: a \sim_F b \Leftrightarrow \exists f \in F : a = f \cdot b$

Введем аксиомы отношения эквивалентности, наложив ограничения на  $F$ :

1.  $\exists e \in F : e \cdot a = a$  (отсюда  $a \sim_F a$ )
2.  $\forall f \in F \exists f^{-1} : f^{-1} \cdot f = e$  (отсюда  $a \sim_F b \Leftrightarrow b \sim_F a$ )
3.  $F$  замкнута по композиции (отсюда  $a \sim_F b, b \sim_F c \Rightarrow a \sim_F c$ )
4. Потребуем ассоциативность композиции (отсюда  $F$  - группа)



### Теорема

Если  $F$  - группа относительно композиции, то  $\sim_F$  - отношение эквивалентности

### Определение

Рассмотрим группу  $G$  и множество  $A$

Пусть  $G$  действует на  $A$ , если  $\exists \cdot : G \times A \rightarrow A, e \cdot a = a, (g \circ h) \cdot a = g \cdot (h \cdot a)$

### Определение

Классы эквивалентности  $A$  относительно  $\sim_G$   $A|_{\sim_G}(A/G)$  называются *орбитами*

### Определение

Множество неподвижных точек  $I_g = \{a \in A : g \cdot a = a\}$

Стабилизатор  $a \in A$   $\text{St } a = \{g : g \cdot a = a\}$

### Лемма

$$\sum_{g \in G} |I_g| = \sum_{a \in A} |\text{St } a|$$

### Доказательство

$$\sum_{g \in G} |I_g| = \sum_{g \in G} \sum_{a \in A: ga=a} 1$$

$$\sum_{a \in A} |\text{St } a| = \sum_{a \in A} \sum_{g \in G: ga=a} 1$$

### Теорема (лемма Бернсайда)

$$|A/G| = \frac{\sum_{g \in G} |I_g|}{|G|}$$

### Доказательство

$a_1$	$a_2$	$a_i$	$a_j$
	//todo		

### Определение

Ожерелье  $\in N_{n,k}$  - объект, состоящий из  $k$  видов элементов и имеющий длину (количество элементов)  $n$ , такой, что ожерелье равно полученному из него циклическим сдвигом

$$|N_{n,k}| = \frac{\sum_{i=0}^{n-1} |I_i|}{n} = \frac{\sum_{i=0}^{n-1} k^{\text{cyc}(n,i)}}{n} = \frac{\sum_{i=0}^{n-1} k^{\text{gcd}(n,i)}}{n}$$

//todo что такое циклы

### Лемма

$$\text{cyc}(n, i) = \text{gcd}(n, i)$$

### Формула Пойа

$$|A/G| = \frac{\sum_{g \in G} k^{\text{cyc}(n,i)}}{|G|}$$

//todo что такое циклы