

Элементы Теории Алгоритмов

1.1 Понятие алгоритма в интуитивном смысле слова

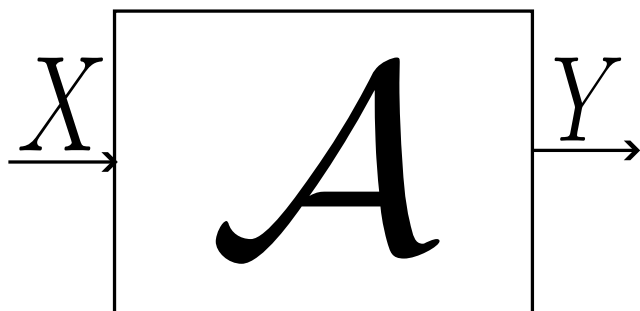


Рис. 1.1: Команда

$$\mathcal{A} : X \rightarrow Y$$

Признаки алгоритма:

- Признак детерминизированности (нет выбора в алгоритме)
- Признак массовости (работает для всех входных данных одного типа , например, квадратных уравнений)
- Признак результативности (ожидается какой-то результат)

Определение 1. алгоритм A применим к элементу x . (То есть останавливается за n шагов)

$$(x \in X)(!A(x))$$

Определение 2. $\neg!A(x)$ - алгоритм A не применим к x .

Определение 3. Конструктивный объект - слово в конечном алфавите.

Определение 4. Вербальная, или словарная, функция - это

$$f : V^* \rightarrow W^*$$

Вербальная функция (V, W) .

Определение 5. Алгоритм можно записать так:

$$\mathcal{A} : V^* \rightarrow W^*$$

Определение 6. Функция $f : V^* \rightarrow W^*$ называется вычислимой в интуитивном смысле слова, если существует алгоритм $\mathcal{A}_f : V^* \rightarrow W^*$ такой, что

$$(\forall x \in V^*)((\neg!\mathcal{A}_f(x) \iff x \in D(f)) \& (\mathcal{A}_f(x) = f(x)))$$

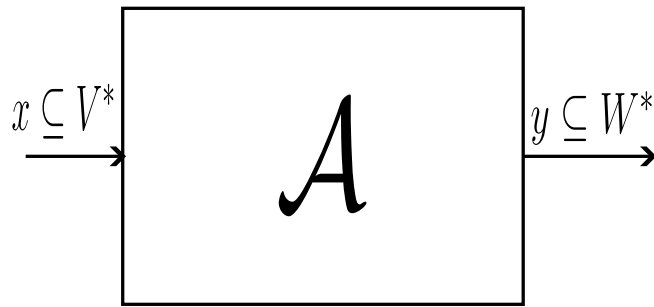


Рис. 1.2: Автомат

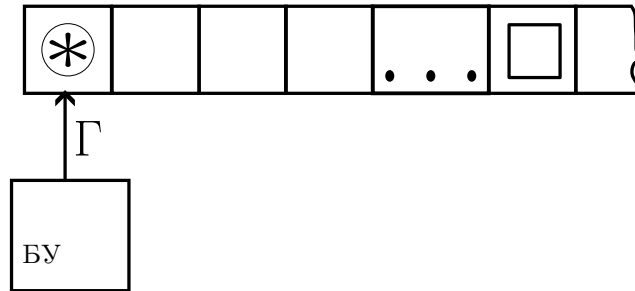


Рис. 1.3: Машина Тьюринга

1.2 Машина Тьюринга.

Команды следующего формата:

$$qa \rightarrow rb, \begin{Bmatrix} S \\ L \\ R \end{Bmatrix}; q, r \in Q; a, b \in V \cup \{*, \square\}$$

Заметка. Мы считаем, что у нас не может быть команд с одинаковыми левыми частями.

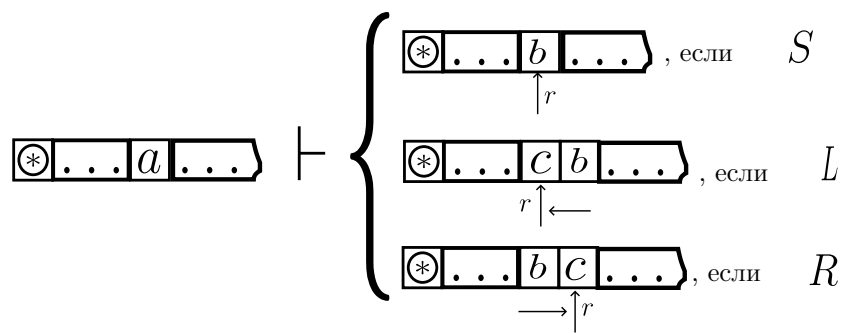
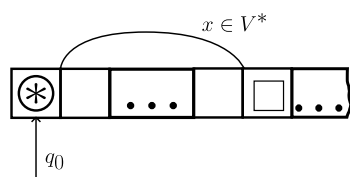
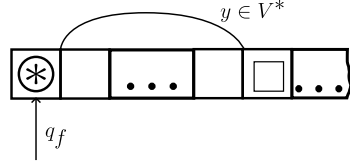


Рис. 1.4: Что к чему

Начальная конфигурация:



Заключительная конфигурация:



Пример программы:

$$\begin{aligned}
q_0 \otimes &\rightarrow q_0 \otimes, R \\
q_0 a &\rightarrow q_0 a, R \\
q_0 b &\rightarrow q_0 b, R \\
q_0 c &\rightarrow q_1 c, R \\
q_1 a &\rightarrow q_2 a, R \\
q_1 b &\rightarrow q_0 b, R \\
q_1 c &\rightarrow q_1 c, R \\
q_2 a &\rightarrow q_0 a, R \\
q_2 b &\rightarrow q_3 b, R \\
q_2 c &\rightarrow q_1 c, R \\
q_3 \alpha &\rightarrow q_3 \alpha, R // \alpha \in \{a, b, c\} \\
q_3 \square &\rightarrow q_4 \square, R \\
q_i \square &\rightarrow q_5 \square, L // i = 0, 1, 2 \\
q_4 \otimes &\rightarrow q_f 1, L \\
q_5 \alpha &\rightarrow q_5 \square, L \\
q_5 \otimes &\rightarrow q_5 *, R \\
q_5 \square &\rightarrow q_f 0, L
\end{aligned}$$

$$f(x) = \begin{cases} 1, & \text{если } cab \sqsubseteq x \in \{a, b, c\} \\ 0 & \text{иначе} \end{cases}$$

Определение 7. Машина Тьюринга (МТ):

$$\mathcal{J} = (V, Q, q_0, q_f, *, \square, S, L, R, \delta)$$

Конфигурация МТ:

$$C = (q, x, ay),$$

где $q \in Q$, а $x, y \in (V \cup \{*, \square\})^*$, $a \in V \cup \{*, \square\}$

Мы полагаем, что

$$(q, x, ay) \vdash_{\mathcal{J}} \begin{cases} (r, x, by), & \text{если } qa \rightarrow rb, S \in \delta \\ (r, x', cby), & \text{где } x'c = x, \text{ если } qa \rightarrow rb, L \in \delta \\ (r, xb, dy'), & \text{где } y = dy', \text{ если } qa \rightarrow rb, R \in \delta \end{cases}$$

Определение 8. Вывод на множестве конфигураций:

K_0, K_1, \dots, K_n , где $(\forall i \geq 0)(K_i \vdash K_{i+1}$, если K_{i+1} определен в последовательности)

$$K \vdash_{\mathcal{J}}^* K', \text{ если существует вывод } K = K_0 \vdash K_1 \vdash \dots \vdash K_n = K'$$

Дано:

Начальная конфигурация $C_0 = (q_0, \lambda, \otimes x \square)$, где $x \in V^*$

Конечная конфигурация $C_f = (q_f, \lambda, \otimes y \square)$, где $y \in V^*$

Определение 9. Машина Тьюринга применима к слову x , то есть

$$\begin{aligned} & !\mathcal{T}(x) \Leftarrow \\ & \Leftarrow C_0 = (q_0, \lambda, \otimes x \square) \vdash^* C_f = (q_f, \lambda, \otimes y \square); \end{aligned}$$

при этом $y \Leftarrow \mathcal{T}(x)$

При этом если не применимо к машине тьюринга данное слово, то

$$\neg !\mathcal{T}(x)$$

Определение 10. Конфигурация машины Тьюринга называется тупиковой, если она не является заключительной и при этом из нее не выводится ни одна конфигурация.

Пример.

$$f(x) = \begin{cases} \#, & \text{если } x = \lambda \\ \lambda, & \text{если } cab \sqsubseteq x \\ x, & \text{если } x \neq \lambda \text{ и } cab \not\sqsubseteq x \end{cases}$$

λ - Пустое слово.

Тогда программа записывается так:

$$\begin{aligned} q_0 \otimes & \rightarrow q_0 \otimes, R \\ q_0 \square & \rightarrow q_f \#, L \\ q_0 a & \rightarrow q'_0 a, R \\ q_0 b & \rightarrow q'_0 b, R \\ q_0 c & \rightarrow q_1 c, R \\ q'_0 a & \rightarrow q'_0 a, R \\ q'_0 b & \rightarrow q'_0 b, R \\ q'_0 c & \rightarrow q_1 c, R \\ q_1 a & \rightarrow q_2 a, R \\ q_1 b & \rightarrow q'_0 b, R \\ q_1 c & \rightarrow q_1 c, R \\ q_2 a & \rightarrow a'_0 a, R // caa \\ q_2 b & \rightarrow q_3 b, R // cab \\ q_2 c & \rightarrow q_1 c, R // cac \\ q_3 \alpha & \rightarrow q_3 \alpha, R // \alpha \in \{a, b, c\} \\ q_3 \square & \rightarrow q_4 \square, L \\ q_4 \alpha & \rightarrow q_4 \square, L \\ q_4 \otimes & \rightarrow q_f \otimes, S \\ r \square & \rightarrow q_5 \square, L // r \in \{q'_0, q_1, q_2\} \\ q_5 \alpha & \rightarrow q_5 \alpha, L \\ q_5 \otimes & \rightarrow q_f \otimes, S \end{aligned}$$

Для ошибочного решения (q'_0 не вводится):

$$(a_1, \lambda, \otimes ab \square) \vdash (q_0, \otimes, ab \square) \vdash (q_0, \otimes a, b \square) \vdash (q_0, \otimes ab, \square) \vdash \underline{(q_f, \otimes a, b \# \square)}$$

Определение 11. Машина Тьюринга называется детерминированной, если из каждой ее конфигурации непосредственно выводится не более одной конфигурации.

Теорема 1.1. Машина Тьюринга называется детерминированной тогда и только тогда, когда в ее программе (системе команд) нет двух (более) различных команд с одинаковыми левыми частями.

Соглашение. Во всех дальнейших суждениях машина Тьюринга будет считаться детерминированной. ДМТ - детерминированная машина Тьюринга.

Допустим машина Тьюринга с алфавитом V , то мы говорим, что это машина Тьюринга в алфавите V . Но если $V \supset V'$, то мы говорим, что Машина Тьюринга над алфавитом V .

