

# Конспекты по дискретной математике

Анатолий Коченюк, Георгий Каданцев, Константин Бац

2022 год, семестр 4

Последний семестр дискретной математики. Две больших темы: производящие функции (комбинаторика) и введение в теорию вычислимости.

## 1 Производящие функции

Рассмотрим последовательности  $\{a_n\}_{n \in \mathbb{N}}, \{b_n\}_{n \in \mathbb{N}} \subset \mathbb{R}(\mathbb{C})$ . Назовём эти последовательности  $A$  и  $B$  и будем почленную сумму обозначать кратко  $A + B$ . Это несколько неудобно и неестественно, об этих конвенциях нужно договариваться.

Вместо этого давайте рассмотрим формальный степенной ряд, у которого члены последовательности это коэффициенты ряда.

$$A(t) = a_0 + a_1 t + a_2 t^2 + \dots + a_n t^n + \dots$$

Тогда почленная сумма последовательностей будет соответствовать обычной сумме рядов  $A(t) + B(t)$ .

Чтобы сдвинуть последовательность на 1 вправо, можно просто умножить степенной ряд на  $x$ .

Можем рассмотреть степенной ряд-композицию  $A(t^2) = a_0 + 0t + a_1 t^2 + \dots$ . Это степенной ряд, соответствующий последовательности  $a_0, 0, a_1, 0, a_2, \dots$

Таким образом, мы можем "оперировать" над последовательностью как единым целым, и это очень удобно.

Мы не рассматриваем степенные ряды с точки зрения, с которой на них смотрит мат. анализ: как способ приблизить функцию, с некоторым радиусом сходимости и т.д. У нас степенные ряды *формальные* и не всегда (всегда не) должны пониматься как функции, в которой в переменную можно подставить значение.

$\mathbb{R}[x]$  — кольцо многочленов с коэффициентами из кольца  $R$ , состоящий из формальных многочленов.  $\mathbb{R}[x]^+$  — множество формальных степенных рядов.

**Определение 1.0.1.** Формальный степенной ряд  $A(t)$  последовательности  $\{a_n\}_{n \in \mathbb{N}}$  называется производящей функцией (generating function).

Название неудачное. Оно связано с другими корнями понятия производящей функции (они нужны не только в комбинаторике).

Определена сумма производящих функций и произведение

$$A(t)B(t) = C(t) \quad c_n = \sum_{i=0}^n a_i b_{n-i}$$

Несмотря на то, что мы работаем с бесконечным по размеру объектом, нам необходимо только конечное число элементов, чтобы посчитать каждый отдельный его член. Этот раздел дискретной математики не любит предельных переходов.

Определено умножение на скаляр.

$$\lambda A(t) = C(t) \quad c_n = \lambda a_n$$

Определено даже деление!

$$\frac{A(t)}{B(t)} = C(t); \quad b_0 \neq 0 \quad c_n = \frac{a_n - \sum_{i=0}^{n-1} c_i b_{n-i}}{b_0}$$

Так можно посчитать, например, что

$$C(t) = \frac{1}{1-t} = 1 + t + t^2 + \dots + t^n + \dots; \quad a_n = 1$$

Мы записали короткой (конечной) производящей функцией бесконечную последовательность. Более того, мы можем эту запись взять и производить с ней операции (умножать и складывать с другими производящими функциями).

$$\frac{1}{1-2t} = 1 + 2t + 4t^2 + \dots + 2^n t^n; \quad c_n = 2^n$$

Обобщая мы видим, что

$$\frac{1}{1-bt} = \sum_{n=0}^{\infty} b^n t^n = C(bt)$$

Вообще говоря,

$$A(t) = \sum a_n t^n \quad A(bt) = \sum a_n b^n t^n$$

**Замечание.** Если  $b_0 = \pm 1$ ,  $a_i, b_i \in \mathbb{Z}$ , тогда  $C = \frac{A}{B}$  с целочисленными коэффициентами  $c_i \in \mathbb{Z}$ .

$$\frac{1}{1-t-t^2} = 1 + t + 2t^2 + \dots + F_n t^n + \dots$$

Мы одной дробью породили целую последовательность Фибоначчи!

А как быть, если мы хотим взять последовательность и найти представление для её производящей функции? Мы можем поступить так.

$$F_0 = 1, \quad F_1 = 1, \quad F_n = F_{n-1} + F_{n-2}$$

Отсюда  $F(t) + F(t)t = \frac{F(t)-1}{t}$  (следует из операций над производящими функциями и рекуррентным соотношением последовательности фиббоначи).

А что с дифференцированием? Обыкновенная операция взятия производной (формального) степенного ряда позволяет нам умножать член последовательности на его номер.

$$A(t) \rightarrow A(t)' \cdot t$$

Эту операцию можно производить многократно, получая последовательность членов исходной п-ти в  $k$  степени.

Как найти представление производящей функции для последовательности  $a_n = n$ ?

$$a_n = n * 1$$

Производящая функция для п-ти единиц это  $\frac{1}{1-t}$ . Тогда

$$A(t) = \left( \frac{1}{1-t} \right)' t = \frac{t}{(1-t)^2}$$

Формальное деление это подтверждает.

А что с интегрированием? С интегрированием всё не очень мило.

А что с композицией?

$$C(t) = A(B(t))$$

Здесь много проблем доставляет свободный коэффициент у  $B$ . Давайте его уберем —  $b_0 = 0$ . Теперь мы можем посчитать

$$c_n = \sum_{k=0}^n a_k \sum_{n=i_1+i_2+\dots+i_k} b_{i_1} b_{i_2} \dots b_{i_k}$$

Пример с доминошками.

Пример с деревьями.

## 1.1 Линейные рекуррентные последовательности. Регулярные производящие функции

**Определение 1.1.1** (Линейные рекуррентные последовательности). Пусть даны первые  $k$  членов последовательности  $a_0, a_1, \dots, a_{k-1}$ . А все следующие члены определяются, как линейная комбинация  $k$  предыдущих.

$$a_n = a_{n-1} \cdot c_1 + a_{n-2} \cdot c_2 + \dots + a_{n-k} \cdot c_k.$$

Такая последовательность называется **линейной рекуррентной последовательностью**.

**Пример.** Числа Фибоначчи.  $F_0 = 1, F_1 = 1, \forall n \geq 2 : F_n = F_{n-1} + F_{n-2}$

$$\frac{1}{1-t-t^2} = \sum_{i=0}^{\infty} F_i t^i.$$

$$\begin{aligned} \text{Обозначим } F(t) &= \sum_{i=0}^{\infty} F_i t^i = F_0 t^0 + F_1 t^1 + \sum_{i=2}^{\infty} F_i t^i = \\ &= 1 + t + \sum_{i=2}^{\infty} F_{i-1} t^i + \sum_{i=2}^{\infty} F_{i-2} t^i = 1 + t + t \cdot \sum_{i=1}^{\infty} F_i t^i + t^2 \sum_{i=0}^{\infty} F_i t^i = \\ &= 1 + t + t \cdot (F(t) - 1) + t^2 \cdot F(t) \implies F = 1 + t \cdot F + t^2 F \implies \\ F(t) &= \frac{1}{1-t-t^2}. \end{aligned}$$

**Теорема 1.1.1.** Пусть есть линейная рекуррентная последовательность порядка  $k$ :

$a_0, a_1, \dots, a_{k-1}, \dots$

Даны  $a_0, \dots, a_{k-1}, \forall n \geq k : a_n = \sum_{i=1}^k a_{n-i} \cdot c_i$ .

