

# Дискретная математика. Теория

Александр Сергеев

## 1 Дискретная теория вероятности

### 1.1 Введение

#### Определение

*Дискретное вероятностное пространство* – пара  $(\Omega, p)$ ,  
где  $\Omega$  – не более чем счетное множество элементарных исходов  
 $p : \Omega \rightarrow [0, 1], \sum_{\omega \in \Omega} p(\omega) = 1$

#### Определение

*Событие* –  $A \subset \Omega$

*Вероятность события* –  $P(A) = \sum_{a \in A} p(a)$

#### Определение

События  $A$  и  $B$  *независимые*, если  $P(A \cap B) = P(A)P(B)$

$P(B|A) = \frac{P(A \cap B)}{P(A)}$  – вероятность  $B$  при условии  $A$

#### Лемма

Если  $A$  и  $B$  независимы, то  $P(B|A) = P(B)$

#### Определение

Пусть  $(\Omega_1, p_1), (\Omega_2, p_2)$  – независимые ДВП

Тогда их произведение  $(\Omega = \Omega_1 \times \Omega_2, p(\omega_1 \in \Omega_1, \omega_2 \in \Omega_2) = p_1(\omega_1)p_2(\omega_2))$

#### Определение

$A_1, A_2, \dots, A_n$  – *независимы в совокупности*,  
если  $\forall I \subset \{1 \dots n\} \quad P\left(\bigcap_{i \in I} A_i\right) = \prod_{i \in I} P(A_i)$

### Теорема

$$P(B) = \sum_{i=1}^n P(B|A_i)P(A_i)$$

### Формула Байеса

$$P(A_i|B) = \frac{P(B|A_i)P(A_i)}{P(B)} = \frac{P(B|A_i)P(A_i)}{\sum_{j=1}^n P(B|A_j)P(A_j)}$$

### Оффтоп

Рассмотрим пример: выкинули два честных кубика

Заметим, что возможно построить две математические модели:

1. Результаты - упорядоченная пара  $\langle x, y \rangle$

$$\text{Тогда } |\Omega| = 36, p(w) = \frac{1}{36}$$

2. Результаты - неупорядоченная пара  $[x, y]$

$$\text{Тогда } |\Omega| = 21, p([x, x]) = \frac{1}{36}, p([x, y \neq x]) = \frac{1}{18}$$

Заметим, что для запросов, не содержащих информацию об упорядоченности, результат не зависит от построенной модели

## 1.2 Случайные величины

### Определение

Случайной величиной называется функция  $\xi : \Omega \rightarrow \mathbb{R}$

### Примеры случайных величин

1. Пусть кинули 10 монет. Построим случайную величину – количество выпавших орлов:  $\xi(b_1, \dots, b_n) = b_1 + \dots + b_n$
2. Пусть кинули  $n$  кубиков. Построим случайную величину – среднее значение:  $\xi(v_1, \dots, v_n) = \frac{v_1 + \dots + v_n}{n}$
3. Пусть  $n$  студентов приходят на лекцию с вероятностями  $p_1, \dots, p_n$ . Построим случайную величину - количество студентов на лекции:

$$\xi(s_1, \dots, s_n) = \sum_{i=1}^n s_i$$

Заметим, что у этой случайной величины неравномерное распределение вероятностей:  $p(s_1, \dots, s_n) = \prod_{i=1}^n \begin{cases} p_i, & s_i = 1 \\ 1 - p_i, & s_i = 0 \end{cases}$

Давайте анализировать события через их случайные величины  
Заметим, что уравнение  $\xi = 3$  задает событие  $\{w : \xi(w) = 3\}$  (аналогично и другие предикаты с  $\xi$  задают события)

### Определение

$f_\xi : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}, f_\xi(a) = P(\xi = a)$  – дискретная плотность распределения

$F_\xi : \mathbb{R} \rightarrow \mathbb{R}, f_\xi(a) = P(\xi \leq a)$  – функция распределения

### Определение

Пусть  $\xi$  – случайная величина

$E_f = \sum_{\omega \in \Omega} \xi(\omega)p(\omega)$  – математическое ожидание

$$E_\xi = \sum_{\omega \in \Omega} \xi(\omega)p(\omega) = \sum_a \sum_{\omega: \xi(\omega)=a} = \sum_a a \sum_{\omega: \xi(\omega)=a} p(\omega) = \sum_a aP(\xi = a) =$$

$$\sum_a a f_\xi(a)$$

### Определение

$D_\xi = E((\xi - E\xi)^2)$  – дисперсия

### Свойства математического ожидания

1.  $E(c\xi) = cE_\xi$
2.  $E(\xi + \eta) = E_\xi + E_\eta$  (даже для зависимых величин)
3. Для независимых  $\xi, \eta$   $E(\xi\eta) = E(\xi)E(\eta)$

### Доказательство

$$\begin{aligned} E(\xi\eta) &= \sum_a aP(\xi\omega = a) = \sum_x \sum_y xyP(\xi = x \wedge \omega = y) = \sum_x x \sum_y yP(\xi = x \wedge \omega = y) \\ &= \sum_x x \sum_y yP(\xi = x)P(\omega = y) = \sum_x xP(\xi = x) \sum_y yP(\omega = y) = E_\xi E_\omega \end{aligned}$$

4.  $E(\xi - E_\xi) = E\xi - EE\xi = E\xi - E\xi = 0$
5.  $D_\xi = E((\xi - E\xi)^2) = E(\xi^2 - 2\xi E\xi + (E\xi)^2) = E(\xi^2) - E(2\xi E\xi) + E((E\xi)^2) = E(\xi^2) - (E\xi)^2$

**Определение**

$\xi, \eta$  независимы, если  $\forall a, b$  события  $\xi = a$  и  $\eta = b$  независимы  
 Для непрерывных величин вместо  $=$  берем  $\leq$

**Пример 1**

Бросаем два кубика

$$\xi = v_1 + v_2$$

$$E_\xi = 7$$

**Пример 2**

Бросаем кубик

$$\xi = up + down$$

$$E_\xi = 7$$

**Пример 3**

$\Omega$  – перестановки  $n$  элементов

$$p(\sigma) = \frac{1}{n!}$$

$$\xi(\sigma) = |\{i : \sigma_i = i\}|$$

Утверждается, что  $E_\xi = 1$

Посчитать это через подсчет случаев сложно

Несмотря на это, мы можем посчитать матожидание

Пусть  $\xi_i = (\sigma_i = i)$

$$\xi = \xi_1 + \dots + \xi_n$$

$$E_{\xi_i} = P(\xi_i = 1) = \frac{(n-1)!}{n!} = \frac{1}{n}$$

$$\text{Отсюда } \xi = n \frac{1}{n} = 1$$

**Свойства дисперсии**  $D(c\xi) = c^2 D(\xi)$

Дисперсия не линейна

**Теорема**

$$D(\xi + \eta) = D(\xi) + D(\eta)$$

**Доказательство**

$$\begin{aligned} D(\xi + \eta) &= E(\xi + \eta)^2 - E((\xi + \eta)^2) = E(\xi^2 + 2\xi\eta + \eta^2) - (E\xi)^2 - 2E\xi E\eta - \\ &= (E\eta)^2 = E\xi^2 + 2E\xi E\eta + E\eta^2 - (E\xi)^2 - 2E\xi E\eta - (E\eta)^2 = E\xi^2 - (E\xi)^2 + \\ &= E\eta^2 - (E\eta)^2 = D(\xi) + D(\eta) \end{aligned}$$