Определение 12. Вербальная функция $f : V^* \rightarrow V^*$ называется вычислительной по Тьюрингу, если может быть построена МТ \mathcal{T}_f над алфавитом V такая, что

$$(\forall x \in V^*)(\mathcal{T}(x) \iff x \in D(f) \& \mathcal{T}_f(x) = f(x))$$

Тезис Тьюринга. Он гласит, что любая вербальная функция, вычисляемая в интуитивном смысле слова, вычислима по Тьюрингу.

Общие разделы:

1. Основная модель.
2. Понятие вычислимой функции. Основная гипотеза.
3. Эквивалентный алгоритм.
4. Теорема сочетания.
5. Универсальный алгоритм.
6. Разрешимые перечислимые множества (языки).
7. Анализ алгоритмически неразрешимых задач.

1.3 Нормальные алгоритмы Маркова

Предположим, что есть

$$V; x, y \in V^*; x \sqsubseteq y \iff (\exists y_1, y_2)(y = y_1 x y_2)$$

причем тройка слов (y_1, x, y_2) - вхождение слова x в слово y .

Некоторые свойства:

- $(\forall x)(\lambda \sqsubseteq x)$
- $(\forall x)(x \sqsubseteq x)$
- $(\forall x)(\forall y)(\forall z)(x \sqsubseteq y, y \sqsubseteq z \implies x \sqsubseteq z)$

Записывается иногда так: $y_1 * x * y_2$ ($x \notin V$)

Пример: $y = \underbrace{\quad}_x$; *вход*ит - корень

Еще один: $\underbrace{\quad}_x \text{ абракадабра } \underbrace{\quad}_x$

Среди всех вхождений x в y выделяется первое, или главное, вхождение, а именно имеющую наименьшую длину левого крыла (самое левое вхождение).

Определение 13. Подстановка:

$$u, v \in V^* \quad \underbrace{u}_{\text{л.ч.}} \rightarrow \underbrace{v}_{\text{п.ч.}}; \rightarrow \notin V$$

Определение 14. Омега применима, или подходит, если ее левая часть входит в слово x .

$$\omega : u \rightarrow v$$

Тогда вхождение:

$$x = x_1 u x_2; \quad x_1 * u * x_2 \text{ - 1-е вхождение } u \text{ в } x$$

Отсюда

$$y \Leftarrow \omega x \Leftarrow x_1 v x_2$$

Это можно представить так:

$$\begin{array}{lcl} x & = & \boxed{x_1} \boxed{u} \boxed{x_2} \\ & & \downarrow \\ y = \omega x & = & \boxed{x_1} \boxed{v} \boxed{x_2} \end{array}$$

Пример. Пусть дана замена:

$$\omega : B \rightarrow y$$

Тогда слово Входит превратится в слово уходит. $\omega x = \text{уходит}$

Определение 15. Нормальный алгоритм $\mathcal{A} = (V, S, \mathcal{P})$

Пример.

$$\mathcal{A} : \begin{cases} \#a \rightarrow a(1) \\ \#b \rightarrow b\# \\ \# \rightarrow \cdot aba \\ \rightarrow \# \end{cases}$$

Рассматриваем систему сверху вниз и ищем первую подходящую формулу. Пусть

$$x = bbab$$

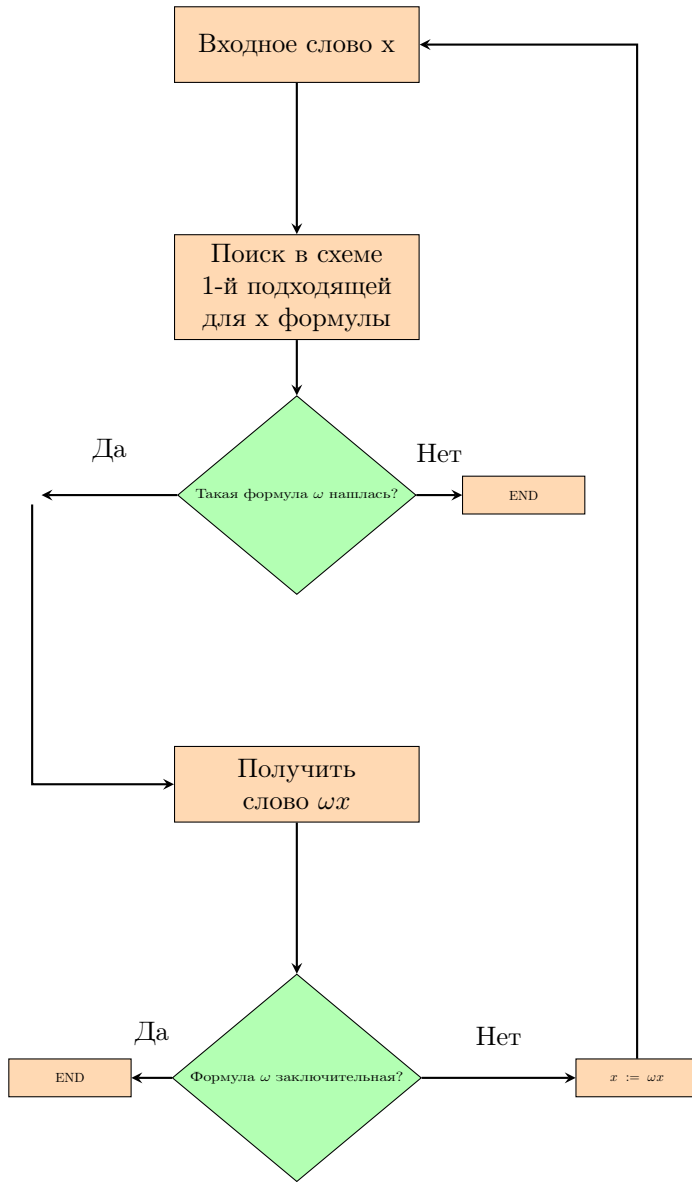
Отсюда получаем:

$$x = bbab \vdash \#bbab \vdash b\#bab \vdash bb\#ab \vdash bba\#b \vdash bbab\# \vdash \cdot bbab\underline{aba}$$

Общий вид:

$$\mathcal{A} : \begin{cases} u_1 \rightarrow [\cdot]v_1 \\ u_2 \rightarrow [\cdot]v_2 \\ \vdots \\ u_n \rightarrow [\cdot]v_n \end{cases}$$

Можно записать это в виде блок-схемы неформально:



Теперь формально опишем его. Распишем 5 разных ситуаций.

- 1) $\mathcal{A} : x \vdash y \Leftrightarrow$ непосредственно просто переводит слово x в слово $y \Leftrightarrow y = \omega x$, где ω - 1-я в схеме \mathcal{A} формула, которая оказывается простой
- 2) $\mathcal{A} \vdash \bullet y \Leftrightarrow$ Алгоритм \mathcal{A} непосредственно заключительно переводит слово x в слово $y \Leftrightarrow y = \omega x$, где ω - 1-я в схеме \mathcal{A} , которая оказывается заключительной
- 3) $\mathcal{A}x \models y \Leftrightarrow$ Алгоритм \mathcal{A} переводит слово x в слово y , когда существует последовательность $x = x_0, x_1, \dots, x_n = y$, где $(\forall i = \overline{0, n-1})(\mathcal{A} : x_i \vdash x_{i+1})$
- 4) $\mathcal{A} : x \models \bullet y \Leftrightarrow$ Алгоритм \mathcal{A} заключительно переводит слово x в слово $y \Leftrightarrow \mathcal{A} : x \vdash \bullet y \vee (\exists z)(\mathcal{A} : x \models z \vdash \bullet y)$
- 5) $\sim \mathcal{A}(x) \Leftrightarrow$ в схеме \mathcal{A} нет ни одной подходящей формулы для x .

Процесс работы НА $\mathcal{A} = (S, S, P)$ со словом $x \in V^*$: это последовательность слов $x = x_0, x_1, \dots, x_n, \dots$ такая, что $(\forall i \geq 0)(\mathcal{A} : x_i \vdash x_{i+1} \text{ или } \mathcal{A} : x_i \vdash \bullet x_{i+1})$, если x_{i+1} определено в последовательности.

Слово x_{i+1} и каждое слово $x_n, n > i + 1$ считается неопределенным, если $\mathcal{A} : x_{i-1} \vdash \bullet x_i \text{ или } \sim \mathcal{A}(x_i)$

Если процесс работы НА \mathcal{A} со словом конечный, то есть $x = x_0, x_1, \dots, x_n, n \geq 0$, то $!\mathcal{A}(x)$ и $x_n \Leftrightarrow \mathcal{A}(x)$. В противном случае пишем $\neg !\mathcal{A}(x)$, то есть алгоритм со словом x будет бесконечный, или не останавливается.

Об алфавитах в НА. Пусть НА алгоритм $\mathcal{A} = (V, S, P)$. Тогда мы говорим, что это НА в алфавите V . Пусть $\mathcal{A}_1 = (V_1 \subset V, S_1, P_1)$ - нормальный алгоритм над алфавитом V .

Определение 16. Вербальная функция $f : V^* \rightarrow V^*$ называется вычислимой по Маркову, если может быть построен нормальный алгоритм \mathcal{A}_f над алфавитом V такой, что

$$(\forall x \in V^*)(! \mathcal{A}_f(x) \iff x \in D(f)) \& (\mathcal{A}_f(x) = f(x))$$

Гипотеза НА (Принцип нормализации). Любая вербальная функция, вычисляемая в интуитивном смысле слова, вычислима по Маркову.

Примеры НА. Первый пример.

$$\mathcal{J}\alpha : \left\{ \rightarrow \bullet \right.$$

Получаем вот что: $(\forall x)(\mathcal{J}\alpha(x) = x)$, то есть вычисляет тождественную функцию в любом алфавите.

Второй пример.

$$Null : \left\{ \rightarrow \right.$$

Для любого слова будет работать бесконечно: $(\forall x) \neg !Null(x)$

Третий пример.

$$Lc : \left\{ \rightarrow \bullet x_0, \text{ где } x_0 \in V^* - \underline{\text{фиксированное слово}} \right.$$

Получим: $x \in V^* : x \vdash \bullet x_0 x$, то есть $Lc(x) = x_0 x$

Четвертый пример.

$$Rc : \left\{ \begin{array}{l} \# \xi \rightarrow \xi \# \\ \# \rightarrow \bullet x_0 (x_0 \in V^* - \text{фиксированное слово}) \\ \rightarrow \# \end{array} \right.$$

$$x \in V^*, x = x(1)x(2) \dots x(k) \vdash \# x(1)x(2) \dots x(k) \vdash x(1)\#x(2) \dots x(k) \models^{k-1} x\# \vdash \bullet x x_0$$

Пятый пример.

$$Double : \left\{ \begin{array}{l} \alpha \xi \rightarrow \xi \beta \xi \alpha \\ \beta \xi \eta \rightarrow \eta \beta \xi \\ \beta \rightarrow \\ \alpha \rightarrow \bullet \\ \rightarrow \alpha \end{array} \right.$$

Причем $\alpha, \beta \notin V; \xi, \eta \in V$.

Первый тест: $\lambda \vdash \alpha \vdash \bullet \lambda$.