Тогда  $A(t) = \sum_{i=0}^{\infty} a_i t^i = \frac{P(t)}{Q(t)}$  — рациональная функция, где  $Q(t) = 1 - c_1 t - c_2 t^2 - \dots - c_k t^k$ , а  $P(t) = \dots$

*Доказательство.* Обозначим

$$A(t) = \sum_{i=0}^{\infty} a_i t^i = \sum_{i=0}^{k-1} a_i t^i + \sum_{n=k}^{\infty} a_n t^n.$$

Сразу заменим последнюю сумму предположением из теоремы, получим

$$\begin{aligned} A(t) &= \sum_{i=0}^{k-1} a_i t^i + \sum_{n=k}^{\infty} t^n \sum_{i=1}^k a_{n-i} \cdot c_i = S + \sum_{i=1}^k c_i \sum_{n=k}^{\infty} a_{n-i} t^n = S + \sum_{i=1}^k c_i \cdot t^i \cdot \sum_{n=k-1}^{\infty} a_n t^n = \\ &= S + \sum_{i=1}^k c_i \cdot t^i \cdot (A(t) - A_{k-1}(t)) = X. \end{aligned}$$

Пусть  $C(t) = \sum_{k=1}^k c_i t^i$ , тогда  $Q(t) = q - C(t)$ .  $X = S + C(t) \cdot A(t) - \sum_{k=1}^k c_i t^i A_{k-i}(t) = Y$ .

Пусть  $F(t) \% t^k = \sum_{i=0}^{k-1} f_i t^i$ , тогда  $A_{k-i}(t) = A(t) \% t^{k-1}$ .

$$\sum_{k=1}^k c_i t^i A_{k-i}(t) \cdot A_{k-i}(t) = A(t) \% t^{k-i} = (C(t) \cdot A(t)) \% t^k \implies$$

$$A(t) = \sum_{i=0}^{k-1} a_i t^i + C(t) \cdot A(t) - (C(t) \cdot A(t)) \% t^k \implies A(t)(1 - C(t)) = ((1 - C(t)) \cdot A(t)) \% t^k$$

$$\implies A(t) = \frac{P(t)}{Q(t)}, \quad \text{где } Q(t) = 1 - C(t) = 1 - c_1 t - c_2 t^2 - \dots - c_k t^k,$$

$$P(t) = \left( \left( \sum_{i=0}^{k-1} a_i t^i \right) \cdot Q(t) \right) \mod t^k.$$

■

**Пример.** Для чисел фибоначчи:  $a_0 = a_1 = 1, c_1 = c_2 = 1 \implies$

$$A(t) = \frac{(1+t) \cdot (1-t-t^2) \mod t^2}{1-t-t^2}.$$

$$a_0 = 6, a_1 = -3, c_1 = c_2 = 1 \implies A(t) = \frac{(6-3t) \cdot (1-t) \mod t^2}{1-t-t^2} = \frac{6-9t}{1-t-t^2}.$$

*Доказательство в обратном направлении.* Частный случай:

$$\frac{1}{1-C(t)} = A(t), \quad A(t) \cdot (1-C(t)) = 1,$$

$$t^0 = a_0 = 1, \quad t^1 : a_1 \cdot 1 - a_0 c_1 = 0, \quad t^2 : a_2 \cdot 1 - a_1 \cdot c_1 - a_0 c_2 = 0.$$

Посмотрим на некоторую производящую функцию, например  $\frac{1-3t+6t^3}{1-t-t^2-t^4}$ . Понимаем, что  $a_n = a_{n-1} + a_{n-2} + a_{n-4}$ .

$$a_0 = 1, \quad a_1 = 1 - 3 = -2, \quad a_2 = 1 - 2 = -1, \quad = -1 - 2 + 6 = 3$$

$$A(t) \cdot Q(t) = P(t). \quad \sum_{i=0}^n q_i \cdot a_{n-i} = p_n \quad a_n = p_n - \sum_{i=1}^k q_i \cdot a_{n-i}.$$

■

Пусть  $a_0, a_1, \dots, a_{k-1}, \forall n \geq k : a_n = \sum_{i=1}^k a_{n-i} \cdot c_i$ .

Задача: посчитать  $a_n$ .

Можно явно за  $\mathcal{O}(n \cdot k)$ .

Можно через возведение матрицы в степень за  $\mathcal{O}(k^3 \log_2 n)$ .

Потом мы научимся делать это за  $\mathcal{O}(k^2 \log_2 n)$ .

На самом деле, для одной и той же числовой последовательности можно получить несколько производящих функций.

$$A(t) = \frac{P(t)}{Q(t)} \cdot \frac{Q(-t)}{Q(-t)} = \frac{P(t) \cdot Q(-t)}{Q(t) \cdot Q(-t)}.$$

Например, для чисел Фибоначчи:

$$\frac{1}{1-t-t^2} \cdot \frac{1+t+t^2}{1+t+t^2} = \frac{1+t-t^2}{1-3t^2+t^4}. \quad F_n = F_{n-2} \cdot 3 - F_{n-4}.$$

**Теорема 1.1.2.** Для производящих функций, задающих рекуррентные соотношения эквивалентны следующие высказывания

- $a_n = c_1 a_{n-1} + c_2 a_{n-2} + \dots +$
- $A(t) = \frac{P(t)}{Q(t)}$
- $a_n = \sum_{i=1}^b p_i(n) \cdot r^i$ , где  $r_i \in \mathbb{C}$

$$Q(t) = 1 - c_1 t - c_2 t^2 - \dots - c_k t^k$$

$P(t)$  определяет то, как надо подправить первые члены, чтобы получились те, которые нужны.

$$A(t)Q(t) - P(t) = 0.$$

Как посчитать  $r$ ?

$$\text{Пусть } Q(t) = 1 - rt,$$

$$a_n = r \cdot a_{n-1}$$

$$a_m = r \cdot a_{m-1}$$

$$a_{m+1} = r \cdot a_m$$

...

$$a_n = r^n \cdot \frac{a_{m-1}}{r^{m-1}}$$

$$\text{Пусть } Q(t) = (1 - r_1 t)(1 - r_2 t), \quad r_1 \neq r_2.$$

$$\textbf{Лемма 1.1.2.1.} \quad Q(t) = \prod_{i=1}^n (1 - r_i t), \text{ где } r_i \neq r_j \quad \frac{P(t)}{Q(t)} = \sum_{i=1}^n \frac{P_i(t)}{1 - r_i t}$$

$$Q(t) = \sum_{i=1}^n d_i r_i^n.$$

$r_i$  — числа, обратные корням многочлена  $Q$ . Если степень  $Q$  равно  $k$ , то  $Q$  имеет ровно  $k$  корней (с учетом кратности).

$$\begin{aligned} \text{Таким образом, } Q(t) &= q_k \prod_{i=1}^k (t - t_i) = (-1)^k q_k \prod_{i=1}^k \left(1 - \frac{t}{t_i}\right) \cdot t_i = \\ &= \left[ (-1)^k q_k \cdot \prod_{i=1}^k t_k \right] \prod_{i=1}^k (1 - r_i t) = \alpha \prod_{i=1}^k (1 - R_i t). \end{aligned}$$

Почему нет корня 0? Потому что  $Q(t)$  имеет вид  $Q(t) = 1 - c_1 t - \dots$ .

$$\textbf{Пример.} \quad \text{Рассмотрим числа Фибоначчи. } F(t) = \frac{1}{1 - t - t^2}.$$