**Следствие**

$\xi_1, \dots, \xi_n$  – одинаково распределенные независимые случайные величины

$$\xi = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \xi_i$$

$$E_\xi = E_{\xi_i}, D_\xi = \frac{1}{n} D_{\xi_i}$$

**Определение**

$\sigma = \sqrt{D_\xi}$  – среднее квадратичное отклонение

### 1.3 Хвостовые неравенства

**Неравенство Маркова**

Пусть  $\xi \geq 0, E_\xi > 0$

Оценим  $P(\xi \geq cE_\xi) \leq \frac{1}{c}$

**Доказательство**

$$P(\xi \geq cE_\xi) = \sum_{\substack{\omega \\ \xi(\omega) \geq cE_\xi}} p(\omega)$$

$$E_\xi = \sum_{\omega} p(\omega) \xi(\omega) = \sum_{\substack{\omega \\ \xi(\omega) \geq cE_\xi}} p(\omega) \xi(\omega) + \sum_{\substack{\omega \\ \xi(\omega) < cE_\xi}} p(\omega) \xi(\omega) \geq \sum_{\substack{\omega \\ \xi(\omega) \geq cE_\xi}} p(\omega) \xi(\omega) \geq$$

$$cE_\xi \sum_{\substack{\omega \\ \xi(\omega) \geq cE_\xi}} p(\omega) = cE_\xi P(\xi \geq cE_\xi)$$

$$1 \geq cP(\xi \geq cE_\xi)$$

$$P(\xi \geq cE_\xi) \leq \frac{1}{c}$$

**Неравенство Чебышева**

$P(|\xi - E_\xi| \geq c\sqrt{D_\xi}) \leq \frac{1}{c^2}$  – относительная форма неравенства Чебышева

**Доказательство**

Возьмем  $\eta = (\xi - E_\xi)^2$

**Неравенство Чебышева (ver. 2)**

$$c := \frac{a}{\sqrt{D_\xi}}$$

$P(|\xi - E_\xi| \geq a) \leq \frac{D_\xi}{a^2}$  – абсолютная форма неравенства Чебышева

**Пример**

Возьмем честную монету

$$E_\xi = \frac{1}{2}$$

$$D_\xi = \frac{1}{4}$$

$$D_\xi = E_\xi - (E_\xi)^2$$

$$P(|\xi - E_\xi| \geq \frac{1}{2}) \leq 1$$

$$P(|\xi - E_\xi| \geq 1) \leq \frac{1}{4} \text{ (на самом деле 0)}$$

Видим, что оценка сверху неточная

### Пример 2

$\xi_1, \dots, \xi_n$  — одинаково распределенные независимые случайные величины

$$\xi = \frac{1}{n} \sum_{i=1}^n \xi_i$$

$$P(|\xi - E_\xi| \geq \varepsilon) \leq \frac{D_\xi}{\varepsilon^2}$$

$$P(|\xi - E_\xi| \geq \varepsilon) \leq \frac{D_{\xi_i}}{n\varepsilon^2}$$

Пусть мы хотим не попадать в  $\varepsilon$ -окрестность с вероятностью не более  $\delta$  (вероятность промаха)

$$P(|\xi - E_\xi| < \varepsilon) > 1 - \delta$$

$$P(|\xi - E_\xi| \geq \varepsilon) \leq \delta$$

$$\text{Тогда } \frac{D_{\xi_i}}{n\varepsilon^2} \leq \delta$$

$$n \geq \frac{D_{\xi_i}}{\varepsilon^2 \delta} \sim \frac{1}{\varepsilon^2 \delta}$$

### Граница Чернова для монеты Бернулли

$$P(\xi \geq (1 + \delta)np) \leq e^{-\frac{\delta^2}{2+\delta}np}$$

$$P(\xi \leq (1 - \delta)np) \leq e^{-\frac{\delta^2}{2}np}$$

### Доказательство

Доказательства не будет, жди теорвер

## 1.4 Введение в информатику

### Определение

*информация* = -неопределенность (по Шеннону)

Рассмотрим модель случайного источника

Пусть есть вероятностное пространство  $\Omega$  и распределение  $p$

Получая событие  $\omega$ , мы получаем информацию о том, что оно произошло

Определим, сколько информации мы получаем

Заметим, что оно не зависит от  $\Omega$

Пусть  $H(p_1, p_2, \dots)$  – количество информации в зависимости от вероятностей событий

$H$  удовлетворяет следующим свойствам:

1. Для любого числа  $n$   $H(p_1, \dots, p_n)$  – непрерывно  
(т.к. при малом изменении вероятностей количество информации мало изменяется)

2.  $H(\frac{1}{n}, \frac{1}{n}, \dots, \frac{1}{n}) = h(n)$   
 $h(n) \uparrow$  – (т.к. чем больше вариантов, тем больше информации)

3. Аддитивность

Пусть  $\Omega \subset \mathbb{R}^2$  – множество пар

$$A_a = \{(a, *) \in \Omega\}$$

$$P(A_a) = p_a$$

$$P(\{(a, b)\} | A_a) = q_{a,b}$$

$$p(\{(a, b)\}) = p_a q_{a,b}$$

$$\text{Тогда } H(p_1 q_{1,1}, \dots, p_1 q_{1,k_1}, \dots, p_n q_{n,1}, \dots, p_n q_{n,k_n}) = H(p_1, \dots, p_n) + \sum_i p_i H(q_{i,1}, \dots, q_{i,k_i})$$

Рассмотрим случай с равными вероятностями

$$h(nm) = h(n) + \sum_{i=1}^n \frac{1}{n} h(m) = h(n) + h(m)$$

**Лемма**

$$h(n) = c \log_2(n)$$

Традиционно  $c = h(2)$  – бит

**Доказательство**

$$h(2^k) = k h(2) = ck$$

Рассмотрим  $n^t, n, t \in \mathbb{N}$

Пусть  $2^k \leq n^t < 2^{k+1}$

Тогда  $h(2^k) \leq h(n^t) \leq h(2^{k+1})$   
 $ck \leq th(n) \leq c(k+1)$   
 $\frac{ck}{t} \leq h(n) \leq \frac{c(k+1)}{t}$   
 $k \leq t \log_2(n) \leq k+1$   
 $\frac{ck}{t} \leq c \log_2(n) \leq \frac{c(k+1)}{t}$   
 $|h(n) - c \log_2(n)| \leq \frac{c}{t}$  — при всех  $t$   
Отсюда  $h(n) = c \log_2(n)$