Второй тест: $a \vdash \alpha a \vdash a \beta a \alpha \vdash a a \alpha \vdash \bullet a a$

Третий тест:

$$\begin{aligned} abca \vdash \alpha abca \vdash a \beta a \alpha bca \vdash a \beta ab \beta b \alpha c a \vdash \\ \vdash a \beta ab \beta bc \beta c \alpha a \vdash a \beta ab \beta bc \beta c a \beta a \alpha \vdash \\ \vdash ab \beta a \beta bc \beta c a \beta a \alpha \vdash ab \beta ac \beta b \beta c a \beta a \alpha \vdash \\ \vdash abc \beta a \beta b \beta c a \beta a \alpha \vdash abc \beta a \beta b a \beta c \beta a \alpha \vdash \\ \vdash abc \beta a a \beta b \beta c \beta a \alpha \vdash abc a \beta a \beta b \beta c \beta a \alpha \models^4 \\ \models^4 abca abca \alpha \vdash \bullet abca abca \end{aligned}$$

Можно строго доказать, что

$$(\forall x \in V^*)(Double(x) = xx = x^2)$$

1.4 Эквивалентность нормальных алгоритмов. Теорема о переводе.

Пусть даны $\mathcal{A}, \mathcal{B} : V^* \rightarrow V^*$ над алфавитом V .

Определение 17. Алогрифмы \mathcal{A}, \mathcal{B} называются эквивалентными относительно алфавита V , если

$$(\forall x \in V^*)(! \mathcal{A}(x) \iff ! \mathcal{B}(x) \ \& \ (\mathcal{A}(x) = \mathcal{B}(x)))$$

Это называется условным равенством:

$$\mathcal{A}(x) \simeq \mathcal{B}(x)$$

Рассмотрим такую конструкцию, называемую замыканием НА.

$$\mathcal{A} : \begin{cases} u_1 \rightarrow [\cdot]v_1 \\ \vdots \\ u_n \rightarrow [\cdot]v_n \end{cases}$$

$$\mathcal{A}^* : \begin{cases} \text{Схема } \mathcal{A} \\ \rightarrow \cdot \end{cases}$$

То есть

$$(\forall x \in V^*) \mathcal{A}^*(x) \simeq \mathcal{A}(x)$$

Рассмотрим преобразования:

$\mathcal{A} : x \models \cdot y$, то есть $\mathcal{A}(x) = y$; $\mathcal{A}^* : x \models y = \mathcal{A}(x)$.

$\mathcal{A} : x \models y$, то есть $y = \mathcal{A}(x)$; $\mathcal{A}^* : x \models y \vdash \cdot y = \mathcal{A}(x)$

Замечка. Переход к замыканию НА позволяет без ограничения общности не рассматривать ситуацию естественного обрыва процесса работы.

Если $! \mathcal{A}(x)$, то $x \models \cdot \mathcal{A}(x)$ (система \mathcal{A} замкнутая)

Естественное распространение НА на более широкий алгорифм. $\mathcal{A} = (V, S, P)$ и пусть $V' \supset V$. Тогда $\mathcal{A}' = (V', S, P)$. То есть просто означает, что рассматриваем тот же алгоритм в более широком алфавите. Из этого следует, что

$$(\forall x \in V^*)(\mathcal{A}(x) \simeq \mathcal{A}(x))$$

Формальное распространение НА на более широкий алфавит. $\mathcal{A} = (V, S, P)$ в алфавите V .

$$\mathcal{A}^f : \begin{cases} \eta \rightarrow \eta \ // \ \eta \in V' \setminus V \\ \text{Схема } \mathcal{A} \end{cases}$$

Получаем:

$$(\forall x \in V^*)(\mathcal{A}^f(x) = \mathcal{A}(x)), \text{ но если } x \notin V^*, \text{ то } \neg ! \mathcal{A}^f(x)$$

Нам нужно расширить алфавит. Как это делается?

Рассмотрим алфавиты $V = \{a_1, a_2, \dots, a_n\}$, $V_\alpha = \{\alpha, \beta\}$ и $V \cap V_\alpha = \emptyset$

Тогда считается

$$[a_i \Leftarrow \alpha \beta^i \alpha; \quad [\lambda = \lambda; \quad [x = [x(1)x(2) \dots x(k) \Leftarrow [x(1)[x(2) \dots [x(k)$$

Пример.

$$[abca = \underbrace{010}_{V_0} \underbrace{0110}_a \underbrace{0111}_b \underbrace{010}_c \underbrace{010}_a$$

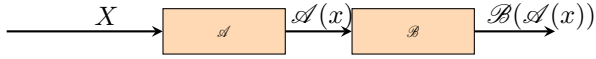
$$V_\alpha = \{\alpha, \beta\}$$

Чаще всего будет рассматривать такой алфавит: $V_0 = \{0, 1\}$

Теорема 1.2. (О переводе). Каков бы ни был нормальный алгорифм $\mathcal{A} = (V', S, P)$ над алфавитом $V \subset V'$, может быть построен НА \mathcal{B} в алфавите $V \cup V_\alpha$ так, что $(\forall x \in V^*)(\mathcal{B}(x) \simeq \mathcal{A}(x))$

1.5 Теорема сочетания

1.5.1 Композиция



Теорема 1.3. (О композиции). Каковы бы ни были НА \mathcal{A}, \mathcal{B} в алфавите V может быть построен НА алгоритм \mathcal{C} над алфавитом V такой, что

$$(\forall x \in V^*)(\mathcal{C}(x) \simeq \mathcal{B}(\mathcal{A}(x)))$$

Доказательство. Вводится алфавит двойников.

$$V = \{a_1, a_2, \dots, a_n\} \quad \bar{V} = \{\bar{a}_1, \bar{a}_2, \dots, \bar{a}_n\}$$

Вводятся две буквы α, β такие, что $\alpha, \beta \notin V \cup \bar{V}$

$$\mathcal{C} : \begin{cases} \xi\alpha \rightarrow \alpha\xi \quad // \xi \in V \\ \alpha\xi \rightarrow \alpha\bar{\xi} \\ \bar{\xi}\eta \rightarrow \bar{\xi}\bar{\eta} \quad // \xi, \eta \in V \\ \bar{\xi}\beta \rightarrow \beta\bar{\xi} \\ \beta\bar{\xi} \rightarrow \beta\xi \\ \xi\bar{\eta} \rightarrow \xi\eta \\ \alpha\beta \rightarrow \bullet \\ \bar{\mathcal{B}}_\alpha^\beta \\ \mathcal{A}^\alpha \end{cases}$$

A^\bullet	A^α
$u \rightarrow v$	$u \rightarrow v$
$u \rightarrow \bullet v$	$u \rightarrow \alpha v$

B^\bullet	$\bar{\mathcal{B}}_\alpha^\beta$
$u \rightarrow v$	$\bar{u} \rightarrow \bar{v}$
$u \neq \lambda$	
$\rightarrow v$	$\alpha \rightarrow \alpha\bar{v}$
$u \rightarrow \bullet v$	$\bar{u} \rightarrow \beta\bar{v}$
$\rightarrow \bullet v$	$\alpha \rightarrow \alpha\beta\bar{v}$

Примерно идея доказательства. $x \in V^*$

$$\mathcal{C} : x \models_{(9)}^{!A^\bullet(x)} y_1 \alpha y_2, \text{ где } y_1 y_2 = A^\bullet(x)$$

Если $\neg !A^\bullet(x)$, то и $\neg !\mathcal{C}(x)$, заметим. Отсюда

$$y_1 \alpha y_2 \models_{(1)} \alpha y_1 y_2 = \alpha y = \alpha y(1) y(2) \dots y(m),$$

где $y_1 y_2 = y$. Далее получаем

$$\alpha y(1) y(2) \dots y(m) \vdash_{(2)} \overline{\alpha y(1) y(2) \dots y(m)} \models_{(3)} \overline{\alpha y(1) y(2) \dots y(m)} = \alpha \bar{y}$$

Следующий, третий шаг

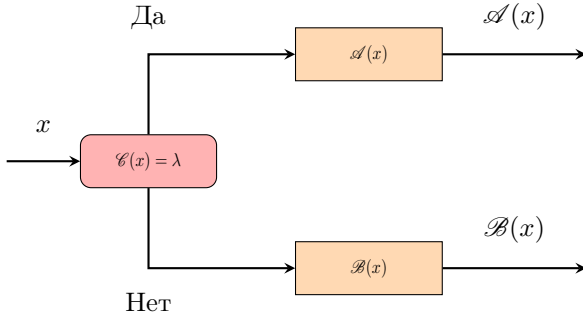
$$\alpha \bar{y} \models_{(8)} \alpha \bar{z}_1, \beta \bar{z}_2 z, \text{ где } z_1, z_1 = z = B^\bullet(y), \text{ если } !B(y)$$

Заметим, что если $\neg !B^\bullet(y) \implies \neg !\mathcal{C}(y) \implies \neg !\mathcal{C}(x)$. Получаем

$$\alpha \bar{z}_1 \beta \bar{z}_2 \models_{(4)} \alpha \beta \bar{z}_1 \bar{z}_2 = \alpha \beta \bar{z} \models_{(5),(6)} \alpha \beta z \vdash \bullet z = B^\bullet(y) = B^\bullet(A^\bullet(x)) = B(A(x))$$

□

1.5.3 Разветвление



Записать в виде псевдокода можно так:

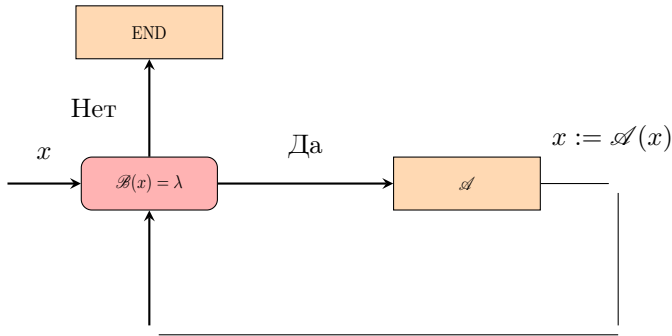
$$if(C(x) = \lambda) \text{ then } y := A(x) \text{ else } y := B(x);$$

Теорема 1.5. (О разветвлении). Каковы бы ни были НА A, B, C в алфавите V , может быть построен НА D над алфавитом V так, что

$$(\forall x \in V^*)(D(x) = A(x), \text{ если } C(x) = \lambda) \text{ и } (D(x) = B(x), \text{ если } C(x) \neq \lambda)$$

$$D \rightleftharpoons C(A \vee B)$$

1.5.4 Повторение



В виде псевдокода:

- Для цикла с условием, пока правда:

$$\underline{while} B(x) = \lambda \underline{do} x := A(x) \underline{end}; \text{ Записывается так: } {}_{\beta}\{A\}$$

- Для цикла с условием, пока неправда:

$$\underline{while} B(x) \neq \lambda \underline{do} x := A(x) \underline{end}; \text{ Записывается так: } {}_{\beta}\langle A \rangle$$

Теорема 1.6. (Повторения). Каковы бы ни были НА A, B в алфавите V , может быть построен НА C над алфавитом V такой, что $!C(x) \rightleftharpoons (B(x) \neq \lambda)$ и тогда $C(x) = x$ или существует последовательность $x = x_0, x_1, \dots, x_n$, где $(\forall i = \overline{0, n-1}) (B(x_i) = \lambda) \text{ и } x_{i+1} = A(x_i); B(x_n) \neq \lambda \text{ и } C(x) = x_n$

Примеры использования теоремы сочетания.