Корни  $t_{1,2} = \frac{-1 \pm \sqrt{1+4}}{2}$ , обратные корни  $r_{1,2} = \frac{1 \mp \sqrt{5}}{2}$ . Обратные корни разные — нам очень приятно.

$$Q(t) = \left(1 - \frac{1 - \sqrt{5}}{2} t\right) \left(1 - \frac{1 + \sqrt{5}}{2} t\right).$$

$$\frac{1}{(1 - r_1 t)(1 - r_2 t)} = \frac{c_1}{1 - r_1 t} + \frac{c_2}{1 - r_2 t}, \quad c_1(1 - r_2 t) + c_2(1 - r_1 t) = 1 \implies$$

$$\begin{cases} c_1 + c_2 = 1 \\ c_1(-r_2) + c_2(-r_1) = 0 \end{cases} \implies c_2 = \frac{-r_2}{r_1 - r_2} = \frac{-1 - \sqrt{5}}{2 \cdot (-\sqrt{5})} = \frac{5 + \sqrt{5}}{10}, \quad c_1 = \frac{5 - \sqrt{5}}{10}.$$

$$a_n = c_1 r_1^n = \frac{5 - \sqrt{5}}{10} \cdot \left(\frac{1 - \sqrt{5}}{2}\right)^n \quad b_n = c_2 r_2^n = \frac{5 + \sqrt{5}}{10} \cdot \left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2}\right)^n \implies$$

$$f_n = \frac{5 - \sqrt{5}}{10} \cdot \left(\frac{1 - \sqrt{5}}{2}\right)^n + \frac{5 + \sqrt{5}}{10} \cdot \left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2}\right)^n = \Theta\left(\left(\frac{1 + \sqrt{5}}{2}\right)^n\right).$$

**Замечание.** Если  $\lambda$  — единственный минимальный по модулю комплексный корень  $Q(t)$ ,  $A(t) = \frac{P(t)}{Q(t)}$ ,

$$\text{то } a_n = \Theta\left(\frac{1}{\lambda^n}\right).$$

$$\frac{1}{(1 - rt)^2} = \frac{1}{1 - 2rt + r^2 t^2}. \quad a_0 = 1, \quad a_1 = 2r, \quad a_2 = 3r^2, \quad a_3 = 4r^3, \quad \dots, \quad a_n = (n+1)r^n.$$

$$\frac{1}{r} (r^n t^n)' = \frac{1}{r} \sum n r^n t^{n-1} = \sum n r^{n-1} t^{n-1} = \sum (n+1) r^n t^n.$$

$$\textbf{Лемма 1.1.2.2.} \quad \frac{1}{1-rt}{}^s = \sum_{n=0}^{\infty} p_s(n) r^n t^n$$

*Доказательство.* Докажем по индукции.

1. База.  $s = 0$  — просто

2. Переход. Далее много формул.  $\left(\frac{1}{(1-rt)^s}\right)' = \frac{-r(-s)}{(1-rt)^{s+1}} \cdot \left(\sum_{n=0}^{\infty} p_s(n)r^n t^n\right)' = \sum_{n=1}^{\infty} n p_s(n) r^n t^{n-1} =$   
 $\sum_{n=0}^{\infty} (n+1) p_s(n+1) r^{n+1} t^n \cdot \frac{1}{(1-rt)^{s+1}} = \sum_{n=0}^{\infty} \frac{n+1}{s} p_s(n+1) r^n t^n, p_{s+1}(n) = p_s(n+1) \frac{n+1}{s} = \sum_{i=0}^{s-1} p_{s,i}(n+1)^i \frac{n+1}{s}.$   

$$p_{s,i} = \frac{a_{s,i}}{b}, \quad b = s!, \quad a_{s,i} \in \mathbb{Z}$$

■

**Теорема 1.1.3.** Пусть  $A(t) = \frac{P(t)}{Q(t)}$ ,  $r_i$  — обратный корень кратности  $s_i$   $Q_i$ , количество различных корней  $b$ . Тогда начиная с некоторого места (но точно, начиная с  $k$ )  $a_n = \sum_{i=1}^b p_i(n) r_i^n$ ,  $\deg p_i = s_i - 1$ ,  $\sum_{i=1}^b s_i = k$ .

*Доказательство.*

$$Q(t) = \prod_{i=1}^b (1 - r_i t)^{s_i}, \quad \frac{P(t)}{Q(t)} = \sum_{i=1}^b \frac{P_i(t)}{(1 - r_i t)^{s_i}}.$$

■

Если  $\lambda_i$  — единственный минимальный комплексный корень  $Q(t)$  кратности  $s_i$ . Тогда  $a_n = \Theta\left(\frac{n^{s_i-1}}{\lambda_i^n}\right)$ .

**Пример.**  $a_n = n^3$ ,  $a_n = 4 \cdot a_{n-1} - 6 \cdot a_{n-2} + 4 \cdot a_{n-3} - a_{n-4}$ .

Подберем поправку первых членов:  $P(n) = t + 4t^2 + t^3$ .

**Утверждение 1.1.1.** Асимптотическое поведение рекуррентности не зависит от начальных значений, оно зависит только от коэффициентов соотношений.

**Утверждение 1.1.2.** Пусть  $\lambda_1, \lambda_2, \dots, \lambda_z$  — минимальные корни максимальной кратности.

$$\lambda_j = \frac{e^{i\varphi_j}}{r}, \quad \varphi_j = \frac{p_j}{q_j} \cdot 2\pi.$$

Пусть  $\bar{q} = LCM(q_j)$ . Тогда последовательность  $a_i$  имеет асимптотическое поведение при  $i \% \bar{q} = const$ .

## 1.2 Комбинаторика и производящие функции

**Пример.** Замещение прямоугольника  $2 \times n$  доминошками вида  $1 \times 2$ .

$$\frac{1}{1-t-t^2} = 2 + t + t^2 + t^2 + t^3 + t^3 + t^3 + \dots = 1 + t + 2t^2 + 6t^3 + \dots + F_n t^n$$

Комбинаторные объекты это конструкции, которые состоят из атомов и разных связей атомов между собой. Под атомом мы понимаем некоторую неделимую часть комб. объекта. Давайте все наши комбинаторные объекты сложим.

В этой сумме заменим каждый атом на  $t^\omega$ , где  $\omega$  — вес данного атома. Потом  $t^\omega$  атомов одного объекта перемножим.

Вес объекта — сумма весов его атомов.