"Разберемся" с  $H$

Начнем с  $p_i, q_i \in \mathbb{Q}$

Пусть  $p_i = \frac{a_i}{b}$

$k_i = a_i, q_{ij} = \frac{1}{a_i}$

Отсюда  $H(\frac{1}{b}, \dots, \frac{1}{b}) = H(p_1, \dots, p_n) + \sum_{i=1}^n p_i H(\frac{1}{a_i}, \dots, \frac{1}{a_i}) = H(p_1, \dots, p_n) +$

$$\sum_{i=1}^n c \log_2(a_i)$$

$$H(p_1, \dots, p_n) = -c(\sum_{i=1}^n p_i \log_2(a_i) - \log_2(b)) = -c(\sum_{i=1}^n p_i \log_2(a_i) - \sum_{i=1}^n p_i \log_2(b)) =$$

$$-c \sum_{i=1}^n p_i (\log_2(a_i) - \log_2(b)) = -c \sum_{i=1}^n p_i \log_2(\frac{a_i}{b}) = -c \sum_{i=1}^n p_i \log_2(p_i)$$

Из непрерывности формула верна для всех  $p_i \in \mathbb{R}$

Выберем  $c = 1$  бит

Тогда  $H = - \sum_{i=1}^n p_i \log_2(p_i)$  бит

Или  $H = \sum_{i=1}^n p_i \log_2(\frac{1}{p_i})$  бит — энтропия

Флешбеш: арифметическое кодирование использует в среднем  $H$  бит на каждый символ

Отсюда арифметическое кодирование — оптимальное кодирование для данных, которые можно аппроксимировать случайным источником

Ограничение в  $H$  бит на символ называют *энтропийным барьером*

Энтропийный барьер можно преодолеть лишь учетом закономерностей



в последовательности символов

Энтропия Шеннона хорошо описывает случайные последовательности и плохо описывает "регулярные" строки (строчки, имеющие закономерности)

Для измерения информации в более сложных объектах используется *Колмогоровская сложность*

Колмогоровская сложность зависит от *декодера* и равна количеству информации, необходимому для кодирования объекта

$K_A(s) \leq K_B(s) + C_{A,B}$ , где  $A, B$  – декодеры,  $C$  – константа

$K(s) \leq H(s) + C$

## 2 Цепи Маркова

### 2.1 Введение

#### Определение

*Марковская цепь* – взвешенный ориентированный граф с неотрицательными весами и суммарным весом исходящих ребер, равным 1

Пронумеруем состояния (вершины)

Пусть  $b = (b_1 \ b_2 \ \dots \ b_n)$  – матрица состояния  $B$ , где  $b_i$  – вероятность находиться в  $i$ -ом состоянии ( $P(B = i)$ )

Пусть  $c = (c_1 \ c_2 \ \dots \ c_n)$  – матрица состояния  $C$

Рассмотрим матрицу переходов  $P = (p_{ij})_{n \times n}$ , где  $p_{ij}$  – вероятность перейти из  $i$  в  $j$

Найдем зависимость между  $b$  и  $c$

$$c_i = P(C = i) = \sum_{j=1}^n P(C = i | B = j) P(B = j) = \sum_{j=1}^n p_{ji} b_j$$

Отсюда  $c = b \cdot P$

Тогда распределение вероятностей на  $i$ -ом шаге  $b^i = b^0 P^i$ , где  $b^0$  – начальное состояние

Рассмотрим цепь Маркова как граф

Вершина в цепи Маркова называется *состоянием*

*Поглощающее (существенное) состояние* – состояние с кольцевым ребром веса 1

Цепь Маркова называется *поглощающей*, если из любого состояния можно попасть в поглощающее

Пример непоглощающей цепи: цепь с циклом длины 2 и более, где все ребра веса 1

*Эргодический класс* – компонента сильной связности графа Марковских цепей

*Компонента сильной связности* – максимальное по включению множество вершин, где из каждой можно дойти до каждой

(класс эквивалентности для отношения достижимости)

Эргодический класс называется *поглощающим*, если из него нет исходящих переходов

Цепь Маркова можно представить как граф эргодических классов (но оценить веса ребер не всегда просто)

Цепь Маркова называется *эргодической*, если она содержит ровно 1 эргодический класс

Эргодический класс называется *периодическим с циклом  $d$* , если любая длина цикла в этом классе делится на  $d > 1$ . Иначе – *регулярной*

### **Теорема о классификации Марковских цепей**

Любая Марковская цепь содержит поглощающие эргодические классы

Марковская цепь с вероятностью 1 рано или поздно оказывается в состоянии из поглощающего эргодическим классом

Для непериодического поглощающего эргодического класса в случае попадания в него существует предельное распределение вероятностей  $b$  :  $b = bP$

Для любого распределения  $b^0$   $b^0 P^n \rightarrow b$

Для цепей Маркова существуют две независимые задачи: задача поглощения – задача определения, в какой поглощающий эргодический класс мы попадем, и задача стационарного распределения внутри поглощающего эргодического класса

Займемся задачей поглощения (т.е. определим, в какой эргодический класс мы попадем)

В ходе решения этой задачи поглощающие эргодический классы можно заменить на одно поглощающее состояние

Занумеруем состояния так, чтобы сначала шли непоглощающие, а потом поглощающие

Пусть  $1 \dots m$  – непоглощающие состояния,  $m + 1 \dots n$  – поглощающие

Тогда  $P = \begin{pmatrix} Q & R \\ \emptyset & I \end{pmatrix}$ , где

$$Q = P[1 \dots m][1 \dots m]$$

$$R = P[1 \dots m][m + 1 \dots n]$$

$$\emptyset = P[m + 1 \dots n][1 \dots m] \text{ – нулевая матрица}$$

$$I = P[m + 1 \dots n][m + 1 \dots n] \text{ – единичная матрица}$$

Возьмем матрицу состояния  $b = (b_1 \ b_2 \ \dots \ b_n)$

Пусть  $a = (b_1 \ b_2 \ \dots \ b_m)$

$$a^n = a^0 Q^n$$

**Лемма**

$$Q^n \rightarrow \emptyset$$

**Доказательство**

Пусть  $L$  – максимальная длина кратчайшего пути от  $i$  до поглощающей

Найдем  $X = Q^L$

$$x_{ij} = \sum_{k_1, k_2, \dots, k_{L-1}} q_{ik_1} q_{k_1 k_2} \dots q_{k_{L-1} j}$$

$$\sum_{j \text{– непогл.}} x_{ij} = \sum_{k_1, k_2, \dots, k_{L-1}, j} q_{ik_1} q_{k_1 k_2} \dots q_{k_{L-1} j} = \delta_i < 1 \text{ – т.к. это вероятность}$$

пройти от  $i$  до непоглощающего состояния (если бы до любого состояния, то было бы 1)

$$\text{Отсюда } \max_{i=1 \dots m} \sum_{j \text{– непогл.}} x_{ij} = \max \delta_i = \delta < 1$$

Тогда  $Q^n = Q^L Q^{n-L}$

Пусть  $\max Q^{n-L} = v_{n-L}$

$$Q_{ij}^n = (Q^L Q^{n-L})_{ij} = \sum_k Q_{ik}^L Q_{kj}^{n-L} \leq \sum_k Q_{ik}^L v_{n-L} \leq \delta v_{n-L}$$

$$v_n \leq \delta^{\lfloor \frac{n}{L} \rfloor} \rightarrow 0$$

Тогда  $Q^n \rightarrow \emptyset$

**Теорема о поглощении**

Поглощающая Марковская цепь переходит в состояние поглощения с вероятностью 1

**Доказательство**

Следует из леммы

Научимся определять, где же мы поглотимся

Для этого найдем мат. ожидание времени до поглощения

$b^0$  – начальное распределение

$T$  – случайная величина – число шагов до поглощения

$$T = \sum_{i=1}^m T_i, \text{ где } T_i - \text{число посещений } i\text{-ого состояния}$$

$$T_i = \sum_{j=0}^{\infty} T_{ij}, \text{ где } T_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если на } j\text{-ом шаге мы в состоянии } i \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