1) Проецирующие НА

Дано $V, \$ \notin V$. Векторное слово в алфавите $V : x_1 \$ x_2 \$ \dots \$ x_n, n \geq 1$, где $(\forall i = \overline{1, n})(x_i \in V^*)$

Нужен алгоритм, который вычисляет его x_i

$$\prod_i (x_1 \$ x_2 \$ \dots \$ x_n) = x_i, \quad i = 1 \dots n$$

$$\mathcal{P}_1 : \begin{cases} \$\eta \rightarrow // \eta \in V \\ \$ \rightarrow \\ \rightarrow \bullet \end{cases}$$

Результат работы $\mathcal{P}_1(x_1\$x_2\$ \dots \$x_n) = x_1$

$$\mathcal{P}_2 : \begin{cases} \eta \rightarrow \# // \eta \in V, \# \notin V \\ \# \rightarrow \bullet \\ \$ \rightarrow \# \end{cases}$$

То есть $\mathcal{P}_2(x_1\$x_2\$ \dots \$x_n) = x_2\$ \dots \x_n

Получаем $\prod_i = \mathcal{P}_1 \circ \mathcal{P}_2^{i-1}, \quad 1 \leq i \leq n$

i = 1: $\mathcal{P}_2^{i-1} = \mathcal{P}_2^0 = \mathcal{I}\alpha$

i = n: $\mathcal{P}_2^{n-1}(x_1\$x_2\$ \dots \$x_n) = x_w; \quad \mathcal{P}_1(x_n) = x_n$

2) НА распознавания равенства слов

$EQ(x\$y) = \lambda \iff x = y; \quad x, y \in V^*, \$ \notin V$

$EQ(x\$y) \simeq Comp(\mathcal{I}\alpha\$Inv(y))$

$Inv(y) = y^R$

$$Comp : \begin{cases} \eta \$ \eta \rightarrow \$ // \eta \in V \\ \$ \rightarrow \bullet \end{cases}$$

$x^R = (x(1)x(2) \dots x(k))^R = x(k) \dots x(2)x(1)$

3) НА определения центра слова

$\mathcal{C}(x) = x_1\$x_2$, где $x_1x_2 = x, \quad ||x_1| - |x_2|| \leq 1, x \in V^*; \quad \$ \notin V$

$\mathcal{C} = \mathcal{B} \circ \mathcal{A} \langle L \circ R \rangle$

$$L : \begin{cases} \alpha\beta \rightarrow \bullet\alpha\beta \\ \alpha\xi \rightarrow \bullet\xi\alpha // \xi \in V, \alpha \notin V \\ \rightarrow \alpha \end{cases}$$

$$R : \begin{cases} \gamma\xi \rightarrow \xi\gamma // \xi \in V; \beta, \gamma \notin V \\ \xi\gamma \rightarrow \bullet\beta\xi \\ \xi\beta \rightarrow \bullet\beta\xi \\ \rightarrow \gamma \end{cases}$$

$$\mathcal{A} : \begin{cases} \alpha\beta\xi \rightarrow \alpha\beta \\ \xi\alpha\beta \rightarrow \alpha\beta \\ \alpha\beta \rightarrow \bullet \\ \rightarrow \bullet \end{cases}$$

$$\mathcal{B} : \begin{cases} \alpha\beta \rightarrow \bullet\$ \\ \rightarrow \bullet\$ \end{cases}$$

Пример 1. $\lambda, \quad \mathcal{B}(\lambda) = \$$

$\mathcal{A}(\lambda) = \lambda \implies$ тело цикла не выполнилось

Пример 2. $x = a \in V$

$\mathcal{A}(a) = a \neq \lambda$

$$R : a \vdash \gamma a \vdash a \gamma \vdash \bullet \beta a$$

$$L : \beta a \vdash \alpha \beta a \vdash \bullet \alpha \beta a$$

$$\mathcal{A}(\alpha \beta a) = \lambda$$

$$\mathcal{B}(\alpha \beta a) = \$a$$

Пример 3. $x = ab$

$$\mathcal{A}(ab) = ab \neq \lambda$$

$$R : ab \vdash \gamma ab \vdash^2 ab \gamma \vdash \bullet \alpha \beta b$$

$$L : \alpha \beta b \vdash \alpha \alpha \beta b \vdash \bullet a \alpha \beta b$$

$$\mathcal{A}(a \alpha \beta b) = \lambda$$

$$\mathcal{B}(a \alpha \beta b) = a \$b$$

Пример 4. $x = abcde$

$$\mathcal{A}(x) = x \neq \lambda$$

1 Итерация:

$$R : abcde \vdash \gamma abcde \vdash^5 abcde \gamma \vdash \bullet abcde \beta e$$

$$L : abcd \beta e \vdash \alpha abcd \beta e \vdash \bullet a \alpha bcd \beta e$$

2 Итерация:

$$R : a \alpha bcd \beta e \vdash \bullet a \alpha bc \beta de$$

$$L : a \alpha bc \beta de \vdash \bullet ab \alpha c \beta de$$

3 Итерация:

$$R : ab \alpha c \beta de \vdash \bullet ab \alpha \beta cde$$

$$L : ab \alpha \beta cde \vdash \bullet ab \alpha \beta cde$$

$$\mathcal{A}(ab \alpha \beta cde) = \lambda$$

$$\mathcal{B}(ab \alpha \beta cde) = ab \$cde$$

1.6 Универсальный нормальный алгоритм.

Пусть дан НА:

$$\mathcal{A} : \begin{cases} u_1 \rightarrow [\cdot] v_1 \\ \vdots \\ u_n \rightarrow [\cdot] v_n \end{cases}$$

$$A^{\mathcal{A}} \Leftrightarrow u_1 \alpha [\beta] v_1 \gamma u_2 \alpha [\beta] v_2 \gamma \dots \gamma u_n \alpha [\beta] v_n, \text{ где } \alpha, \beta, \gamma \notin V$$

Пусть

$$\mathcal{A}_0 : \begin{cases} \#a \rightarrow a\# \\ \#b \rightarrow b\# \\ \# \rightarrow \bullet aba \rightarrow \# \end{cases}$$

Отсюда

$$A_0^{\mathcal{A}} = \#a\alpha a\#\gamma\#b\alpha b\#\gamma\#\alpha\beta aba\gamma\alpha\#$$

$$\mathcal{E}A_0^3 = \underbrace{01110}_{\#} \underbrace{010}_a \underbrace{011110}_{\alpha} \underbrace{010}_a \underbrace{01110}_{\#} \underbrace{0111110}_{\gamma}$$

a	b	$\#$	α	β	γ
1	2	3	4	5	6

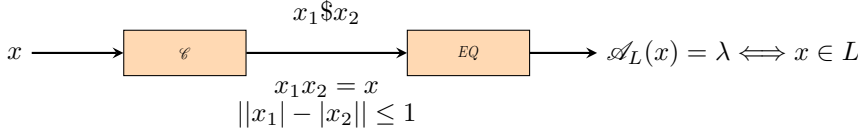
Теорема 1.7. (Об универсальном НА). Пусть V - произвольный алфавит. Может быть построен НА U над алфавитом $V \cup V_0$ такой, что для любых НА \mathcal{A} в алфавите V и слова $x \in V^*$ имеет место $U(\mathcal{E}A_0^3 x) \simeq \mathcal{A}(x)$, где $\$ \notin V \cup V_0$

1.7 Разрешимые и перечислимые языки.

Определение 19. Язык $L \subseteq V^*$ называется алгоритмически разрешимым, если может быть построен НА \mathcal{A}_L над алфавитом V такой, что

$$(\forall x \in V^*)(!\mathcal{A}_L) \text{ и } \mathcal{A}_L(x) = \lambda \iff x \in L$$

Пример. Пусть $L = \{\omega\omega : \omega \in V^*\}$



Также стоит заметить, что здесь $\mathcal{A}_L = C + EQ$. Запись формальная и Белоусов может не понять, что здесь написано. А написано здесь то, что алгоритм \mathcal{A}_L состоит из C и EQ .

$$\underbrace{C \rightarrow EQ}_{\mathcal{A}_L}$$

Определение 20. НА $\widetilde{\mathcal{A}}_L$ называется полурешимым для языка $L \subseteq V^*$, если

$$!\widetilde{\mathcal{A}}_L(x) \iff x \in L$$

Теорема 1.8. Если для языка L невозможен полурешающий НА, то невозможен и разрешающий.

Доказательство. От противного. Предполагаем, что для языка L невозможен полурешающий, то возможен разрешающий НА.

Пусть \mathcal{A}_L - разрешающий НА для $L \subseteq V^*$

По теореме о разветвлении строим

$$\mathcal{B}_L = \mathcal{A}_L(\mathcal{A}_L \vee \text{Null}),$$

где

$$\text{Null} : \left\{ \begin{array}{l} \rightarrow \end{array} \right.$$

Если $\mathcal{A}_L(x) = \lambda$, то есть $x \in L$, то $\mathcal{B}_L(x) = \mathcal{A}_L(x) = \lambda$.

Если $\mathcal{A}_L(x) \neq \lambda$, то есть $x \notin L$, отсюда $\neg !\mathcal{B}_L(x)$, так как $\neg !\text{Null}(x)$

Итак, $!\mathcal{B}_L(x) \iff x \in L$, то есть \mathcal{B}_L - полурешающий НА для L вопреки условию теоремы. \square

Теорема 1.9. Если язык L разрешим, то и разрешимо его дополнение.

$$\mathcal{A}_L(x) = \lambda \iff x \in L, \text{ то есть } \mathcal{A}_L \neq \lambda \iff x \notin L \text{ при } (\forall x) !\mathcal{A}_L(x)$$

Для универсального языка:

$$L = V^* \quad \mathcal{A}_{V^*} : \left\{ \begin{array}{l} \xi \rightarrow // \xi \in V \\ \rightarrow \cdot \end{array} \right.$$

Отсюда следует, что и пустой язык тоже разрешим, потому что он - дополнение универсального.

Определение 21. Конструктивное натуральное число (КНЧ) - это слово вида $0 \underbrace{11 \dots 1}_{n \geq 0}$. Ноль кодирует ноль,

01 кодирует 1 и так далее. КНЧ $x \in V_0^*$

$$0 \rightarrow 0; \quad 01 \rightarrow 1; \quad 011 \rightarrow 2; \quad \dots$$

Определение 22. Конструктивное целое число (КЦЧ) - это слово вида $[-]n$, где n - КНЧ.