**Пример.**  $A$  — множество комбинаторных объектов. Давайте их просуммируем.

$$\Delta_1 + \Delta_2 + \Delta_3 + \dots$$

атом (неделимое) — то, что мы считаем.

$$t^{\omega(\Delta_1)} + t^{\omega(\Delta_2)} + t^{\omega(\Delta_3)} + \dots = \sum_{n=0}^{\infty} a_n t^n = A(t) — \text{производящая функция для объектов веса } t.$$

**Определение 1.2.1** (Базовые объекты).  $U = \{u\}$   $\omega(u) = 1$   $u(t) = t$  – производящая функция для этих комбинаторных объектов

$$B = \{a, b\} \quad \omega(a) = \omega(b) = 1 \quad B(t) = 2t$$

$$E = \{\varepsilon\} \quad \omega(\varepsilon) = 0 \quad E(t) = 1$$

$$E_k = \{\varepsilon_1, \varepsilon_2, \dots, \varepsilon_k\} \quad E_k(t) = k$$

$$D = \{a, A\} \quad \omega(a) = 1 \quad \omega(A) = 2 \quad D(t) = t + t^2$$

## Операции конструирования

**Определение 1.2.2** (Дизъюнктное объединение).  $A, B$  – множества комбинаторных объектов и  $A \cap B = \emptyset$

Пусть  $C = A \cup B$ . Тогда производящая функция

$$\begin{aligned} C(t) &= A_1 + A_2 + \dots + B_1 + B_2 + \dots \\ &= t^{\omega(A_1)} + t^{\omega(A_2)} + \dots + t^{\omega(B_1)} + t^{\omega(B_2)} + \dots \\ &= A(t) + B(t) \end{aligned}$$

**Определение 1.2.3** (Упорядоченная пара (прямое произведение)). Пусть  $A, B$ ,  $A(t), B(t)$  – их производящая функция. Определим пару  $C$ , как  $A \times B = C = \{\langle a, b \rangle \mid a \in A, b \in B\}$ .

$$C_n = C \cap \{x \mid \omega(x) = n\} \quad \langle a, b \rangle \omega(a) = i \quad \omega(b) = j \quad i + j = n \quad j = n - i.$$

$$C_n = \cup A_i \times B_{n-i}. \quad c_n = \sum_{i=0}^n a_i \cdot b_{n-i} \implies C(t) = A(t) \cdot B(t).$$

**Замечание** (Комбинаторный мысл прямого произведения). Пусть у нас есть объекты  $A = A_1 + A_2 + \dots + A_k + \dots$ ,  $B = B_1 + B_2 + \dots + B_k + \dots$

$$(A_1 + A_2 + \dots) \cdot (B_1 + B_2 + \dots) = A_1 \cdot B_1 + A_1 \cdot B_2 + \dots + A_2 \cdot B_1 + A_2 \cdot B_2 + \dots$$

$$\langle a, b \rangle \quad t^{\omega(a)} t^{\omega(b)} = t^{\omega(a) + \omega(b)}.$$

**Определение 1.2.4** (Последовательность (sequence)). Определим последовательность из  $A$ , как  $SeqA = \{\square, [A_1], [A_2], \dots, [A_1, A_2], [A_1, A_3], \dots\}$ .

$$SeqA = \square \cup A_1 \cdot (\square + [A_1] + [A_2] + \dots) + A_2 \cdot (\square + \dots) = 1 + A \times SeqA.$$

$$B = SeqA \implies B(t) = 1 + A(t)B(t) \implies B(t) = \frac{1}{1-A(t)}.$$

**Определение 1.2.5** (Последовательность (sequence), второй способ).  $SeqA = A^0 \cup A^1 \cup A^2 \cup \dots \cup A^k \cup \dots$

$A^i$  – декартова степень, последовательности длины  $i$

$$B(t) = A(t)^0 + A(t)^1 + A(t)^2 + \dots + A(t)^k + \dots = \frac{1}{1-A(t)}$$

**Пример.**  $SeqU = \{\square, [u], [u, u], [u, u, u], \dots\} = N$ .  $n_k = 1$ ,  $U(t) = 1 \implies SeqU = \frac{1}{1-t}$ .

$$SeqB = \{\varepsilon, a, b, aa, ab, ba, bb, aaa, \dots\} = C. \quad c_n = 2^n, \quad B(t) = 2t \implies C(t) = \frac{1}{1-2t}, \quad c_n = 2 \cdot c_{n-1}.$$

$$C_n = 2^n \quad B(t) = 2t \quad C(t) = \frac{1}{1-2t}$$

$$\begin{aligned}
C_n &= 2C_{n-1} \\
SeqE &= \{\emptyset, [\varepsilon], [\varepsilon, \varepsilon], \dots\} = C \\
E(t) &= 1 \quad C(t) = \frac{1}{1-E(t)} = \frac{1}{1-1} = \frac{1}{0} \quad \odot \\
C_0 &= +\infty??
\end{aligned}$$

**Пример.**  $C = SeqD = \{\varepsilon, a, aa, aA, A, Aa, AA, \dots\}$

$$C(t) = \frac{1}{1-D(t)} = \frac{1}{1-t-t^2}$$

$a$  – одна вертикальная доминошка, вес 1.  $A$  – две горизонтальные доминошки, вес 2.

$$C = aC + AC \quad C(t) = tC(t) + t^2C(t)$$

**Определение 1.2.6** (Множество). Обозначается  $Set$  или  $PSet$ .

$$B = \{a, A\} \quad SetB = \{\emptyset, \{a\}, \{A\}, \{a, A\}\}.$$

$$C = SetA.$$

$a \in A \quad B_a = \varepsilon + a$  – либо берём, либо не берём.  $C$  – декартово произведение по всем  $a$ .

$$C(t) = \prod_{a \in A} (1 + t^{\omega(a)}) = \prod_{n=0}^{\infty} (1 + t^n)^{a_n}.$$

**Пример.** Возьмем  $U = \{u\}$ .  $SetU = C = \{\emptyset, \{u\}\}$ . Найдём  $C(t)$ .

$$C(t) = \prod_{n=0}^{+\infty} (1 + t^n)^a = (1 + t)^1 = 1 + t.$$

Пусть  $B = \{a, A\}$ ,  $C = SetB$ . Заметим, что  $b_1 = 1, b_2 = 1$ .

$$C(t) = \prod_{n=0}^{+\infty} (1 + t^n)^{b_n} = (1 + t)(1 + t^2) = \underbrace{1}_{\emptyset} + \underbrace{t}_a + \underbrace{t^2}_A + \underbrace{t^3}_{a,A}.$$

$$\prod_{n=0}^{\infty} (1 + t^n)^{a_n} = (a + t_0)^{a_0} \cdot \prod_{n=1}^{\infty} (1 + t^n)^{a_n} = 2^{a_0} \prod_{n=1}^{\infty} (1 + t^n)^{a_n}.$$

**Определение 1.2.7** (Мультимножество). Обозначается  $MSetA$ .

Мы можем включить каждый объект  $0, 1, 2, \dots$

$$\varepsilon + a + aa + \dots = Seq\{a\}.$$

$$a_1 \in A, a_2 \in A \implies Seq\{a_1\} \times Seq\{a_2\} = MSet\{a_1, a_2\}.$$

$$MSetA = \prod_{a \in A} Seq\{a\}.$$

$$C(t) = \prod_{a \in A} Seq\{a\} = \prod_{a \in A} \frac{1}{1 - t^{\omega(a)}} = \prod_{n=1}^{\infty} \left( \frac{1}{1 - t^n} \right)^{a_n} = \prod_{n=1}^{\infty} (1 - t^n)^{-a_n}.$$

**Пример.**  $U = \{u\} \quad C = MSetU \quad C(t) = \prod_{n=1}^{\infty} (1 - t^n)^{-u_n} = (1 - t)^{-1} = \frac{1}{1-t}.$

$$B = \{a, A\} \quad C = MSetB \quad b_1 = 1 = b_2.$$

$$C(t) = \prod_{n=1}^{\infty} (1 - t^n)^{-1} = (1 - t)^{-1} (1 - t^2)^{-1} = \frac{1}{(1-t)(1-t^2)}.$$

Асимптотика  $C_n$ .

$$Q(t) = (1 - t)(1 - t^2) = (1 - t^2)(1 + t).$$

Корни:  $t = \pm 1$ . Обратные корни  $r = \pm 1$  Кратность  $r_1 = 1 \quad s_1 = 2 \quad r_2 = -1 \quad s_2 = 1$ .

$$(a_n + b) \cdot 1^n + c \cdot (-1)^n$$

$$\frac{1}{2}n + \frac{1}{2}(-1)^n + const$$



### 1.2.1 Циклы (cycle)

$B = \{a, b\}$   $CycB = \{\varepsilon, a, b, ab, aa, bb, aaa, aab, abb, bbb, aaaa, aaab, aabb, abab, abbb, bbbb, \dots\}$

Раньше мы называли такие комбинаторные объекты *ожерельями*.

$$C = CycB = \bigcup_{k=1}^{\infty} (CycA)_k.$$

$$C(t) = \sum_{k=1}^{\infty} C_k(t), \quad C_k(t) \text{ — производящая функция длины } k.$$

$C_k(t)$  — последовательности длины  $k$  с точностью до циклического сдвига.