**Лемма**

$$\sum_{j=0}^{\infty} Q^j = (I - Q)^{-1}$$

**Доказательство**

$$(I - Q)(I + Q + Q^2 + \dots + Q^n) = I + Q + Q^2 + \dots + Q^n - Q - Q^2 - \dots - Q^{n+1} = I - Q^{n+1} \rightarrow I$$

**Определение**

$N = (I - Q)^{-1}$  – фундаментальная матрица поглощения Марковской цепи

$$\begin{aligned} ET &= \sum_{i=1}^m ET_i = \sum_{i=1}^m \sum_{j=0}^{\infty} ET_{ij} = \sum_{i=1}^m \sum_{j=0}^{\infty} P(\text{цепь в состоянии } i \text{ на шаге } j) = \\ &= \sum_{i=1}^m \sum_{j=0}^{\infty} (a^0 Q^j)_i = \sum_{i=1}^m \left( \sum_{j=0}^{\infty} a^0 Q^j \right)_i = \sum_{i=1}^m \left( a^0 \sum_{j=0}^{\infty} Q^j \right)_i = \sum_{i=1}^m (a^0 N)_i = a^0 N \mathbb{1} \end{aligned}$$

Заметим, что  $a^0 N = (ET_1 \quad ET_2 \quad \dots \quad ET_m)$

$$\begin{aligned} P(\text{погл. в } j) &= \sum_{i=1}^m P(\text{погл. в } j \text{ из } i) P(\text{быть в } j) = \sum_{t=0}^{\infty} \sum_{i=1}^m P(\text{погл. в } j \text{ из } i) P(\text{быть в } i \text{ на шаге } t) = \\ &= \sum_{t=0}^{\infty} \sum_{i=1}^m R_{i,j-m} P(\text{быть в } i \text{ на шаге } t) = \sum_{i=1}^m R_{i,j-m} \sum_{t=0}^{\infty} P(\text{быть в } i \text{ на шаге } t) = \\ &= \sum_{i=1}^m (a^0 N)_i R_{i,j-m} = (a^0 N R)_{j-m} \end{aligned}$$

$$\text{Отсюда } A = \begin{pmatrix} P(\text{погл. в } m+1) & P(\text{погл. в } m+2) & \dots & P(\text{погл. в } n) \end{pmatrix} = a^0 N R$$

**Эргодическая теорема для регулярных цепей**

Пусть Марковская цепь такова, что  $\forall i, j \quad p_{ij} > 0$  (данная цепь неперидическая)

Тогда  $\exists b \forall b^0 \quad b^0 P^n \rightarrow b$

(Отсюда  $b = bP$ , т.к.  $bP = \lim_n bP^{n+1} = \lim_n bP^n = b$ )

**Доказательство**

Рассмотрим  $b^0 A$ :

Предположим, что  $\forall j \ a_{ji} = \tilde{a}_i$

$$(b^0 \cdot A)_i = \sum_{j=1}^n b_j^0 a_{ji} = \sum_{j=1}^n \underbrace{b_j^0}_{1} \tilde{a}_i = \tilde{a}_i$$

Докажем, что  $P^t \rightarrow A : \forall j \ a_{ji} = \tilde{a}_i$

Пусть  $m_i^n = \min_j (P^t)_{ji}$

$$M_i^n = \max_j (P^t)_{ji}$$

**Лемма**

$$M_i^t - m_i^t \rightarrow 0$$

**Доказательство**

$\delta := \min_{ij} p_{ij}, \delta > 0$  (из условия теоремы)

Рассмотрим  $P^{t+1}$ :

$$p_{ji}^{t+1} = \sum_{k=1}^n p_{jk} p_{ki}^t \leq \sum_{k=1, k \neq \text{posMin}}^n p_{jk} M_i^t + p_{j \text{ posMin}} m_i^t = \sum_{k=1}^n \underbrace{p_{jk}}_1 M_i^t + p_{j \text{ posMin}} (m_i^t -$$

$$M_i^t) \leq M_i^t + \delta(m_i^t - M_i^t)$$

$$\text{Аналогично } m_i^t + \delta(M_i^t - m_i^t) \leq p_{ji}^{t+1}$$

$$\text{Отсюда } M_i^{t+1} - m_i^{t+1} \leq (M_i^t - m_i^t)(1 - 2\delta) \leq (1 - 2\delta)^{t+1} \rightarrow 0$$

Научимся искать  $b$

$$bP = b$$

Заметим, что у данной системы есть одно или бесконечно много решений

Утверждается, что  $\text{rg } I - P = n - 1$

Тогда пространство решений одномерное

$$\text{Тогда } \exists ! b : \sum_i b = 1$$

Т.о. найти  $b$  можно двумя способами:

$$1. \ b = b^? \lim_n P^n, \text{ где } b^? - \text{любое начальное состояние}$$

$$2. \ b : (I - P)b = 0, \sum b_i = 1 - \text{СЛОУ}$$

Соединим теоремы:

Пусть у нас есть Марковская цепь без периодических классов

Для начала представим, что внутри всех поглощающих классов сами состояния являются поглощающими (т.е. удалим внутренние ребра поглощающих классов и добавим петли)

Теперь мы можем определить вероятность попадания в каждое состояние каждого поглощающего класса

$b^0 NR$  – наше распределение

Теперь рассмотрим эргодический класс  $A$

Пусть  $\tilde{p} = \sum_{a \in A} (b^0 NR)_a$

$\tilde{b}^0 = \sum_{a \in A} (b^0 NR)_a \bigg|_A \frac{1}{\tilde{p}}$  – начальное состояние внутри эргодического класса  $A$

По теореме  $\exists b : \tilde{b}^0 A^n \rightarrow b$

Тогда конечное распределение – объединение всех  $b\tilde{p}$

## 3 Формальные языки

### 3.1 Конечные автоматы

Пусть  $\Sigma$  – алфавит

$$\Sigma^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} \Sigma^i$$

Тогда  $L \subset \Sigma^*$  – формальный язык

Пусть  $\epsilon \in \Sigma^0$

Задать формальный язык можно 2 способами:

1. через порождение (генерация из существующих элементов)
2. через распознавание (через выделение элементов из множества по некоторому критерию)

#### Спойлер на будущее

Существуют задачи, которые вообще не решаются на компьютере

Языки делятся на 2 класса (по Хомскому)

1. Регулярные языки
2. Контекстно-свободные языки

### Определение

Рассмотрим языки в алфавите  $\Sigma = \{c_1, \dots, c_n\}$ :  $\emptyset, \{\epsilon\}, \{c_1\}, \{c_2\}, \dots, \{c_n\}$   
– *регулярные языки нулевого уровня*  $\text{Reg}_0$

*Регулярные операции* над языками:

1.  $L, M \mapsto L \cup M$
2.  $L, M \mapsto LM = \{x : x = yz, y \in L, z \in M\}$  – конкатенация
3.  $L \mapsto L^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} L^i$  – замыкание Клини  
Делает из конечного языка бесконечный  
 $L^0 = \{\epsilon\}$   
 $\emptyset^0 = \{\epsilon\}$

Иногда используют запись  $abc := \{abc\}$  (опускают скобки)

Также  $(abc)^* := \{abc\}^*$

$\text{Reg}_1 = \text{Reg}_0 \cup \{L \cup M : L, M \in \text{Reg}_0\} \cup \{LM : L, M \in \text{Reg}_0\} \cup \{L^* : L \in \text{Reg}_0\}$

$\text{Reg}_{i+1} = \text{Reg}_i \cup \{L \cup M : L, M \in \text{Reg}_i\} \cup \{LM : L, M \in \text{Reg}_i\} \cup \{L^* : L \in \text{Reg}_i\}$

Тогда *регулярные языки* –  $\text{Reg} = \bigcup_{i=0}^{\infty} \text{Reg}_i = \lim_{i \rightarrow \infty} \text{Reg}_i$

### Определение

*Академические регулярные выражения* – выражения, задающие регулярные языки

Пусть  $L$  задается  $\phi$ ,  $M$  задается  $\psi$

Тогда  $L \cup M$  задается  $(\phi)|(\psi)$  (минимальный приоритет операции)

$LM$  –  $(\phi)(\psi)$  (средний приоритет операции)

$L^*$  –  $(\phi)^*$  (максимальный приоритет операции)

### Определение

Конечный автомат – модель устройства, которое находится в одном из конечного количества состояний в каждый момент времени

Модель задается:

1. Множеством состояний  $Q$
2. Алфавитом  $\Sigma$

3. Переходами  $\sigma : Q \times \Sigma \rightarrow Q$
4. Начальным состоянием  $S \in Q$
5. Терминальными (допускающими) состояниями  $T \subset Q$  (состояниями, в которых он может находиться в конце)

$$L(A) = \{x : A \text{ допускает } x\}$$

Если  $\exists A : \underbrace{L(A)}_{\text{рег. выр.}} = L$ , то  $L$  – автоматный язык,  $L \in \text{Aut}$

## 3.2 Распознавание

$\Sigma$  – алфавит

$Q$  – состояние автомата

Пусть  $s \in Q, T \subset Q$

$\sigma : Q \times \Sigma \rightarrow Q$  – функция перехода

$Q \times \Sigma^* = \text{Conf}$

$\langle p, \cdot \rangle \alpha \vdash \langle q, \beta \rangle$  – переход от состояния  $p$  и строки  $\alpha$  к  $q, \beta$

$c = \alpha[1]$

$\alpha = c\beta, \beta = c^{-1}\alpha$

$q = \sigma(p, c)$

$\vdash \subset \text{Conf}^2$  – отношение перехода за один шаг

$\vdash^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} \vdash^i$  – существует путь

$L(A) = \{w : \langle s, w \rangle\}$

**Теорема Клини**

Язык регулярный  $\Leftrightarrow \exists$  для него детерменированный конечный автомат

**Определение**

Недетерменированный конечный автомат – автомат, где может быть несколько переходов по одному символу

Недетерменированный конечный автомат *допускает* строку  $x$ , если существует путь, соответствующий  $x$  и приводящий к допуску

Тогда  $\sigma : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q(\mathbb{P}(Q))$

$\langle p, \alpha \rangle \vdash \langle q, \beta \rangle$

$\alpha = c\beta$

$p \in \delta(p, c)$

$L(A) = \{w : \langle s, w \rangle \vdash^* \langle t, \epsilon \rangle, t \in T\}$



## Теорема

Язык можно задать ДКА  $\Leftrightarrow$  язык можно задать НКА

**Доказательство  $\Rightarrow$**

ДКА – ч.с. НКА

**Доказательство  $\Leftarrow$**

$c = |\Sigma|, 0 \dots z - 1$

$n = |Q|, 0 \dots n - 1$

$s$  – СИМВОЛ

$q := \sigma$

```
1  q: int[n][z] #переход
2  t: set<int> #хорошие состояния
3  def dfa_аccept(w):
4      cur = s
5      for c=0...|w|-1:
6          c=w[i]
7          cur = q[cur][c]
8      return cur in t
9
10
11 q: set<int>[n][m]
12 can[i][u] #можем ли мы, прочитав i символов, попасть в u
13 def nfa_аccept(w):
14     can[0][s]=True
15     for i=0...|w|-1:
16         c=w[i]
17         for u=0...n-1:
18             if can[i][u]:
19                 for v in q[u][c]:
20                     can[i+1][v]=True
21     return any(can[|w|])
```

Пусть у нас был автомат  $A_{nfa} = \langle \Sigma, Q, s, T, \sigma \rangle$

Построим  $A_{dfa} = \langle \Sigma, 2^Q, \{s\}, \tilde{T}, \tilde{\sigma} \rangle$

$\tilde{T} = \{M : M \cap T = \emptyset\}$

$\tilde{\sigma} = \bigcup_{u \in M} \sigma(u, c)$

Т.о. мы построили ДКА, принимающий наш алфавит

(Данный метод – конструкция подмножеств)

Но в такой конструкции многие вершины недостижимы

Поэтому вместо нее используют ленивую конструкцию (алгоритм Томпсона)

Далее добавим в автомат  $\epsilon$  переходы и  $\epsilon$ -НКА  
 $\epsilon$ -переход – переход по пустой строке (не съедает символ)

### Теорема

$A$  распознается  $\epsilon$ -НКА  $\Leftrightarrow A$  распознается НКА

### Доказательство $\Leftarrow$

Очевидно, т.к. НКА - ч.с.  $\epsilon$ -НКА

### Доказательство $\Rightarrow$

Применим  $\epsilon$ -замыкание

1. Добавим  $\epsilon$ -ребро между  $p$  и  $q$ , если между ними есть путь из  $\epsilon$  ребер  
Теперь мы не делаем двух  $\epsilon$ -переходов подряд
2. Сделаем терминальное состояние из тех состояний, которые соединены с терминальным  $\epsilon$  переходом  
Теперь мы не делаем  $\epsilon$ -переход в конце
3. Если есть переход  $p \xrightarrow{\epsilon} l \xrightarrow{c} q$ , добавим ребро  $c$  между  $p$  и  $q$  Теперь  $\epsilon$ -переходами можно не пользоваться
4. Удалим  $\epsilon$ -переходы

Теперь мы получили эквивалентный НКА

### Доказательство теоремы Клини

1. Докажем  $\text{Reg} \subset \text{Aut}$   
Рассмотрим НКА с одним начальным и одним конечным состоянием  
Построим автоматы для  $\text{Reg}_0$  (очев)  
Будем строить по индукции  
 $A \cup B$  – расположим автоматы параллельно  
 $AB$  – расположим автоматы последовательно  
 $A^*$  – Пусть  $p, q$  – начальное и конечное состояния. Построим  $p \xrightarrow{\epsilon} A \xrightarrow{\epsilon} q$ , соединим  $p \xrightarrow{\epsilon} q, q \xrightarrow{\epsilon} p$
2. Докажем  $\text{Reg} \supset \text{Aut}$   
Пусть  $Q = \{1, \dots, n\}$   
 $\xi_{i,j,k}$  – выражение, переводящее автомат из  $i$  в  $j$ , используя символы с номерами  $\leq k$   
 $\xi_{i,i,0} = \epsilon | c | \dots$

$$\xi_{i,j,0} = c | \dots$$

$$\xi_{i,j,k} = \xi_{i,j,k-1} | \xi_{i,k,k-1}^* \xi_{k,j,k-1}$$

Т.о. строки, которые допускает НКА  $\phi = \xi_{s_1,t_1,n} | \xi_{s_2,t_2,n} | \dots$ , где  $t_i \in T$ ,  $s_i$  – начальное состояние