Определение 23. Конструктивное рациональное число (КРЧ): m/n , где m, n - КЦЧ, то есть слово в $\{0, 1, -, /\}$ и $n \neq 0$

Определение 24. Язык $L \subseteq V^*$ называется алгоритмически перечислимый, если может быть построен НА N_L такой, что для любого КНЧ n $!N_L(n)$ и $N_L(n) \in L$, и $(\forall x \in L)$ существимо КНЧ n такое, что $x = N_L(n)$

Определение 25. $A, \nu : \mathbb{N}_0 \rightarrow A$ сюръективно, то есть $(\forall x \in A)(\exists n \in \mathbb{N}_0)(x = \nu(n))$. Это называется нумерацией множества A .

Далее будем предполагать, что отображение ν будет биективной.

Проведем нумерацию целых чисел

рис1

Можно записать в виде формулы:

$$\gamma(n) = \begin{cases} -\frac{n}{2}, & \text{если } n \text{ четное} \\ \frac{n+1}{2}, & \text{если } n \text{ нечетное} \end{cases}$$

Сначала сделаем 3 алгоритма, нужных для следующей задачи (?)

$$\mathcal{C} : \begin{cases} 11 \rightarrow \\ 0 \rightarrow \bullet \end{cases}$$

Можем заметить, что $\mathcal{C}(n) = \lambda \iff n \text{ четное}$

$$N_L = \mathcal{C}(\mathcal{A} \vee \mathcal{B})$$

Схема \mathcal{A} :

$$\mathcal{A} : \begin{cases} \alpha 11 \rightarrow 1\alpha \\ \alpha \rightarrow \bullet \\ 01 \rightarrow -0\alpha 1 \\ 0 \rightarrow \bullet 0 \end{cases}$$

Причем $\alpha \notin V_0$

Схема \mathcal{B}

$$\mathcal{B} : \begin{cases} \alpha 11 \rightarrow 1\alpha \\ \alpha \rightarrow \bullet \\ 01 \rightarrow 0\alpha 11 \\ \rightarrow \bullet \end{cases}$$

Нужно пронумеровать рациональные числа. Это по факту пары двух целых. Значит, учимся упорядочивать пары.

рис2

Определение 26. Область применимости НА \mathcal{A} относительно алфавита V : пусть $\mathcal{A} = (V' \supset V, S, P)$ - НА над V ; Тогда область применимости НА относительно алфавита V есть множество $\mathcal{M}_{\mathcal{A}}^V \Leftarrow \{x : x \in V^* \text{ и } !\mathcal{A}(x)\}$, причем $\mathcal{A} : V^* \rightarrow V^*$. $\mathcal{M}_{\mathcal{A}}^V$ и есть область применимости.

Теорема 1.10. Язык $L \subseteq V^*$ перечислим тогда и только тогда, когда он является областью применимости относительно алфавита V некоторого НА.

Следствие. Всякий разрешимый язык перечислим.

Доказательство. (следствия). Пусть L - разрешимый язык и \mathcal{A}_L - разрешающий НА.

Строим такой НА $\mathcal{B}_L = \text{Empty} \circ \mathcal{A}_L$, где Empty применим только к пустому слову.

$$\text{Empty} : \begin{cases} \xi \rightarrow \xi // \xi \in V \\ \rightarrow \bullet \end{cases}$$

Отсюда получаем

$$!\mathcal{B}_L(x) \iff !\mathcal{A}_L(x) \text{ и } \mathcal{A}_L(x) = \lambda,$$

то есть $L = \mathcal{M}_{\mathcal{B}_L}^V$

Однако обратное неверно!

□

1.8 Проблема применимости нормальных алгоритмов Маркова

Частная проблема применимости. Дан НА \mathcal{A} в алфавите V . Можно ли построить НА \mathcal{B} над алфавитом V такой, что $(\forall x \in V^*) !\mathcal{B}(x)$ и $\mathcal{B}(x) = \lambda \iff \neg !\mathcal{A}(x)$. Алгоритм Б задуман для того, чтобы расширить область применимости алгоритма А.

Общая проблема применимости. Дан алфавит V , $\$ \notin V \cup V_0$. Можно ли построить НА \mathcal{B} над алфавитом $V \cup V_0$ так, что для любых НА \mathcal{A} в алфавите V и слова $x \in V^*$

$$!\mathcal{B}(\mathcal{A}\$x) \text{ и } \mathcal{B}(\mathcal{A}\$x) = \lambda \iff \neg !\mathcal{A}(x)$$

1.8.1 Проблема самоприменимости.

Рассмотрим проблему самоприменимости. Мы хотим, чтобы алгоритм работал со своей собственной записью.

Соглашение. В дальнейшем, не оговаривая это особо, мы считаем, что алгоритм в алфавите V заменяем его в алфавит $V \cup V_0$

$$V \rightarrow V \cup V_0$$

$$V_1 = V \cup V_0 \cup \{\alpha, \beta\}; \alpha, \beta \notin V \cup V_0$$

$$\mathcal{A} : (V \cup V_0)^* \subset \rightarrow (V \cup V_0)^*$$

$$V_2 = V_0 \cup \{\alpha, \beta\}$$

Дан алфавит V . Можно ли построить НА \mathcal{B} над алфавитом V_0 такой, что для любого НА \mathcal{A} в $V \cup V_0$ будет верно

$$!\mathcal{B}(\mathcal{A}\$) \text{ и } \mathcal{B}(\mathcal{A}\$) = \lambda \iff \neg !\mathcal{A}(\mathcal{A}\$)$$

Примеры. Построим как самоприменимые, так и несамоприменимые НА.

$$\mathcal{A}_0 : \begin{cases} \#a \rightarrow a\# \\ \#b \rightarrow b\# \\ \# \rightarrow \bullet aba \\ \rightarrow \# \end{cases}$$

Дадим ему на вход свою же запись:

$$\mathcal{A}_0 : \mathcal{A}_0\$ \vdash \# \mathcal{A}_0\$ \vdash \bullet aba \mathcal{A}_0\$$$

Причем $V_0 \cap \{\#, a, b\} = \emptyset$. Этот алгоритм самоприменим.

$$\mathcal{A}_0^f : \begin{cases} 0 \rightarrow 0 \\ 1 \rightarrow 1 \\ \text{Схема } \mathcal{A}_0 \end{cases}$$

Дадим ему на вход свою же запись:

$$\mathcal{A}_0^f : \mathcal{A}_0^f\$ \vdash \mathcal{A}_0^f\$ \vdash \dots$$

То есть $\neg !\mathcal{A}_0^f(\mathcal{A}_0^f\$)$

Лемма. Невозможен НА \mathcal{B} в алфавите $V \cup V_0$ такой, что для любого НА \mathcal{A} в алфавите $V \cup V_0$ имело бы место

$$!\mathcal{B}(\mathcal{A}\$) \iff \neg !\mathcal{A}(\mathcal{A}\$)$$

Доказательство. Пусть алгоритм \mathcal{B} построен. Тогда при $\mathcal{A} = \mathcal{B}$ имеем:

$$!\mathcal{B}(\mathcal{B}\$) \iff \neg !\mathcal{B}(\mathcal{B}\$)$$

что является противоречием. То есть он применим тогда, когда не применим?) □

Теорема 1.11. Невозможен НА \mathcal{B} над алфавитом V_0 так, что для любого НА \mathcal{A} в алфавите V_1 имело бы место

$$!\mathcal{B}(\mathcal{A}3) \iff \neg!\mathcal{A}(\mathcal{A}3)$$

Доказательство. По теореме о переводе может быть построен НА \mathcal{B}_1 в алфавите $V_0 \cup \{\alpha, \beta\}$ так, что $(\forall x \in V_0^*) \mathcal{B}_1(x) \simeq \mathcal{B}(x)$.

Строим НА \mathcal{B}_2 как естественное распространение НА \mathcal{B}_1 на алфавит V_1 .

Пусть

$$!\mathcal{B}(\mathcal{A}3) \iff \neg!\mathcal{A}(\mathcal{A}3),$$

но тогда $!\mathcal{B}(\mathcal{A}3) \iff !\mathcal{B}_1(\mathcal{A}3) \iff !\mathcal{B}_2(\mathcal{A}3) \iff \neg!\mathcal{A}(\mathcal{A}3)$, что невозможно в силу самой леммы. \square

Итак, мы доказали невозможность полуразрешимости самоприменимости.

Проблема самоприменимости для алгорифмов алгорифмически неразрешима.

Теорема 1.12. Язык записей несамоприменимых НА неперечислим.

Доказательство. Пусть указанный язык $L = \{\mathcal{A}3 : \neg!\mathcal{A}(\mathcal{A}3)\}$ перечислим. Тогда L есть область применимости относительно алфавита V_0 некоторого НА \mathcal{B} , то есть

$$!\mathcal{B}(\mathcal{A}3) \iff \neg!\mathcal{A}(\mathcal{A}3),$$

что невозможно! \square

Один вспомогательный НА. Нам нужен такой НА:

$$Double^\$(x) = x\$x, \quad x \in V^*, \quad \$ \notin V$$

Его схема:

$$Double^\$: \begin{cases} \alpha\xi \rightarrow \xi\beta\xi\alpha \\ \beta\xi\eta \rightarrow \eta\beta\xi \\ \alpha \rightarrow \$ \\ \beta\xi\$ \rightarrow \$\xi \\ \$ \rightarrow \bullet\$ \\ \rightarrow \alpha \end{cases}$$

причем $\alpha, \beta, \# \notin V; \quad \xi, \eta \in V$

Пример его работы. Несколько примеров.

$$\textcircled{1} \lambda \vdash \alpha \vdash \$ \vdash \bullet\$$$

$$\textcircled{2} a \vdash \alpha a \vdash a\beta a \vdash a\beta a\$ \vdash a\$a \vdash \bullet a\$a$$

$$\begin{aligned} abc &\vdash \\ &\vdash \alpha abc \vdash a\beta a\alpha bc \vdash a\beta ab\beta b\alpha c \vdash \\ &\vdash \dots \vdash abc\$abc \\ &\vdash \bullet abc\$abc \end{aligned}$$

Теорема 1.13. Может быть построен НА \mathcal{A} в алфавите V_2 так, что невозможен НА \mathcal{B} над алфавитом V_2 , для которого выполнялось бы

$$!\mathcal{B}(y) \iff \neg!\mathcal{A}(y), y \in V_2^*$$

Доказательство. По теореме об универсальном НА построим НА U над алфавитом V_2 так, что для любых НА D в алфавите V_2 и слово $y \in V_2^*$ выполняется

$$U(\mathcal{A}D3\$y) \simeq D(y).$$

Определим НА U_1 так, что

$$(\forall y \in V_2^*)(U_1(y) \simeq U(y\$y)),$$

то есть $U_1 = U \circ Double^\$$.

Тонкий момент здесь! Алгоритм U_1 будучи НА над алфавитом V_2 тем самым является и НА над алфавитом V_0 (V_2 - расширение V_0). По теореме о переводе он может быть заменен вполне эквивалентным ему относительно алфавита V_0 НА U_2 в алфавите V_2 (то есть в двухбуквенном расширении V_0).

$$U_2(x) \simeq U_1(x), \text{ где } x \in V_0^*, U_2 - \text{НА в } V_2 = V_0 \cup \{\alpha, \beta\}$$

Предположим, что такой НА \mathcal{B} нашелся.

$$!B(\&D3) \iff \neg!U_2(\&D3) \iff \neg!U_1(\&D3) \iff \neg!U(\&D3\&D3) \iff \neg!D(\&D3)$$

Он будет полуразрешающим НА для несамоприменимых НА в языке V_2 , что невозможно. \square

Следствие. Может быть построен НА с неразрешимой частной проблемой применимости, следовательно его область применимости будет перечислимая, но неразрешимая (множество?).