$S_k$  — последовательности длины  $k$   $= (A(t))^k \cdot C_k(t)/G$   $G$  — группа циклических сдвигов.

$$C_{k,n} = \frac{1}{k} \cdot \sum_{i=0}^{k-1} |I(i)|.$$

Количество классов эквивалентности по лемме Бёрнсайда равно  $\gcd(i, k)$ . Внутри класса одинаковые объекты. Размер класса  $\frac{k}{\gcd(i, k)}$ .

$$\text{и кратно } \frac{k}{\gcd(i, k)} \cdot S_{\gcd(i, k)} \frac{n \cdot \gcd(i, k)}{k}.$$

$$C_{n,k} = \frac{\sum_{j=0}^{k-1} S_{\gcd(i, k), \frac{n \cdot \gcd(i, k)}{k}}}{k}$$

## 2 Формальные языки

Как объяснить компьютеру, что я вляется словом в нашем языке.

Пусть  $L \subset L^*$ . Мы знаем два способа задания языка.

1. ДКА = Р.В.

2. КСГ = МП-автомат.

А что мы вообще сделать с помощью компьютера? Ну что-то нельзя сделать из-за фикики: путешествовать во времени, ... А что нельзя сделать с помощью математики?

Есть два способа рассказать компьютеру о языке:

- Научить его распознавать слово из языка.

Например, ДКА. Нужен мета-язык описания конечных автоматов и само описание автомата.

- Научить компьютер порождать слова из языка.

У нас есть также мета-язык описания порождения языка и само описание.

Например, даем компьютеру парсер регулярных выражений, само регулярное выражение, компьютер строит дерево разбора и генерирует нам слова.

На сколько сильно мы можем усложнить грамматику нашего языка. Регулярные языки не умели генерировать палиндромы, КСГ не умели генерировать  $1^n 2^n 3^n$ . А на сколько еще мы можем усложнить наши описания?

Вообще, языков может быть  $2^{\Sigma^*}$  — несчетное количество. Но для нас это не страшно, почти все из них описать не возможно. А что можно описать? Ну пусть то, что умеет понимать компьютер. **А что такое вообще компьютер?**

Для осознания мощности компьютеров существуют модели. Мы будем изучать **Машину Тьюринга**. Машина Тьюринга основывается на ленте. Так же существует, например, машина Маркова, там немного другой принцип.

### Метод описания

Пусть у нас есть *современный x86* компьютер. Как описать модель такого компьютера? Ну есть почти неограниченная память и есть какие-то операции (сложение, умножение, вызов функции). Что такое программа для такого компьютера? Программа —  $\underbrace{\hspace{1cm}}_{\text{строка}} \in \Pi^*$ . На самом деле можно записать в битовом

формате  $\mathbb{B} = \{0, 1\}$ , то есть  $\underbrace{\quad}_{\text{Description}} \in \mathbb{B}^*$ . На самом деле, описание программ самый мощный инстру-

мен. Пусть есть описание конечного автомата, запишем его в константу, добавим код имплементации конечного автомата, получим описание языка от автомата на языке программ.

**Утверждение 2.0.1** (Тезиси Тьюринга–Чёрча). Все, что можно выразить на «обычном компьютере» можно выразить на Машине Тьюринга.

**Замечание.** Почему это не утверждение или теорема? Надо доопределить понятие «обычный компьютер» и тогда получится какое-то утверждение.

А что вообще может выдавать программа? *Comilation error* не большая проблема, давайте в таком случае программа будет делать что-то конкретное, например *No*. Если *Runtime error*, пусть тоже будем возвращать что-то конкретное. *Memory limit* — не проблема, попросим пользователя добавить память или подождём, пока изобретут компьютер лучше. Самое интересное — *Time limit*, это обозначают  $\perp$ . Таким, образом наша программа будет возвращать три значения  $I, L, \perp$ . Тогда хочется добавить ограничение на время исполнения, правда, это немного ограничит класс языков.

**Определение 2.0.1.** Язык  $L$  разрешимый (рекурсивный), если  $\exists$  программа  $p \forall x \in L \implies p(x) = 1, x \notin L \implies p(x) = 0$ .

**Определение 2.0.2.** Язык  $L$  полуразрешимый (перечислимый, рекурсивно перечислимый), если  $\exists$  программа  $p \forall x \in L \iff p(x) = 1$ .

На самом деле полуразрешимые описания языков — мкисмальные по мощности. Разрешимый — максимальный по мощности прикладной способ описания.

Существуют не разрешимые и не полуразрешимые языки.

## Метод порождения

Пусть у нас есть компьютер, который по описанию выводит список слов. Можно выводить первые  $n$  слов.

Опять же, понятно, что описание с помощью компьютера макисмальное по мощности.

**Определение 2.0.3.** Язык  $L$  перечислимый, если можно написать программу, которая выводит его слова.

**Теорема 2.0.1.**  $L$  полуразрешим  $\iff L$  перечислим.

**Определение 2.0.4.** Градуированный лексикографический порядк — перечисление в порядке увеличения длины, а среди слов с равной длины лексикографически.

*Доказательство.*  $\implies$

Неверный подход 1.

```
1  for (x ∈ Σ*)
2      if p(x):
3          print(x)
```

Не верный поход, попытка 2

```
1  for (TL = 1; True; TL++)
2      for (x ∈ \Sigma^{*})
3          if p |_T (x):
4              print(x)
```

Подход правильный:

```
1  for (TL = 1; True; TL++)
2      for (x ∈ Σ*[: TL])
3          if p |T (x):
4              if (x ∉ was):
5                  print(x)
6                  was.add(x)
```

⇐

Пусть у нас есть  $q$  — перечислитель  $L$ .

```
1 p(x):
2     while q.next() != x:
3         pass
4     return True
```

■

### Пример непререцилимого языка

Программа набор из 0 и 1. Пусть  $A$  — предикат.  $L_A = \{p \mid A(p)\}$  — формальный язык.

**Определение 2.0.5** (Универсальный язык).  $U = \{\langle p, x \rangle \mid p(x) = 1\}$ .

**Замечание.**  $U$  — полурешим.

*Доказательство.* Давайте сделаем

```
1 inU(⟨p, x⟩):
2     return p(x)
```

■

**Теорема 2.0.2.**  $U$  не разрешим.

*Доказательство.* Пусть есть функция  $\text{inU}(\langle p, x \rangle)$  — всегда завершается.

```
1 q(x):
2     if inU(⟨x, x⟩):
3         return 0
4     else:
5         return 1
```

Посчитаем  $q(q)$ .