Т.о. мы построили биекцию между автоматами и регулярными выражениями

Заметим, что не для всех языков можно построить конечный автомат

Докажем, что нельзя построить автомат для ПСП (правильных скобочных последовательностей)

### Утверждение

ПСП – не регулярный

### Доказательство

Пусть ПСП регулярный,  $A$  – ДКА для ПСП,  $n$  – число состояний  $A$

Зададим семейства строк:

$$\begin{pmatrix} q_1 \\ (( q_2 \\ ((( q_3 \\ \vdots \\ (^{n+1} q_{n+1} \end{pmatrix}$$

Дадим их нашему автомату

Т.к. состояний  $n$ , а строчек  $n + 1$ , то какие-то две строчки приведут к одинаковому состоянию (по принципу Дирихле)

Пусть  $q_i$  и  $q_j$  приводят к одинаковому состоянию

Рассмотрим строчки  $x = (i)^i, y = (j)^i$

Заметим, что автомат допускает  $x \Leftrightarrow$  автомат допускает  $y$ , но  $x$  – ПСП, а  $y$  – не ПСП

### Лемма о разрастании/накачке

Пусть  $L$  – регулярный

Тогда  $\exists n > 0 : \forall w : w \in L, |w| \geq n \exists x, y, z : w = xyz, y \neq \epsilon, |xy| \leq n, \forall k \geq 0 xy^kz \in L$

### Применение для ПСП

Для фиксированного  $n$ :  $w = (n)^n, x = (a, y = (b, b > 0, z = (n-a-b)^n, k = 2, (n+b)^n \notin L$  – Отсюда ПСП не регулярный

### Доказательство

Пусть  $L$  регулярный язык

$A$  – ДКА для  $L, n$  – число состояний

Рассмотрим  $w \in L, |w| \geq n$

Пусть при обработке строки мы прошли по следующему пути:

$$\rightarrow u_0 \xrightarrow{w_1} u_1 \xrightarrow{w_2} \dots \xrightarrow{w_n} u_n \dots \rightarrow t$$

$\underbrace{\hspace{10em}}_{n+1}$

Тогда по принципу Дирихле  $\exists i \neq j : u_i = u_j$

$$x := w[1 : i + 1], y := w[i : j + 1], z := w[j + 1 :]$$

Тогда  $xy^kz$  допустимое  $A$

### Определение

Пусть  $A$  – Д.К.А.

Состояния  $u, v$  – *различимы* строкой  $s$ , если:

$$u \xrightarrow{S} x$$

$$v \xrightarrow{S} y$$

$x \in T \oplus y \in T$  ( $T$  – терминальные состояния)

Состояния  $a, b$  эквивалентны( $\sim$ ), если они не различимы никакой строкой  $s$

$a \sim b$  – отношение эквивалентности

### Лемма

$u \sim v \Rightarrow \sigma(u, c) \sim \sigma(v, c)$  для любого  $c \in \Sigma$

( $\sigma$  – переход по символу  $c$ )

### Доказательство

$\sigma(u, c), \sigma(v, c)$  различимы для  $S \Rightarrow u, v$  различимы  $cS$

### Алгоритм нахождения неэквивалентных состояний

Пусть  $D_k$  – множество пар состояний, различимых строкой  $s : |s| \leq k$

$$D_0 = \{(u, v) : u \in T \oplus v \in T\}$$

$$D_k = D_{k-1} \cup \{(u, v) : \exists c \in \Sigma : (\sigma(u, c), \sigma(v, c)) \in D_{k-1}\}$$

$$D_k = D_{k-1} \Rightarrow D_{k+1} = D_k$$

Т.к. пар конечное количество, то  $\exists k : D_k = D_{k+1}$ . Тогда далее все множества  $D_{k+i}$  будут равны  $D_k$

Т.е. мы найдем все пары за конечное время

```

1 очередь Q
2 поместим D0 в Q, D0 в D
3 In - множество входящих ребер
4 while not Q.empty():                #n^2 раз
5     (u,v) = Q.pop()
6     for c in Sigma:                  #|Sigma| раз
7         # Т.к.. всего в графе n ребер по символу c, то следующие
        циклы выполнятся суммарнопо( всем итерациям) n^2 раз
8         for a in In[u][c]:
9             for b in In[v][c]:

```

```

10         if (a,b) not in D:
11             Q.push((a,b))
12             D.add((a,b))

```

Сложность алгоритма –  $O(n^2|\Sigma|)$

### Теорема

Пусть  $A$  – ДКА для  $L$ , не содержащий эквивалентных состояний, и все состояния достижимы из стартового

Тогда

1.  $A$  – минимальный
2.  $A'$  – ДКА для  $L$ ,  $|Q| = |Q'|$   
Тогда  $A' \cong A$

### Доказательство

Рассмотрим автоматы для  $L - A$  и  $B$

Пусть  $A$  – автомат из теоремы,  $B$  содержит меньше состояний

Возьмем автомат  $A \cup B$ , где между  $A$  и  $B$  нет ребер

Хотя в данном автомате 2 стартовых состояния, алгоритм поиска эквивалентных состояний будет работать корректно

Заметим, что стартовые состояния в автоматах эквивалентны

Пусть в  $A$  можно попасть в  $u$  из  $S_A$ (стартового), используя строку  $x$

Тогда в  $B$   $v = \sigma(S_B, x)$  – эквивалентно  $u$

Отсюда каждому состоянию из  $A$  можно сопоставить состояние из  $B$

Т.к. в  $B$  меньше состояний, то какому-то состоянию в  $B$  эквивалентны два состояния из  $A$ , но тогда они эквивалентны между собой, что противоречит условию  $A$

Тогда  $A$  минимально, ч.т.д.

Пусть  $A, B$  – автоматы из теоремы

По аналогичным рассуждениям существует биекция между состояниями  $A$  и  $B$ , ч.т.д.