Примеры неразрешимых проблем. Проблема соответствия Поста.

$$\rho = \{(x_1, y_1), (x_2, y_2), \dots, (x_n, y_n)\} \subseteq V^{+2}$$

Существует ли

$$(x_{i1}, y_{i1}), (x_{i2}, y_{i2}), \dots, (x_{im}, y_{im}) : x_{i1}x_{i2} \dots x_{im} = y_{i1}y_{i2} \dots y_{im}?$$

1.9 Порождающие грамматики

Определение 27. $\mathcal{J} = (V, N, S \in N, \Phi), V \cap N = \emptyset$

Правило вывода: $\alpha \rightarrow \beta, \rightarrow \notin V \cup N$

Левая часть $\alpha \in (V \cup N)^* N (V \cup N)^*$, N - детерминал.

Пусть $\gamma, \delta \in (V \cup N)^*$. Тогда

$$\gamma \vdash_{\mathcal{J}} \delta \iff \text{сущ правило вывода } \alpha \rightarrow \beta \text{ в системе } \Phi \text{ и } \gamma = \gamma_1 \alpha \gamma_2, \delta = \gamma_1 \beta \gamma_2$$

Определение 28. Вывод в порождающей грамматике \mathcal{J} - это последовательность $\alpha_0, \alpha_1, \dots, \alpha_n, \dots$, где $(\forall i \geq 0)(\alpha_i \in (V \cup N)^*)$ и $(\forall i \geq 0)(\alpha_i \vdash_{\mathcal{J}} \alpha_{i+1})$, если α_{i+1} определен в последовательности.

Определение 29. $\gamma \vdash_{\mathcal{J}}^* \delta \iff$ существует вывод

$\gamma = \alpha_0 \vdash \alpha_1 \vdash \dots \vdash \alpha_n = \delta, n \geq 0$ - длина вывода (к-рая конечна).

Определение 30. $L(\mathcal{J}) \iff \{x : x \in V^*, S \vdash_{\mathcal{J}}^* x\}$

Примеры грамматик.

$$1) S \rightarrow aSb \mid \lambda$$

$$S \vdash aSb \vdash aaSbb \vdash \dots \vdash a^n S b^n \vdash a^n b^n$$

$$\mathcal{J}_1 = (\{a, b\}, \{S\}, S, \Phi_1)$$

Тогда язык, порожденный такой грамматикой

$$L(\mathcal{J}_1) = \{a^n b^n : n \geq 0\}$$

$$2) \Phi_2 : S \rightarrow aSa \mid bSb \mid aa \mid bb \mid a \mid b \mid \lambda$$

$$S \vdash aSa \vdash aba$$

$$S \vdash aSa \vdash abSba \vdash abbSbba \vdash abbbba$$

$$L(\mathcal{J}_2) = \{x : x = x^R, x \in \{a, b\}^*\} - \text{палиндром}$$

$$3) S \rightarrow () \mid (S) \mid SS - \text{правильная скобочная структура}$$

$$4) \mathcal{J}_4 = (\{a, b\}, \{S, A, B, C, D\}, S, \Phi_4)$$

$$\Phi_4 : \begin{cases} S \rightarrow CD \\ c \rightarrow aCA|bcD|\lambda \\ AD \rightarrow aD \\ BD \rightarrow bD \\ Aa \rightarrow aA \\ Ab \rightarrow bA \\ Ba \rightarrow aB \\ Bb \rightarrow bB \\ D \rightarrow \end{cases}$$

$$S \vdash CD \vdash \lambda D \vdash \lambda \lambda = \lambda$$

$$\begin{aligned} S \vdash CD \vdash aCAD \vdash abcBAD \vdash abbCBBAD \vdash abbBBAD \vdash \\ \vdash abbBBaD \vdash abbBaBD \vdash abbaBBD \vdash abbaBbD \vdash abbabBD \vdash \\ \vdash abbabbD \vdash abbabb \end{aligned}$$

$L(\mathcal{J}_4) \supseteq \{\omega\omega : \omega \in \{a, b\}^*\}$. Можно доказать, что такой язык будет состоять только из двойных слов.

$$L(\mathcal{J}_4) = \{\omega\omega : \omega \in \{a, b\}^*\}$$

1.10 Классификации грамматик

- 1) Грамматики типа 0
- 2) Неукорачивающие грамматики (НК-)
- 3) Контекстно зависимые грамматики (КЗ-)
- 4) ОКЗ-грамматики (ограниченно КЗ)
- 5) Контекстно свободные (КС-)
- 6) Линейные грамматики
- 7) Праволинейные грамматики
- 8) Леголинейные грамматики
- 9) Регулярные (автоматные) грамматики

Определение 31. Грамматики называются эквивалентными, если они порождают один и тот же язык

$$G_1 \simeq G_2 \Leftrightarrow L(G_1) = L(G_2)$$

Определение 32. Грамматики называют почти эквивалентными, если порождаемые ими языки совпадают с точностью до пустого слова, то есть

$$G_1 \approx G_2 \Leftrightarrow L(G_1) \nabla L(G_2) \subseteq \{\lambda\}$$

Теорема 1.14.

- 1) Для каждой грамматики типа 0 может быть построена эквивалентная ей ОКЗ-грамматика
- 2) Для каждой неукорачивающей грамматики может быть построена эквивалентная ей КЗ-грамматика
- 3) Для каждой КС-грамматики может быть построена почти эквивалентная ей КС-грамматика, не содержащая правил с пустой правой частью (т.н. лямбда-правил)
- 4) Для каждой леголинейной грамматики может быть построена эквивалентная ей праволинейная грамматика и наоборот.
- 5) Для каждой праволинейной грамматики может быть построена эквивалентная ей регулярная грамматика

Теорема 1.15. Язык перечислим тогда и только тогда, когда он порождается грамматикой типа 0. Всякий КС-язык разрешим, но обратное неверно.

1.11 МП-автоматы (Pushdown machine)

рис1

$qaZ \rightarrow r\gamma$, где $q, r \in Q$, $Z \in \Gamma$, $\gamma \in \Gamma^*$, $a \in V \cup \{\lambda\}$

рис2

Пример

$$q_0 a Z \rightarrow q_0 a Z$$

$$q_0 a a \rightarrow q_0 a a$$

$$q_0 b a \rightarrow q_1 \lambda$$

$$q_1 b a \rightarrow q_1 \lambda$$

$$q_1 \lambda Z \rightarrow q_2 \lambda$$

Машинный автомат может быть описан тоже в виде конфигураций. Начальное:

$$(q, ay, Z\alpha) \quad \alpha \in \Gamma^*, \text{ то есть может быть пустой}$$

Z - все, что есть в магазине.

$$(q_0, aabb, Z) \vdash (q_0, abb, aZ) \vdash (q_0, bb, aaZ) \vdash (q_1, b, aZ) \vdash (q_1, \lambda, Z) \vdash (q_1, \lambda, \lambda)$$

Определение 33. $\mathcal{M} = (Q, V, \Gamma, q_0, F, Z_0(\text{нач. маг. симв.}), \delta(\text{сист. перех.}))$ - магазинный автомат

Определение 34. Конфигурация МП-авт: $(Q, ay, Z\alpha)$, где $q \in Q$, $a \in V \cup \{\lambda\}$, $y \in V^*$, $z \in \Gamma$, $\alpha \in \Gamma^*$

$$(q, ay, Z\alpha) \vdash_{\mathcal{M}} (r, y, \gamma\alpha) \Leftrightarrow qaZ \rightarrow r\gamma$$

Далее отношение непосредственной выводимости на мн-стве конфигурации рефлексивно-транзитивно замыкается подобно тому, как это было сделано на конфигурации машины Тьюринга.

Определение 35. Язык, допускаемый магазинным автоматом, - это

$$L(\mathcal{M}) \Leftrightarrow \{x : (q_0, x, Z_0)\} \vdash^* (q_f, \lambda, \alpha),$$

где $q_f \in F$.

Мы можем немного переопределить наш язык так:

$$L(\mathcal{M}) = \{x : (q_0, x, Z_0) \vdash^* (q_f, \lambda, \lambda); x \in V^*\}$$

Теорема 1.16. Язык является контекстно свободным тогда и только тогда, когда он допускается некоторым МП-автоматом.

Дано: КС-грамматика $\mathcal{J} = (V, N, S, \mathcal{P})$

Строим: МП-автомат $\mathcal{M} = (Q, V, \Gamma, q_0, F, z_0, \delta)$

$$\boxed{L(\mathcal{M}) = L(\mathcal{J})}$$

$$\mathcal{M} = (\{q\}, V, V \cup N, q, \{q\}, S, \delta_{\mathcal{P}})$$

$$\text{Причем } q\lambda A \rightarrow q\alpha \in \delta_{\mathcal{P}} \Leftrightarrow A \rightarrow \alpha \in \mathcal{P}$$

$$(\forall a \in V)(qa a \rightarrow q\lambda \in \delta_{\mathcal{P}})$$

Пример 1.

$\mathcal{J} : S \rightarrow aSa|bSb|aa|bb|a|b|$
 То есть $L(\mathcal{J}) = \{x : x = x^R, x \neq \lambda\}$
 То есть система команд такая:

$$\delta_{\mathcal{J}} : \begin{cases} q \rightarrow qaSa|qbSb|qaa|qbb|qa|qb \\ qaa \rightarrow q\lambda \\ qbb \rightarrow q\lambda \end{cases}$$

$\mathcal{J} : S \vdash aSa \vdash abSba \vdash ababa$

Для автомата:

$(q, ababa, S) \vdash (q, ababa, aSa) \vdash (q, baba, Sa) \vdash (q, baba, bSba) \vdash (q, aba, Sba) \vdash (q, aba, aba) \models^3 (q, \lambda, \lambda)$ - допуск

Пример 2.

$S \rightarrow ab|aSb|SS$

$$\delta : \begin{cases} qaS \rightarrow qb|qsb \\ q\lambda S \rightarrow qSS \\ qaa \rightarrow q\lambda \\ qbb \rightarrow q\lambda \end{cases}$$

$S \vdash SS \vdash aSbS \vdash aabbS \vdash aabbab$

Как автомат ее разберет:

$(q, aabbab, S) \vdash (q, aabbab, SS) \vdash (q, abbab, SbS) \vdash (q, bbab, bbS) \models^2 (q, ab, S) \vdash (q, b, b) \vdash (q, \lambda, \lambda)$ - допуск

Булевы функции

2.1 Булева алгебра

Свойства симметричного полукольца:

- $a + (b + c) = (a + b) + c$
- $a + b = b + a$
- $a + a = a$
- $a + 0 = a$
- $a * (b * c) = (a * b) * c$
- $a * 1 = 1 * a = a$
- $a * (b + c) = ab + ac$
- $a * 0 = 0 * b = 0$
- $ab = ba$
- $aa = a$
- $a + 1 = 1$
- $a + bc = (a + b)(a + c)$

Симметричное полукольцо: $\mathcal{S} = (S, +, \cdot, 0, 1)$

Симметричное ему полукольцо: $\mathcal{S}^* = (S, \cdot, +, 1, 0)$

$(\forall a)(a^* = 1)$

Принцип двойственности симметрического полукольца. Любое тождество, доказанное для симметрического полукольца, останется справедливым, если в нем произвести взаимные замены операции сложения и умножения, а также взаимные замены нуля и единицы.