Если  $q(q) = 1 \implies \text{inU}(\langle q, q \rangle) = \text{false} \implies q(q) = 0$  (плохо).

Пусть  $q(q) = 0 \implies \text{inU}(\langle q, q \rangle) = \text{true} \implies q(q) = 1$  (тоже плохо).

■

**Теорема 2.0.3.** Если  $A$  и  $\bar{A}$  — полурешим  $\implies A$  — разрешим.

**Утверждение 2.0.2.**  $A$  разрешим  $\implies \bar{A}$  — разрешим.

*Доказательство теоремы.* .

```
1 inA(x):
2     for (TL = 1; +∞):
3         if p |TL(x):
4             return 1
5         if q |TL(x):
6             return 0
```

■

## Не полуразрешим

**Пример.** Язык дополнение до  $U$  не полуразрешим.

На самом деле эти множества биективны:

- Строки  $\Sigma^*$
- Программы  $\text{Prog}$
- Числа  $\mathbb{N}^+$

$$\text{Prog} \xleftrightarrow{\text{id}} \Sigma^* \xleftrightarrow{\text{grad.order}} \mathbb{N}^+.$$

- Полуразрешимые языки  $\iff$  вычислимые функции  $A \subset \mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}$ .
- Разрешимые языки  $\iff$  всюду определенные (Hall) вычислимые функции  $\mathbb{N} \rightarrow \{0, 1\}$ .

## 2.1 А обязательно ли разрешать компьютеру зависать?

**Определение 2.1.1.** Язык программирования называется **полным** для  $A$ , если для любого перечислимого языка из  $A$  можно задать его описание на этом языке.

Иными словами, любую вычислимую функцию можно задать при помощи этого языка программирования.

**Определение 2.1.2.** Язык называется **вычислимым** (компилируемым), если по описанию и словы мы можем сказать подходит или нет.

**Определение 2.1.3.** Язык программирования **независящий**, если  $\forall$  программы и  $\forall$  слова он не зависнет.

**Теорема 2.1.1.** Не существует полного для разрешимых языков вычислимого, не зависающего метаязыка описания.

То есть, не существует вычислимой нумерации всех всюду определенных вычислимых функций.

*Доказательство.* Предположим, что она (нумерация) существует. Вот эта нумерация  $f_1, f_2, f_3, \dots$

	$x_1$	$x_2$	$x_3$	$x_4$
$f_1$				
$f_2$				
$f_3$				
$f_4$				

$g(i) = f_i(x_i) + 1$ ,  $g$  — всюдуопределенная, вычислимая.  
 $g(i) \neq f_i(x_i)$



**Следствие 2.1.1.1.** На конечном автомате нельзя интерпретировать конечный автомат.

## 2.2 Разрешимость

У нас есть пример неразрешимого языка. Это язык  $U = \{\langle p, x \rangle \mid p(x) = 1\}$ . А если мы хотим проверить еще какой-то язык? Можно ли куда-то замести под ковер рассуждения?

**Определение 2.2.1.**  $m$  — сведение (исторически many to one reduction, но в реальности это оказалось не удачным, поэтому называют mapping сведение).

Говорят язык  $A \leq_m B$ , если существует всюдуопределенная вычислимая функция  $f$ , такая, что  $x \in A \iff f(x) \in B$ .

**Теорема 2.2.1.** Если  $A$  не разрешимый,  $A \leq_m B \implies B$  — не разрешимый.

*Доказательство.* Предположим  $B$  разрешимый, то есть есть  $\text{inB}(x)$ . Тогда  $A$  разрешается программой

```
1 inA(x):
2     return inB(f(x))
```

■

**Пример** (Задача останова). Пусть  $HALT = \{p \mid p(\epsilon) \text{ не зависит} \}$ .

Сведем  $U$  к  $HALT$ .

```
1 f(<p,x>):
2     return "q(y):
3         def p = ...
4         if p(x) != 1:
5             while True:
6                 pass
7     "
```

Заметим, что  $f$  всюду определенная и вычислимая.

$f$  является  $m$  сведением  $U$  к  $HALT$ .

$q \in HALT \iff \langle p, x \rangle \in U$ .

Разминка перед Т. У-Р. Пусть мы хотим проанализировать поведение программы.

$A = \{p \mid p \text{ чему-то удовлетворяет, но не зависит} \}$ . Тогда  $A$  не разрешим.

*Доказательство.* Также напомним

```
1 f(<p,x>):
2     return "q(y):
3         if p(x) = 1:
4             сделай то, что удовлетворяет A
5         else: while True: pass
6     "
```

■

## 2.3 Теорема Успенского-Райса

$E$  = множества перечислимых языков.

с:  $\Sigma \equiv \text{char}$ ,  $s: \Sigma^* \equiv \text{string}$ ,  $L \subset \Sigma^* \equiv \text{set}\langle \text{string} \rangle = \text{lang}$ ,  $2^{\Sigma^*} \equiv \text{set}\langle \text{lang} \rangle$ ,  $E \subset 2^{\Sigma^*} \equiv \text{set}\langle \text{lang} \rangle$ .

Свойство перечислимых языков:

$A \subset E \equiv \text{set}\langle \text{lang} \rangle$

$L \in A \rightarrow L$  удовлетворяет  $A$

$L \notin A \rightarrow L$  не удовлетворяет  $A$ .

$L(A) = \{p \mid L(p) \in A\}$

$L(p) = \{x \mid p(x) = 1\}$ .

**Теорема 2.3.1** (Успенского-Райса). Язык любого нетривиального свойства перечислимых языков не разрешим.

$A = \emptyset \quad L(A) = \emptyset, \quad A = E \quad L(A) = \Sigma^*$ . Есть  $A \neq \emptyset, A \neq E \implies L(A)$  не разрешим.

*Доказательство.* Пусть  $\emptyset \notin A$ . Пусть какой-то язык  $X \in A$ .

$L(A)$  — разрешим  $\text{inA}(p)$ . Напишем следующий код, разрешающий  $U$ .

```

1 in U(⟨p, x⟩):
2     q = "q(y):
3         if p(x) = 1:
4             return inX(y)
5         else:
6             return 0
7     "
8     return inA(q)

```

Утверждается, что получился разрешитель для  $U$ . Если  $p(x) = 1$ , то  $L(q) = X \in A$ . А если  $p(x) = 0$  или  $p(x)$  зависит, то  $L(q) \emptyset$ .

Таким образом,  $\langle p, x \rangle \in U \iff q \in L(A)$ .

То есть  $f$   $m$ -сводит  $U$  к  $L(A)$ . ■

## 2.4 Теорема о рекурсии

Бывают программы, что

```

1 q - разрешитель
2 f(x): ...
3     if q(f):
4         while True: pass
5     else:
6         return 1

```

**Пример** (игрушечный). Что выведет эта инструкция?

Написать 2 раза, второй раз в кавычках:

"Написать 2 раза, второй раз в кавычках:"

Действительно, получится:

Написать 2 раза, второй раз в кавычках:

"Написать 2 раза, второй раз в кавычках:"

То есть в каком-то месте программы мы можем вывести исходный код программы.

```

1 f(...):
2 .
3     getSource()
4 .
5 .

```

Программа выведет:

```

.
getSource():
.
.
.
.

```

Наиболее интересное применение — quine — программа, которая выводит свой исходный код.