## 3.3 Абстрактные штуки

Рассмотрим  $A$  – множество языков

Пусть  $A$  – хорошее, если оно замкнуто относительно регулярных операций, т.е.  $R, S \in A \Rightarrow R \cup S \in A, RS \in A, R^* \in A$

Good – множество всех хороших языков

Reg,  $\emptyset, 2^{\Sigma^*} \in \text{Good}$

Теперь пусть хорошие языки обязаны содержать  $\text{Reg}_0$

Тогда  $\emptyset \notin \text{Good}$

**Лемма**

Пусть  $A_\gamma, \gamma \in \Gamma, A_\gamma \in \text{Good}$

Тогда  $(\bigcap_{\gamma \in \Gamma} A_\gamma) \in \text{Good}$

**Теорема**

$\bigcap_{A \in \text{Good}} A = \text{Reg}$

**Доказательство**

Докажем, что  $\text{Reg} \in \bigcap_{A \in \text{Good}} A$

$\forall i \forall A \in \text{Good} \text{Reg}_i \subset A$

База:  $i = 0$

Переход  $i \rightarrow i + 1$ :

$T \in \text{Reg}_{i+1} \Rightarrow T = R \cup S, R, S \in \text{Reg}_i \Rightarrow R \in A, S \in A \rightarrow T \in A$

$\text{Reg} = \bigcup_{i=0} \text{Reg}_i \subset A \Rightarrow \text{Reg} \subset A$

Докажем  $\bigcap_{A \in \text{Good}} A \subset \text{Reg}$

$\text{Reg} \in \text{Good}$

### 3.4 Решение уравнений в регулярных выражениях

Решим линейное уравнение в регулярных выражениях

$\alpha, \beta$  – регулярные языки

$X$  – язык

$X = \alpha X + \beta, (+) := (|)$

$\beta \subset X \Rightarrow \alpha\beta \subset X \Rightarrow \dots \Rightarrow \alpha^*\beta \subset X$

**Теорема**

1.  $\epsilon \notin \alpha$   
 $X = \alpha^*\beta$

2.  $\epsilon \in \alpha$   
 $X = \alpha^*\beta | T \forall T$

**Доказательство**

Пусть  $w \in X, w \notin \alpha^*\beta, |w| \rightarrow \min$

$$w \in \alpha X + \beta \Rightarrow w \in \alpha X \Rightarrow w = xy, x \in \alpha, y \in X$$

Если  $\epsilon \notin \alpha$

$$|x| > 0 \Rightarrow |y| < |w| \Rightarrow y \in \alpha^* \beta \Rightarrow w \in \alpha^* \beta$$

Решим систему уравнений

$$\begin{cases} X = \alpha X + \beta Y + \gamma \\ Y = \xi X + \nu Y + \theta \\ X = \alpha^*(\beta Y + \gamma) \\ Y = \xi \alpha^* \beta Y + \xi \alpha^* \gamma + \nu Y + \theta \\ X = (\xi \alpha^* \beta + \nu)^*(\xi \alpha^* \gamma + \theta) \\ Y = \alpha^* \beta (\xi \alpha^* \beta + \nu)^*(\xi \alpha^* \gamma + \theta) + \alpha^* \gamma \end{cases}$$

Решим систему уравнений

$$\begin{cases} X_1 = \alpha_{11} X_1 + \alpha_{12} X_2 + \dots + \alpha_{1n} X_n + \beta_1 \\ \vdots \\ X_1 = \alpha_{11}^* (\alpha_{12} X_2 + \dots + \alpha_{1n} X_n + \beta_1) \\ \vdots \end{cases}$$

### 3.5 Свойства регулярных языков

$R, S \in \text{Reg}$

$$1. R \cup S, RS, R^* \in \text{Reg}$$

$$2. R \cap S \in \text{Reg}$$

**Доказательство**

Воспользуемся "произведением автоматов"

Пусть  $Q = Q_R \times Q_S$

$$\sigma(\langle u, v \rangle, c) = \langle \sigma_R(u, c), \sigma_S(v, c) \rangle$$

$$T = T_R \times T_S$$

$$3. \bar{R} \in \text{Reg}, \text{ где } T_{\bar{R}} = T_R^C$$

$$4. R_1, \dots, R_k \in \text{Reg}$$

$$f : \mathbb{B}^k \rightarrow \mathbb{B}$$

$$f(R_1, \dots, R_k) = \{w | f(w_1 \in R_1, \dots, w_k \in R_k)\} - \text{регулярный}$$

$$5. \text{ Пусть даны алфавиты } \Sigma, \Pi, f : \Sigma \rightarrow \Pi$$

Зададим  $f^* : \Sigma^* \rightarrow \Pi^*, f^*(c_1, \dots, c_n) = f(c_1)f(c_2) \dots f(c_n)$  – гомоморфизм

$$f^*(\alpha\beta) = f^*(\alpha)f^*(\beta)$$

$$f = f^*, f(L) = \{f(w), w \in L\}$$

$$\text{Пусть } R \in \text{Reg}, f := f^*, f(L) = \{f(w) | w \in L\}, R \in \text{Reg}$$

$$\text{Тогда } f(R) \in \text{Reg}$$

$$6. f^{-1}(L) = \{w | f(w) \in L\}$$

$$\text{Если } R \in \text{Reg}, f - \text{гомоморфизм}$$

$$\text{Тогда } f^{-1}(R) \in \text{Reg}$$

### 3.6 Алгоритмический анализ регулярных языков

1.  $R$  не пуст?

Проверяем, что терминальная вершина достижима из стартовой

2.  $R$  бесконечен?

Ищем цикл в автомате

3.  $R = S^*$

Проверяем изоморфность  $A_R^{\min}$  и  $A_S^{\min}$

Или используем алгоритм поиска эквивалентных состояний

4. Количество слов длины  $l$  в языке  $R$

Динамика

### 3.7 Контекстно-свободные языки

Рассмотрим ПСП

$\epsilon$  – ПСП

$A, B$  – ПСП  $\Rightarrow AB$  – ПСП

$A$  – ПСП  $\Rightarrow (A)$  – ПСП

Рассмотрим арифметические выражения

$F \Rightarrow n$  – операция максимального приоритета (число)

$F \rightarrow -F$

$F \rightarrow (E)$

$T \rightarrow F$  – операция умножения

$T \rightarrow T * F$

$E \rightarrow T$  – операция сложения

$E \rightarrow E + T$

$E \rightarrow E - T$



### Определение

Контекстно-свободная грамматика:

$\Sigma$  – алфавит (терминалы)

$N$  – множество переменных (нетерминалы)

$S \in N$  – стартовый нетерминал

$P$  – правила

$$P \subset \underbrace{N}_{\text{левая часть}} \times \underbrace{(\Sigma \cup N)^*}_{\text{правая часть}}$$

Для ПСП:

$$\Sigma = \{ (, ) \}$$

$$N = \{ S \}$$

$$S = S$$

Получим строчку  $((()))()$

$S \Rightarrow SS \Rightarrow (S)S \Rightarrow ((S))S \Rightarrow (()S \Rightarrow (())(S) \Rightarrow (()())$  – левосторонний вывод(раскрываем левый нетерминал)

$S \Rightarrow SS \Rightarrow S(S) \Rightarrow S() \Rightarrow (S)() \Rightarrow ((S))() \Rightarrow (()())$  – правосторонний вывод(раскрываем правый нетерминал)

Разбор можно изображать в виде дерева

Результат – крона дерева разбора – получается выводом всех терминалов в порядке слева направо

"Контекстно-свободные потому что правила не зависят от контекста, т.е. того, что находится вокруг

Пусть  $\alpha, \beta \in (\Sigma \cup N)^*$  – сентенциальная форма предложения

//todo что такое  $\Rightarrow^*$ ?

$\{x | S \Rightarrow^* x, x \in \Sigma^*\}$  – язык грамматики

$\Gamma$  – К.С.Г.