Пример.

$$(a + b)(a + c) = a^2 + ac + ab + bc = a + ac + ab + bc = a \underbrace{(1 + c + b)}_1 + bc = a + bc$$

Свойство 1. $a + ab = a(a + b) = a$

Доказательство. $a(a + b) = a^2 + ab = a + ab = a(1 + b) = a * 1 = a$

□

Свойство 2. $a \leq b \iff ab = a$

Доказательство.

$$a \leq b \implies a + b = b \implies ab = a(a + b) = a$$

$$ab = a \implies a + b = ab + b = ab + 1 * b = (a + 1)b = 1 * b = b$$

□

Свойство 3. $(\forall a)(a \leq 1)$, то есть $(\forall a)(0 \leq a \leq 1)$

Определение 36. Дополнение элемента a : $\bar{a} * a = 0$ и $\bar{a} + a = 1$

Теорема 2.1. Если дополнение элемента симметрического полукольца определено, то оно определено однозначно.

Доказательство. Пусть $(\exists x)(a + x = 1, ax = 0)$

Тогда

$$x = x + a * \bar{a} = (x + a)(x + \bar{a}) = 1(x + \bar{a}) = (a + \bar{a})(x + \bar{a}) = ax + \bar{a} = 0 + \bar{a} = \bar{a}$$

□

Следствие. $\bar{\bar{a}} = a$

Определение 37. Булева алгебра - это симметричное полукольцо, в котором каждый элемент имеет дополнение.

Примеры.

$$\mathcal{B} = (\{0, 1\}, +, *, 0, 1)$$

$$\mathcal{S}_M = (2^M, \cup, \cap, \emptyset, M)$$

Булева алгебра обозначается так:

$$\mathcal{D} = (B, \vee, \wedge, \Theta, I, \bar{})$$

Теорема 2.2. В любой булевой алгебре имеет место:

$$\overline{a \vee b} = \bar{a} \wedge \bar{b}; \quad \overline{a \wedge b} = \bar{a} \vee \bar{b}$$

Доказательство.

$$(a \vee b) \vee (\bar{a} \wedge \bar{b}) = (a \vee b \vee \bar{a}) \wedge (a \vee b \vee \bar{b}) = I$$

$$(a \vee b) \wedge (\bar{a} \wedge \bar{b}) = (\bar{a} \wedge \bar{b} \wedge a) \vee (\bar{a} \wedge \bar{b} \wedge b) = \Theta \vee \Theta = \Theta$$

Отсюда $\overline{a \vee b} = \bar{a} \wedge \bar{b}$

□

Пусть дана булева алгебра $\mathcal{B} = (B, \vee, \wedge, \Theta, I, \bar{})$

$$\mathcal{B}^n = (B^n, \vee, \wedge, \tilde{\Theta}, \tilde{I})$$

Тогда пусть $\tilde{\alpha}, \tilde{\beta} \in \mathcal{B}^n$; $\alpha = (\alpha_1, \dots, \alpha_n)$

$$\beta = (\beta_1, \dots, \beta_n)$$

Отсюда

$$\tilde{\alpha} \vee \tilde{\beta} \Leftrightarrow (\alpha_1 \vee \beta_1, \dots, \alpha_n \vee \beta_n)$$

Аналогично и для $\tilde{\alpha} \wedge \tilde{\beta}$.

Также $\tilde{\Theta} = (\Theta, \dots, \Theta)$ и $\tilde{I} = (I, \dots, I)$

Определение 38. Булев куб размерности n : $\mathcal{B}^n = (\{0, 1\}^n, \vee, \wedge, \tilde{0}, \tilde{1})$

Рассмотрим всевозможные отображения X в носитель булевой алгебры

$$f : X \rightarrow B$$

Тогда можно сказать такое:

$$1) (f \vee g)(x) \Leftrightarrow f(x) \vee g(x)$$

$$2) (f \wedge g)(x) \Leftrightarrow f(x) \wedge g(x)$$

$$3) \bar{f}(x) \Leftrightarrow \overline{f(x)}$$

$$\bullet (4) \sigma(x) \Leftrightarrow \Theta \quad (\forall x)$$

$$5) \xi(x) = I(\forall x)$$

Определение 39. Так обозначается булева алгебра функций:

$$\mathcal{B}^X = (B^X, \vee, \wedge, \sigma, \xi)$$

Булево кольцо, соответствующее булевой алгебре \mathcal{B}

$$\mathcal{R}_B = (B, \oplus, \cdot, \Theta, I)$$

Отсюда

$$a \oplus b \Leftrightarrow a\bar{b} \vee \bar{a}b$$

$$a \cdot b \Leftrightarrow a \wedge b$$

$$\mathcal{S}_M = (2^M, \cup, \cap, \emptyset, M)$$

$$\mathcal{R}_M = (2^M, \Delta, \cap, \emptyset, M)$$

2.2 Булевы функции. Основные понятия

Определение 40. Булева функция от n переменных:

$$f : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$$

Булева переменная - это x_1, x_2, \dots, x_n . Функция выглядит обычно: $y = f(x_1, \dots, x_n)$

Множество всех булевых функций:

$$\mathcal{P}_2 = \mathcal{P}_2^{(0)} \cup \mathcal{P}_2^{(1)} \cup \dots \cup \mathcal{P}_2^{(n)} \cup \dots$$

Нам известно определение n -арной операции: $\omega : A^n \rightarrow A$. То есть булевы функции своего рода n -арные операции.

	f_1	f_2	f_3	f_4
0	0	1	0	1
1	0	1	1	0

Можно заметить, что $\bar{x} = x \oplus 1 = x \sim 0$

$$h = (0011111010101110) \iff h = \{2, 3, 4, 5, 6, 8, 10, 12, 13, 14\}$$

2.3 Равенство булевых функций. Фиктивные переменные

Определение 41. Пусть есть $f, g : \{0, 1\}^n \rightarrow \{0, 1\}$. Тогда функции равны, если

$$f = g \Leftrightarrow (\forall \tilde{\alpha} \in \{0, 1\}^n)(f(\tilde{\alpha}) = g(\tilde{\alpha}))$$

$$f(x_1, x_2) = x_1 \vee x_2$$

$$g(x_1, x_2, x_3) = x_1 x_3 \vee x_1 \bar{x}_3 \vee x_2 x_3 \vee x_2 \bar{x}_3 = x_1(x_2 \vee \bar{x}_3) \vee x_2(x_3 \vee \bar{x}_3) = x_1 \vee x_2$$

Определение 42. Булевы функции считаются равными, если они отличаются друг от друга, может быть, только фиктивными переменными.

Можно переформулировать так предыдущее определение.

Определение 43. Булевы функции равны, если они существенно зависят от одних и тех же переменных и на каждом наборе значений этих переменных принимают одинаковые значения

Пусть дан набор значений $X = \{x_1, \dots, x_n\}$. Тогда селектор $pr_i(x_1, \dots, x_i, \dots, x_n) = x_n$ и иногда называется i -селектором.

Так можно добавит фиктивные переменные:

$$y = f(x_1, \dots, x_n) \quad \tilde{y} = (x_{n+1} \vee \bar{x}_{n+1})f(x_1, \dots, x_n) = y$$

2.4 Суперпозиции и формулы

Определение 44. Пусть у нас есть $f \in \mathcal{P}_2^{(n)}$, $g_1, \dots, g_n \in \mathcal{P}_2^{(m)}$

$$f(g_1, \dots, g_n)(\tilde{\alpha}) = f(g_1(\tilde{\alpha}), \dots, g_n(\tilde{\alpha})), \quad \tilde{\alpha} \in \{0, 1\}^m$$

и это называется суперпозицией.

2.5 Дизъюнктивная и конъюнктивная нормальные формы (ДНФ и КНФ)

Определение 45. Литерал - это формула, в которой есть либо переменная, либо отрицание переменной.

$$x^\sigma \Leftrightarrow \begin{cases} x_i, & \text{если } \sigma = 1 \\ \overline{x_i}, & \text{если } \sigma = 0 \end{cases}$$

Обозначение \tilde{x}_i - это возможное отрицание.

Определение 46. Элементарная конъюнкция - это конъюнкция каких-то литералов.

$$\tilde{x}_{i_1} \tilde{x}_{i_2} \dots \tilde{x}_{i_k}$$

Определение 47. ДНФ - это $k_1 \vee k_2 \vee \dots \vee k_m$ от x_1, x_2, \dots, x_n , где k_i - элементарная конъюнкция.

Определение 48. В СДНФ в каждую элементарную конъюнкцию входит каждый из x_1, x_2, \dots, x_n либо сам, либо как отрицание.

$$\text{ДНФ: } \{x_1, x_2, x_3\} : \quad \overline{x_1}x_2 \vee x_2 \vee x_1\overline{x_2}x_3$$

$$\text{СДНФ: } \{x_1, x_2, x_3\} : \quad x_1x_2x_3 \vee x_1\overline{x_2}x_3 \vee \overline{x_1}x_2x_3$$

Определение 49. Элементарная дизъюнкция - это дизъюнкция каких-то литералов.

Определение 50. КНФ от x_1, x_2, \dots, x_n : $D_1 * D_2 * \dots * D_m, m \geq 1$

Определение 51. В СКНФ в каждую элементарную дизъюнкцию входит каждый из x_1, x_2, \dots, x_n либо сам, либо как отрицание.

Теорема 2.3. Любая функция, отличная от константы 0, может быть представлена в виде ДНФ. Любая функция, отличная от константы 1, может быть представлена в виде КНФ.

Доказательство. 1) Так как $f \neq 0$, то $\exists \tilde{\alpha} \in \{0, 1\}^n : f(\tilde{\alpha}) = 1$ - называется это конституента 1 функции f .

Тогда

$$C_f^1 \Leftrightarrow \{\tilde{\alpha} : f(\tilde{\alpha}) = 1\} \neq \emptyset, \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n).$$

$$K_{\tilde{\alpha}} = x_1^{\alpha_1} x_2^{\alpha_2} \dots x_n^{\alpha_n}$$

Заметим, что

$$K_{\tilde{\alpha}}(\tilde{\beta}) = 1 \iff \tilde{\beta} = \tilde{\alpha}$$

Отсюда получаем:

$$f(x_1, \dots, x_n) = \bigvee_{\tilde{\alpha} \in C_f^1} K_{\tilde{\alpha}}$$

Заметим, что если

$$f(x_1, \dots, x_m) = 1 \implies (\exists \tilde{\alpha} \in C_f^1)(f(\tilde{\alpha}) = 1) \implies k_{\tilde{\alpha}} = 1 \implies \bigvee_{\tilde{\alpha} \in C_f^1} k_{\tilde{\alpha}} = 1,$$

то есть $f(\tilde{\alpha}) = 1$. Аналогично для КНФ. □

Следствие. Любая булева функция может быть представлена некоторой формулой над стандартным базисом. То есть стандартным базисом является полным множеством булевых функций.