Как же это делать?

```

1 f(...):
2 .
3 .
4     getSource()
5 .
6 .
7 getSource():
8     s ← getAuxSource()
9     return s + "getAuxSource():" +
10         "    return \"" + s + "\""
11
12 getAuxSource():
13     return "f(...):

```

```

14     ...
15     getSource():
16         s ← getAuxSource()
17         return s + "\"getSource():\" +
18             \"    return \\\"\\\"\" + s + \"\\\"\\\"\"
19     \"

```

**Замечание.** Заметим, что весь код программы состоит из того, что выведет `getAuxSource`, плюс определение `getSource`.

**Теорема 2.4.1** (О рекурсии). Пусть  $V(x, y)$  — вычислимая функция  $\implies \exists$  вычислимая функция  $f : f(y) = V(f, y)$ .

Благодаря этой теореме можно проще доказывать неразрешимость некоторых языков.

**Пример.**  $\text{HALT} = \{p \mid p(\varepsilon) \neq \perp\}$  неразрешим

*Доказательство.* Пусть  $h$  — разрешитель  $\text{HALT}$ .

```

1 p():
2     if h(p) == 1 :
3         while True: pass
4     else:
5         return 1

```

■

**Пример** (Теорема Успенского–Райса).  $A \subseteq RE$ ,  $A \neq \emptyset$ ,  $A \neq RE$ .  
 $L(A) = \{p \mid L(p) \in A\}$  — неразрешим.

*Доказательство.* Пусть  $\text{in}L_A$  — разрешитель.

Пусть  $\underbrace{M}_{\text{in}M(x)} \in A$ ,  $\underbrace{N}_{\text{in}N(x)} \notin A$ .

```

1 f(x):
2     if (inL_A(getSource())):
3         return inN(x)
4     else:
5         return inM(x)

```

■

**Замечание.** Такая подростковая программа: послушаем родителей и сделаем наоборот.

## Еще примеры невычислимых функций

**Пример.**  $K(x)$  — Колмогоровская сложность

$K(x) = \min$  длина программы  $p$ , что  $p() = x$ .

К сожалению, нельзя написать программу, которая бы оптимально кодировала строку.

**Утверждение 2.4.1.**  $K(x)$  — невычислима

*Доказательство.* Пусть  $K(x)$  вычислима, напомним код.

```

1 p():
2     for x \in \Sigma*:
3         if k(x) > |getSource()|:
4             return x

```

Мы нашли программу, у которой колмогоровская сложность больше, чем сложность программы  $p$ , которая без проблем выводит эту строку. ■

**Пример** (Busy Beaver ( $\text{BB}(n)$ )). Эта функция принимает число  $n$  и возвращает максимальное число шагов, которое делают программы длины  $n$  (из  $n$  строчек или символов).

**Утверждение 2.4.2.**  $BB(n)$  невычислима. Напишем программу, которая будет работать дольше.

```

1 f():
2     for i = 0 .. BB(|getSource()|):
3         pass
4     return

```

## 2.5 Проблемы вычислимости

Когда мы говорим про вычислимость, мы представляем программу на  $c++$ , *python*, *псевдоязыке*. Но с математикикой это не очень удобно связывать.

**Задача 1** (Проблема Соответствия Поста). Есть число  $n$ . Далее следует  $n$  строк с числами  $a_1, b_1, a_2, b_2, \dots, a_n, b_n$ .

Задача, вывести YES или NO и сертификат, если существует последовательность индесов такая, что  $a_{i_1}, a_{i_2}, a_{i_3}, \dots, a_{i_n} = b_{j_1}, b_{j_2}, b_{j_3}, \dots, b_{j_n}$ .

**Задача 2** (Проблема полимино). Полимино — плоская геометрическая фигура, состоящая из  $n$  одноклеточных квадратов, соединенных по сторонам.

Дано  $n, w, h$  — количество типов полимино, высота и ширина. Далее  $n$  фигурок полимино.

Требуется понять, можно ли замостить четверть плоскости такими фигурами.

**Определение 2.5.1.** [Машина тьюринга].  $\Sigma$  — входной алфавит,  $\Pi \supset \Sigma$ .  $B \in \Pi \setminus \Sigma$  — пробел.

$Q$  — множество состояний.  $Y \in Q$ ,  $N \in Q$ ,  $Y \neq N$ .  $S \in Q$  — стартовое состояние.

$\delta : (\{Y, N\}) \times \Pi \rightarrow Q \times P \times \{\leftarrow, \rightarrow\}$ .

Мгновенное описание Машины Тьюринга  $\alpha \#_p \beta$ .

$\vdash$  — переходит за один шаг.  $\alpha \#_p \beta \vdash \xi \#_q \eta$ , если

$$\begin{cases} \alpha = \xi \alpha, \eta = ad\beta, & \delta(p, c) = \langle q, d, \leftarrow \rangle, \\ \xi = \alpha d, \eta = \beta', & \delta(q, d, \rightarrow), \\ \xi = \alpha, \eta = d\beta', & \delta(q, d, \cdot) \end{cases}$$

Сейчас мы попробуем приблизить машину тьюринга к современному компьютеру.

М.Т.  $\rightarrow$  многодорожечная М.Т.  $\rightarrow$  многоленточная М.Т.  $\xrightarrow{\text{яма с крокодилами и Тезис Т.Ч.}}$  современный компьютер.

А потом мы попробуем упростить нашу машину тьюринга.

Двух счетчиковая машина  $\leftarrow$  трех счетчиковая машина  $\leftarrow$  двустековая машина  $\leftarrow$  М.Т.

А также мы докажем эфкивавалентность М.Т.

1. Машине Мароква,
2. Грамматикам нулевого порядка,
3. Кл. Автомат.

**Определение 2.5.2.** Многодорожечная Машина Тьюринга

Пусть у нас есть не одна дорожка, а несколько, то есть мы можем не портить исходное слово.

**Утверждение 2.5.1.**  $M.D.M.T. \approx M.T.$

*Доказательство.* Действительно,  $\Pi' = \Pi^k$ . ■

**Утверждение 2.5.2.** Можно считать, что лента односторонне бесконечная и нет пробелов  $B$ .

*Доказательство.* Чтобы не ставить пробелы добавим сурогатный пробел  $\{\bar{B}\} \cup \Pi = \Pi'$ .

Потом отрежем один бесконечный край ленты, развернем и приклеим к началу со сдвигом на один. Получим ленту с двумя бесконечными в одну сторону дорожками.

При этом вычислительную мощность мы не потеряли. ■



**Определение 2.5.3.** Многоленточная Машина Тьюринга

Пусть у нас есть  $k$  лент и на каждой из них своя головка. То есть  $\delta : Q^k \rightarrow Q \times \Pi^k \times \{\leftarrow, \rightarrow, \cdot\}^k$ .

**Утверждение 2.5.3.**  $M.L.M.T. \approx M.T.$ 

*Доказательство.* Докажем эквивалентность  $M.L.M.T.$   $2k$ -дорожечной  $M.T.$  На нечетных дорожках будут данные, на четных дорожках будем хранить положение головки в  $i/2$ -й ленте.

Переход будем делать по стадиям пока не подвиним все головки.

$Q' = Q \times \Pi^k \times 2^k \cup$  (специальные состояния для обратного прохода + служебные). ■

**Замечание.** Пусть  $M.L.M.T$  сделала  $t$  шагов для симуляции 1 шага. Требуется  $\mathcal{O}(t)$  шагов 1 л  $M.T.$   
А для всех  $t$  шагов потребуется  $\mathcal{O}(t^2)$ .