Язык – К.С., если существует К.С.Г.  $\Gamma$

Регулярные языки  $\subset$  К.С. языки

### Определение

$\Gamma$  – праволинейная грамматика, если ее правила имеют следующий вид:

$$A \rightarrow c$$

$$A \rightarrow cB, \text{ где } A, B \text{ – нетерминалы, } c \text{ – терминал}$$

### Обозначения

$$a, b, c, \dots \in \Sigma$$

$$\dots, u, v, w, x, y, z \in \Sigma^*$$

$\alpha, \beta, \gamma, \xi, \dots \in (N \cup \Sigma)^*$

$A, B, C, \dots \in N$

### Теорема

$L$  – регулярный  $\Leftrightarrow L$  задается праволинейной КСТ

**Доказательство**  $\Rightarrow$

Рассмотрим автомат

Сделаем нетерминальные вершины нетерминалами

Если есть переход  $A \xrightarrow{c} B$ , добавим правило  $A \rightarrow cB$

Если  $A$  терминальная, то добавим правило  $A \rightarrow \epsilon$

$S$  – стартовое состояние

**Доказательство**  $\Leftarrow$

Избавимся от правил  $A \rightarrow c$ :

$A \rightarrow cY, Y \rightarrow \epsilon$

Теперь выполним обратное преобразование и получим автомат

Т.к. грамматик счетное множество, а языков – несчетное, то не каждый язык можно задать грамматикой

$0^n 1^n 2^n$  и  $\alpha\alpha$  – не контекстно-свободные

Заметим, что у языка может быть несколько деревьев разбора

### Определение

Грамматика называется однозначной, если у любого слова не более одного дерева разбора

Грамматика называется существенно неоднозначной, если она не имеет однозначной к.с. грамматики

$A, B$  – к.с.

$A \cup B, AB, A^*$  – к.с.

$\Gamma_A, \Gamma_B$

$A^* : S \rightarrow \epsilon, \Sigma \rightarrow AS$

$A \cup B : S \rightarrow A, S \rightarrow B$

$AB : S \rightarrow AB$

$A \cap B$  – необязательно к.с.

Пример:  $0^n 1^n 2^m, 0^m 1^n 2^n$  – к.с., но  $0^n 1^n 2^m \cap 0^m 1^n 2^n = 0^n 1^n 2^n$  – не к.с.

### 3.8 Преобразование грамматик. Нормальная форма Хомского

#### Определение

Нормальная форма Хомского – грамматика, все правила которого имеют следующий вид:

$$A \rightarrow BC$$

$$A \rightarrow c$$

$S \rightarrow \epsilon$ , но если это правило есть,  $S$  не встречается в правых частях правил

Символ грамматики называется бесполезным, если он не может встретиться в корректном выводе

Символ бесполезен в следующих двух случаях:

1. он недостижимый
2. он непорождающий (т.е. он не приводит к корректному выводу)

#### Теорема

Если нет недостижимых и порождающих, то все символы полезные  
Сначала нужно избавиться от непорождающих, а затем от недостижимых (т.к. удаление непорождающих может приводить к появлению недостижимых)

Научимся приводить грамматику в НФХ

Все символы  $c$  в правилах, содержащих справа нетерминалы, заменим на  $X_c$  и добавим правило  $X_c \rightarrow c$

Некоторые правила примут вид  $A \rightarrow B_1 B_2 B_3 \dots B_n$

Заменим такое правило на  $A \rightarrow B_1 B_{2\dots n}, B_{2\dots n} \rightarrow B_2 B_{3\dots n}, \dots, B_{n-1\dots n} = B_{n-1} B_n$

Теперь избавимся от  $\epsilon$

```
1 while change:
2     for A -> a:
3         if a consists of e-gen:
4             mark A as e-gen
```

Мы нашли все  $\epsilon$ -порождающие нетерминалы

Рассмотрим правило  $A \rightarrow BC$

Если  $B$  –  $\epsilon$ -порождающий: Добавим правило  $A \rightarrow C$

Если  $C$  –  $\varepsilon$ -порождающий: Добавим правило  $A \rightarrow B$

Теперь мы можем удалить все правила  $A \rightarrow \varepsilon$

Осталось обработать случай  $S \rightarrow \varepsilon$ , где  $S$  – стартовый

Если  $S$  –  $\varepsilon$ -порождающий:

$S'$  – новый старт

$S' \rightarrow S$

$S' \rightarrow \varepsilon$

Осталось избавиться от цепных правил:  $A \rightarrow B$

Заметим, что данные правила похожи на  $\varepsilon$ -переходы в автоматах

Выполним аналогичные действия для избавления от них

Сначала сделаем транзитивное замыкание:

Для правил  $B_1 \rightarrow B_2, B_2 \rightarrow B_3, \dots, B_{n-1} \rightarrow B_n$  добавим правила  $B_i \rightarrow B_j, i < j$

Теперь в разборе можно избежать двух цепных правил подряд

Для правил  $A \rightarrow B, B \rightarrow CD$  добавим правило  $A \rightarrow CD$

Теперь цепными правилами можно не пользоваться. Удалим их

Заметим, что действия надо выполнять в данном порядке

**Алгоритм Кока-Янгера-Касами (для разбора грамматики в НФХ)**

Дана КС  $\Gamma$  в НФХ и слово  $\omega$

Нужно проверить, принадлежит ли слово грамматике

$$dp_A[l][r] = \begin{cases} 1, & A \Rightarrow^* \omega[l, r) \\ 0, & \text{иначе} \end{cases}$$

Если в грамматике есть правило  $A \rightarrow c, \omega[i] = c$ , то  $dp_A[i][i+1] = 1$

$$dp_A[l][r] = \bigvee_{A \rightarrow BC} \bigvee_{k=l+1}^{r-1} dp_B[l][k] \wedge dp_C[k][r]$$

Вычисления нужно проводить по возрастанию  $r - l$

Ответ в  $dp_S[0][n]$

$|\Gamma|$  – размер грамматики (количество правил)

Сложность алгоритма  $O(|\Gamma|n^3)$

### 3.9 Автомат с магазинной памятью (стек-машина)

Ребра автомата имеют вид  $\langle \text{что на входе} \rangle, \langle \text{что берем со стека} \rangle / \langle \text{что кладем в стек} \rangle$

$Z_0$  – маркер дна, лежащий на дне стека

Математическая модель МП-автомат

$\Sigma$  – входной алфавит

$\Pi$  – стековый алфавит  
 $Z_0 \in \Pi \setminus \Sigma$  – маркер дна  
 $Q$  – состояния  
 $s \in Q$  – стартовое состояние  
 $T \subset Q$  – терминальные состояния  
 $\delta : Q \times (\Sigma \cup \epsilon) \times \Pi \rightarrow \mathbb{P}(Q \times \Pi^*)$   
 $\langle q, x, \alpha \rangle \vdash \langle \gamma, y, \beta \rangle$   
 $x = cy$   
 $\alpha = A\gamma$   
 $\beta = \xi\gamma$   
 $\langle \gamma, \xi \rangle \in \delta(q, c, A)$   
**Теорема**  
 $\text{КС} \Leftrightarrow \exists \text{ МП-автомат}$