26.04.23

Решения контролно

Вярно ли е, че винаги когато L е рег, то .... е рег?

① $Suf(L) = \{w_1.w_2 \in L \mid w_2 \notin L\}$ рег

② $Ord(L) = \{a_1a_2\dots a_n b_1 b_2 \dots b_n \mid a_1 b_1 \dots a_n b_n \in L\}$ не винаги рег

③ $Part(L) = \{w_1.w_2 w_3 \mid w_1 w_2 \in L, w_2 \notin L\} = \underbrace{\{w_1.w_2 \mid w_1.w_2 \in L \,\&\, w_2 \notin L\}}_{Suf(L)} . \Sigma^*$

④ $Ext(L) = \{\alpha \in L \mid$ има същински префикс β на α, $\beta \in L\}$ рег

① Думите: $\underbrace{\boxed{w_1 \in \Sigma^*} \boxed{w_2 \notin L}}_{\in L}$ $\alpha \in Suf(L)$

$L^* = L^+ \cup \{\varepsilon\}$

НЕ! $L^+ = \begin{cases} L^* \setminus \{\varepsilon\}, & \text{ако } \varepsilon \in L \\ L^*, & \text{ако } \varepsilon \notin L \end{cases}$

$$L' = (\Sigma^* . \overline{L}) \cap L$$

- $Suf(L) \subseteq L'$

Нека $\alpha \in Suf(L)$

Тогава $\alpha \in L$ и има $w_1 w_2$: $w_2 \notin L$ и $\alpha = w_1.w_2$

// искаме $\alpha \in L' = (\Sigma^* \overline{L}) \cap L$

$\cdot\ \alpha \in L$

$\cdot\ w_1 \in \Sigma^* \longrightarrow w_1.w_2 \in \Sigma^*.\overline{L} \longrightarrow \alpha \in (\Sigma^*.\overline{L}) \cap L$

$\cdot\ w_2 \notin L \longrightarrow w_2 \in \overline{L}$

- $Suf(L) \supseteq L'$

Нека $\alpha \in L' = (\Sigma^*.\overline{L}) \cap L$

Тогава $\alpha \in \Sigma^*.\overline{L}$ и $\alpha \in L$

Тогава има $w_1 \in \Sigma^*$ и $w_2 \in \overline{L}$, такива, че $\alpha = w_1 w_2$

Тогава $\underbrace{w_1 w_2 \in L, \ w_2 \notin L}_{w_1 w_2 \in Suf(L)}$

② $L = \{ab\}^*$

$Ord(L) = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

• $\alpha \in Ord(L) \rightsquigarrow$ има $\mu \in L$:

$\alpha = a_1 a_2 \dots a_n b_1 \dots b_n$, $\mu = a_1 b_1 \dots a_n b_n$

$\mu = (ab)^n \rightsquigarrow a_i = a$
$b_j = b$

$\alpha = \underbrace{a \dots a}_{n} \underbrace{b \dots b}_{n} = a^n b^n \in L_n$

• Нека $\alpha \in L_n$ т.е. $\alpha = a^n b^n$ за някое n

// искаме $\alpha \in Ord(L)$

$(ab)^n \in L$ $\quad (ab)^n = a_1 b_1 a_2 b_2 \dots a_n b_n \in L$

$a_i = a$
$b_j = b$

Тогава $a_1 a_2 \dots a_n b_1 b_2 \dots b_n = a^n b^n \in Ord(L)$
$= \alpha$

④ $\alpha \quad \underbrace{\boxed{\beta \in L}\boxed{\mu \in \Sigma^+}}_{\alpha \in L}$ $\quad \alpha \in Ext(L)$

релация собств. преф. $\beta \prec \alpha$ ако има $\mu \in \Sigma^*$: $\beta\mu = \alpha$

$Ext(L) = L \cap (L.\Sigma^+)$

Iн:  аналогично на 1ва

IIн. Конструиране автомат

$\mathcal{A} = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ за L

$\mathcal{A}_E$: $s_E = \langle s, 0 \rangle$

$Q_E = Q \times \{0, 1\}$

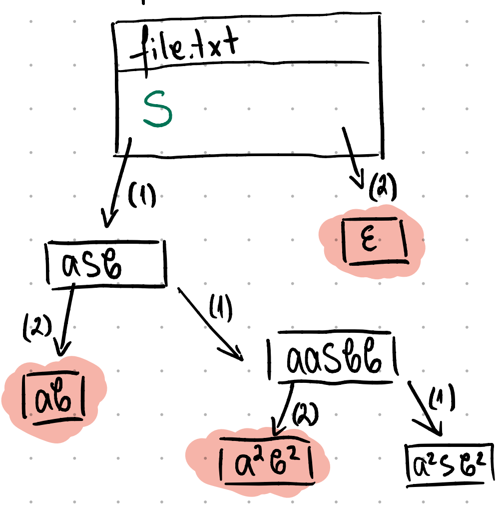
$F_E = F \times \{1\}$

за вс $p \in Q$ $\quad \delta_E(\langle p, 1 \rangle, c) = \langle \delta(p, c), 1 \rangle$

ако $p \in F$ $\quad \delta_E(\langle p, 0 \rangle, c) = \langle \delta(p, c), 1 \rangle$

ако $p \notin F$ $\quad \delta_E(\langle p, 0 \rangle, c) = \langle \delta(p, c), 0 \rangle$

Граматики



Правила от вида:

потърси срещане на думата α и го замести с β

1) • потърси срещане на S и го замести с aSb

2) • потърси срещане на S и го замести с ε

Думите, които се получават, които не съд. S образуват точно $L=\{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

Безконтекстни Граматики

• имаме набор от специални символи → променливи

• всички правила са от вида един спец. символ може да се замести с някаква поредица от букви и променливи