2.6 Полином Жегалкина

$$\mathcal{F}_1 = \{\oplus, *, 1\}$$

Отсюда $\bar{x} = x \oplus 1$ и $x_1 \vee x_2 = x_1 x_2 \oplus x_1 \oplus x_2$.

Определение 52. Полиномом Жегалкина является

$$P(x_1, x_2, \dots, x_n) = \sum (mod 2) a_{i_1 i_2 \dots i_k} x_{i_1} x_{i_2} \dots x_{i_k}, \quad \{i_1, i_2, \dots, i_k\} \subseteq \{1, 2, \dots, n\}.$$

Здесь 2^n слагаемых. $a_{i_1 i_2 \dots i_k} \in \{0, 1\}$

Общий вид полинома Жегалкина от двух переменных:

$$P(x_1, x_2) = a_{12} x_1 x_2 \oplus a_1 x_1 \oplus a_2 x_2 \oplus a_0$$

Общий вид от трех:

$$P(x_1, x_2, x_3) = a_{123} x_1 x_2 x_3 \oplus a_{12} x_1 x_2 \oplus a_{13} x_1 x_3 \oplus a_{23} x_2 x_3 \oplus a_1 x_1 \oplus a_2 x_2 \oplus a_3 x_3 \oplus a_0$$

Теорема 2.4. Каждая булева функция однозначно представима в виде полинома Жегалкина.

Метод неопределенных коэффициентов.

$$f = (00010111)$$

$$f(0, 0, 0) = a_0 = 0$$

$$f(1, 0, 0) = a_1 \oplus a_0 = 0 \implies a_1 = 0$$

$$f(0, 1, 0) = a_2 \oplus a_0 = 0 \implies a_2 = 0$$

$$f(0, 0, 1) = a_3 \oplus a_0 = 0 \implies a_3 = 0$$

$$f(1, 1, 0) = a_{12} \oplus a_2 \oplus a_1 \oplus a_0 = 1 \implies a_{12} = 1$$

$$f(1, 0, 1) = a_{13} \oplus a_1 \oplus a_3 \oplus a_0 = 1 \implies a_{13} = 1$$

$$f(0, 1, 1) = a_{23} \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_0 = 1 \implies a_{23} = 1$$

$$f(1, 1, 1) = a_{123} \oplus a_{12} \oplus a_{13} \oplus a_{23} \oplus a_1 \oplus a_2 \oplus a_3 \oplus a_0 = 1 \implies a_{123} \oplus 1 = 1 \implies a_{123} = 0$$

Определение 53. Булева функция называется линейной, если она может быть представлена полиномом Жегалкина первой степени.

$$f \in L \iff f(x_1, \dots, x_n) = \sum_{i=1}^n (mod 2) a_i x_i \oplus a_0$$

2.7 Классы Поста

Всего 5 классов.

$$1) \mathcal{T}_0 \Leftarrow \{f : f(0, \dots, 0) = 0\}$$

$$2) \mathcal{T}_1 \Leftarrow \{f : f(1, \dots, 1) = 1\}$$

$$3) \mathcal{S} \Leftarrow \{f : (\forall \tilde{\alpha})(f(\tilde{\alpha}) = \overline{f(\tilde{\alpha})})\}$$

$$f \notin \mathcal{S} \iff (\exists \tilde{\alpha})(f(\tilde{\alpha}) \neq \overline{f(\tilde{\alpha})})$$

$$f, \quad f^*(\tilde{\alpha}) = \overline{f(\tilde{\alpha})} \iff \overline{f^*(\tilde{\alpha})} = f(\tilde{\alpha})$$

$$4) \mathcal{M} \Leftarrow \{f : (\forall \tilde{\alpha}, \tilde{\beta})(\tilde{\alpha} \leq \tilde{\beta} \implies f(\tilde{\alpha}) \leq f(\tilde{\beta}))\}$$

$$\tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n) \leq \tilde{\beta} = (\beta_1, \dots, \beta_n) \iff (\forall i = \overline{1, n})(\alpha_i \leq \beta_i)$$

$$\overline{\mathcal{T}_0} \cap \overline{\mathcal{T}_1} \subseteq \overline{\mathcal{M}}$$

$$5) \mathcal{L} \Leftarrow \{f : f = \sum_{i=1}^n (mod 2) a_i x_i \oplus a_0\}$$

$$x_1 \sim x_2 = x_1 \oplus x_2 \oplus a_0 \in \mathcal{L}$$

Есть функции, которые принадлежат всем классам Поста, и есть такие, которые не принадлежат никакому.

Лемма 1 (О несамодвойственной функции). Пусть $f_S \notin \mathcal{S}$. Тогда обе константы (0 и 1) представимы формулами над множеством $\{f_S, \overline{}\}$

Доказательство. Так как $f_S \notin \mathcal{S}$, то $(\exists \tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_n))(f(\tilde{\alpha}) = f(\overline{\tilde{\alpha}}))$

Определим

$$h(x) \Leftrightarrow f_S(x^{\alpha_1}, \dots, x^{\alpha_n}); \quad h(x) = \text{const} \in \{0, 1\}.$$

Подставим 1 или 0:

$$\begin{aligned} h(0) &= f_S(0^{\alpha_1}, \dots, 0^{\alpha_n}) = f_S(\overline{\tilde{\alpha}}) \\ h(1) &= f_S(1^{\alpha_1}, \dots, 1^{\alpha_n}) = f_S(\tilde{\alpha}) \end{aligned}$$

То есть

$$h(0) = h(1) = f_S(\tilde{\alpha}) = f(\overline{\tilde{\alpha}}) \in \{0, 1\}.$$

Представим ее как отрицание: $\overline{h(x)} \in \{0, 1\}$ - и получим вторую константу. \square

Лемма 2 (О немонотонной функции). Если функция $f_M \notin \mathcal{M}$, то существует два набора (вектора) $\tilde{\alpha} = (\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 0, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$ и $\tilde{\beta} = (\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 1, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$, и $f(\tilde{\alpha}) = 1, f(\tilde{\beta}) = 0$

Рассмотрим такую функцию: $f_M = (1000\ 0011\ 1111\ 1100) \in \overline{\mathcal{T}_0} \cap \overline{\mathcal{T}_1} \implies f_M \notin \mathcal{M}$

Лемма 3 (О немонотонной функции). Отрицание может быть представлено формулой над множеством $\{f_M, 0, 1\}$, где $f_M \notin \mathcal{M}$

Доказательство. В силу леммы 2 берем два набора $\tilde{\alpha}$ и $\tilde{\beta}$. Тогда очевидно отрицание представимо формулой

$$\overline{x} = f_M(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, x, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n)$$

$$f_M(\alpha_1, \dots, \alpha_{i-1}, 0, \alpha_{i+1}, \dots, \alpha_n) = 1 \text{ и } 0 \text{ иначе.} \quad \square$$

Лемма 4 (О нелинейной функции). Пусть $f_L \notin \mathcal{L}$. Тогда конъюнкция может быть представлена формулой над множеством $\{f_L, 0, \overline{}\}$

Доказательство. Поскольку f_L нелинейная функция, в ее полиноме Жегалкина обязательно будет нелинейное слагаемое. Среди всех нелинейных слагаемых функции f_L выбираем самое короткое. Пусть это самое короткое слагаемое будет $x_{i1}, x_{i2}, \dots, x_{ik}$. ($k \geq 2$)

Строим новую функцию

$$f'_L = f_L \Big|_{x_j=0 \text{ при } j \neq \{i_1, i_2, \dots, i_k\}} = x_{i1}x_{i2} \dots x_{ik} \oplus a_{i1}x_{i1} \oplus a_{i2}x_{i2} \oplus \dots \oplus a_{ik}x_{ik} \oplus a_0$$

Произвольно делим переменные на две части. Мы строим функцию от двух переменных. Первая часть переменных есть x , вторая - y .

$$\chi(x, y) = f'_L \Big|_{\substack{x_{i1} = \dots = x_{i_s} = x \\ x_{i_{s+1}} = \dots = x_{i_k} = y \\ 1 \leq s < k}} = xy \oplus ax \oplus by \oplus c,$$

$$\text{где } a = \sum_{j=1}^s (\text{mod} 2) a_{i_k}, \quad b = \sum_{l=s+1}^k (\text{mod} 2) a_{i_l}, \quad c = a_0$$

Утверждается, что конъюнкция $xy = \chi(x \oplus b, y \oplus a) \oplus ab \oplus c$.

Посмотрим:

$$\begin{aligned} (x \oplus b)(y \oplus a) &\oplus a(x \oplus b) \oplus b(y \oplus a) \oplus c \oplus ab \oplus c = \\ xy \oplus ax \oplus by \oplus ab \oplus ax \oplus ab \oplus by \oplus ab \oplus c \oplus ab \oplus c &= xy \end{aligned}$$

Что и требовалось доказать. \square

Теорема 2.5. Каждый класс Поста замкнут.

2.8 Теорема Поста

Теорема 2.6. *Множество булевых функций полно тогда и только тогда, когда оно не содержится (целиком) ни в одном из классов Поста.*

Доказательство. Необходимость. Полагая, что множество булевых функций содержится в каком-то классе Поста, получим, в силу замкнутости каждого класса Поста, что формулами над этим множеством могут быть представлены только функции этого класса, а, стало быть, не может быть представлена ни одна функция, не содержащаяся ни в одном из классов Поста, например, штрих Шеффера. Значит, такое множество не может быть полным.

Достаточность. Достаточно показать, что формулами над множеством \mathcal{F} , удовлетворяющем условию теоремы, могут быть представлены функции какого-то уже известного полного множества. В качестве такого множества можно взять такое, состоящее из конъюнкции и дизъюнкции.

Так как множество $\{*, \bar{}\}$ является полным, достаточно указать способ построения формул для конъюнкции и отрицания над базисом \mathcal{F} , который удовлетворяет условию теоремы Поста, то есть не содержится ни в одном из классов Поста, что можно выразить следующим образом:

$$(\forall C \in \{T_0, T_1, S, M, L\})(\exists f_c \in F \setminus C)$$

1 случай) Представим константу 1:

$$1 = f_0(x, \dots, x),$$

а константу 0 представим с использованием какой-нибудь функции $g_1 \in F \setminus T_1$:

$$0 = g(1, \dots, 1) = g(f_0(x, \dots, x), \dots, f_0(x, \dots, x))$$

Имея формулы для обеих констант, отрицание представим формулой, используя немонотонную функцию.

2 случай) Всякая функция $f_0 \in F \setminus T_0$ не сохраняет и константу 1, а всякая функция $f_1 \in F \setminus T_1$ не сохраняет и константу 0. В этом случае сразу получаем формулу для отрицания.

$$\bar{x} = f_0(x, \dots, x)$$

Тут используется лемма о несамодвойственной функции. □

Элементы математической логики

3.1 Предпосылки возникновения математической логики