**Теорема 2.5.1** (Тьюринга-Черча).  $L$  — полуразрешимый  $\iff \exists M.T. L(m) = L$ .

Усиленная версия. Замедление происходит не более, чем в полином раз.

Теперь давай в обратную сторону.

Пусть у нас есть недетерменированная  $M.T.$   $\delta : Q \times \Pi \rightarrow P_{<\infty} (Q \times \Pi \times \{\leftarrow, \rightarrow, \cdot\})$ .

**Определение 2.5.4.**  $k$ -стековая машина  $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times \Pi^k \rightarrow P_{<+\infty} (Q \times (\Pi^*)^k)$ **Теорема 2.5.2.**  $L$  — перечислим  $\iff$  разрешим на 2-стековой машине.**Определение 2.5.5.**  $k$ -счетчиковая машина:

$\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\epsilon\}) \times \{=, > 0\}^k \rightarrow P_{<+\infty} (Q \times \{+1, -1, +0\}^k)$ .

**Теорема 2.5.3.**  $k$ -стековая машина  $\implies k + 1$ -счетчиковая машина**Теорема 2.5.4.**  $k$ -счетчиковая машина  $\implies 2$ -счетчиковая машина.

Другие вычислители, эквивалентные Машине Тьюринга.

Вообще, преимущество  $M.T.$  в ее локальности. То есть  $p \vdash q$ , расстояние Левенштейна между  $p$  и  $q$  равно  $\mathcal{O}(1)$ .

**Определение 2.5.6.** Нормальные алгорифмы Мароква (Машина Мароква).

У нас есть строковый регистр (строка данная на вход). Программа для Машины Маркова: переходы  $s_1 \rightarrow t_1, s_2 \rightarrow t_2, \dots, s_k \rightarrow \text{СТОП}, \dots$ . Просматриваем список правил, берем первое встретившееся правило, где  $s_i = s$  и заменяем  $s$  на  $t_i$ .

**Теорема 2.5.5** (Маркова – Тьюринга).  $M.M. \equiv M.T.$ 

*Доказательство.* В одну сторону  $\pm$  понятно. А как на Машине Маркова сделать  $M.T.$ ?

Добавим последнее правило  $\epsilon \rightarrow \#_s$ .

$\delta(p, c) = (q, d, \rightarrow)$  переделаем в  $\#_p c \rightarrow d\#_q$ .  
 $\beta(p, c) = (q, d, \leftarrow)$  переделаем в набор правил для всех  $a$   $a\#_p c \rightarrow \#_q ad$ .  
 $\#_Y \rightarrow Y$ ,  $\#_N \rightarrow N$   $\#_{\text{STOP}} \rightarrow \text{STOP}$ .

■

## 2.6 Комбинаторные неразрешимые задачи

$U_{TM} = \{\langle m, x \rangle \mid n \text{ для } x\}$

Докажем, что  $U_{TM}$  — не разрешим.

**Теорема 2.6.1.**  $\{\langle \Gamma x \rangle \mid S \Rightarrow^* x\}$  — не разрешаим.

### Гамма-грамматика класса 0

$\alpha \rightarrow \beta$ ,  $\alpha \in N^+$ ,  $\beta \in (N \cup \Sigma)$ .

Например,  $0^n 1^n 2^n$  — не К.С.

Разрешим его в грамматике класса 0.

- $S \rightarrow XYZ$
- $Y \rightarrow \varepsilon$
- $Y \rightarrow ABCY$
- $BA \rightarrow AB$
- $CA \rightarrow AC$
- $CB \rightarrow BC$
- $XA \rightarrow 0X$
- $X \rightarrow P$
- $PB \rightarrow 1P$
- $P \rightarrow Q$
- $QC \rightarrow 2Q$
- $QZ \rightarrow \varepsilon$ .

**Теорема 2.6.2.**  $L$  — перечислим  $\iff L$  — порождается грамматикой класса 0.

*Доказательство.* Пусть есть машина тьюринга, которая допускает слово  $m$ .

$q_0 = \#_s x \vdash q_1 \vdash q_2 \vdash \dots \vdash q_t = \alpha \#_y \beta$ .

$$\begin{array}{l}
 S \quad \underbrace{\Rightarrow^*}_{\substack{S \rightarrow \wedge Y \$, \\ Y \rightarrow Z \#_Y Z, \\ Z \rightarrow cZ, \\ Z \rightarrow \varepsilon}} \wedge \alpha \#_y \beta \$ \quad \underbrace{\Rightarrow \wedge q_{t-1} \$ \Rightarrow \dots \Rightarrow \wedge q_1 \$}_{\substack{\delta(p, c) = (q, d, \leftarrow), \\ \#_q ad \rightarrow a \#_p c}} \quad \underbrace{\Rightarrow \wedge q_0 \$}_{\wedge \#_s \rightarrow \sim} \Rightarrow^* x \sim \$ \Rightarrow x.
 \end{array}$$

■

**Задача 3** (Проблема соответствия поста (PCP)). PCP =

$= \{\langle (\alpha_1, \beta_1), (\alpha_2, \beta_2), \dots, (\alpha_n, \beta_n) \rangle \mid \exists i_1, i_2, \dots, i_k : \alpha_{i_1} \dots \alpha_{i_k} = \beta_{i_1} \dots \beta_{i_k}\}.$

$U_{TM} \leq \text{PCP}_1 \leq \text{PCP}.$

$\text{PCP}_1 = \left\{ \left\langle \vec{\alpha}, \vec{\beta} \right\rangle \right\}$

**Лемма 2.6.2.1.** Давайте сведем  $\text{PCP}_1 \leq_m \text{PCP}$ , то есть  $\langle \vec{\alpha}, \vec{\beta} \rangle \rightarrow \langle \vec{\alpha}^1, \vec{\beta}^1 \rangle$

$$\vec{\alpha}, \vec{\beta} \in \text{PCP}_1 \iff \vec{\alpha}^1, \vec{\beta}^1 \in \text{PCP}.$$

**Задача 4** (Пересечение двух К.С. языков).  $\text{NECFI} = \{ \langle \Gamma_1, \Gamma_2 \rangle \mid L(\Gamma_1) \cap l(\Gamma_2) \neq \emptyset \}$ .  
 $\text{NECFI}$  — не разрешим.

*Доказательство.* Сведем PCP к NECFI.

$$\langle \alpha_1, \dots, \alpha_n, \beta_1, \dots, \beta_n \rangle. \alpha_i, \beta_i \in \Sigma.$$

$$\Pi = \Sigma \cup \{ \bar{1}, \bar{2}, \dots, \bar{n} \}.$$

$$\begin{array}{c|c} \Gamma_1 & \Gamma_2 \\ \hline S \rightarrow \alpha_i S \bar{i} & S \rightarrow \beta_i S \bar{i} \\ S \rightarrow \alpha_i \bar{i} & S \rightarrow \beta_i \bar{i} \\ \underbrace{\alpha_{i_1} \dots \alpha_{i_k}}_{\eta} \underbrace{\bar{i}_k \dots \bar{i}_1}_{\xi} & \underbrace{\beta_{i_1} \dots \beta_{i_k}}_{\eta} \underbrace{\bar{i}_k \dots \bar{i}_1}_{\xi} \end{array}$$

**Задача 5** (Проблема замощения). Пусть у нас есть клетчатая четверть плоскости (бесконечной).  
 Типы полимино — клетчатая фигурки некоторого типа.

*Доказательство.* Сведем  $\text{UTM} \leq_m \text{TILING} \dots$

