29.03.23

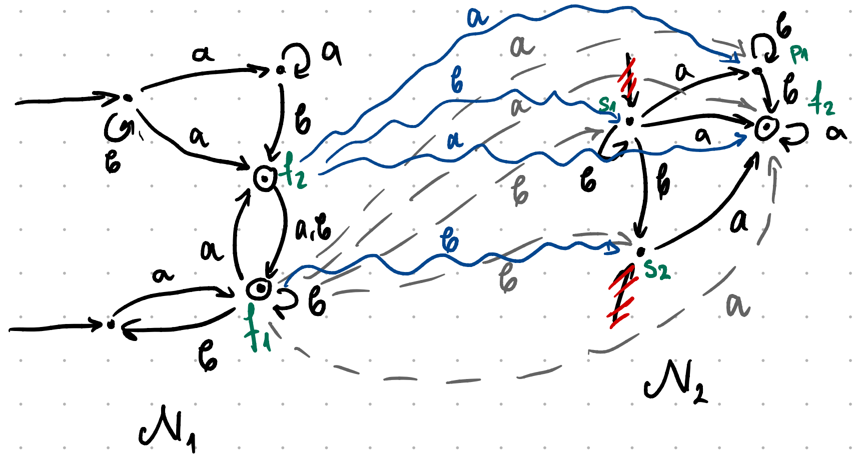
Недетерминирани автомати

1. За език L: има дет. автомат $\mathcal{A}$: $\mathcal{L}(\mathcal{A}) = L$

$\Updownarrow$

има недет. автомат $\mathcal{N}$: $\mathcal{L}(\mathcal{N}) = L$

$L_1 \cdot L_2 = \{\alpha.\beta \mid \alpha \in L_1, \beta \in L_2\}$



вход: дума μ

изход: има ли

разбиване μ: $\boxed{\alpha \in L_1}\boxed{\beta \in L_2}$

$\xrightarrow{N_1} f \xrightarrow{s_2} F_2$

нека $N_1 = \langle \Sigma_1, Q_1, I_1, \Delta_1, F_1 \rangle$

$N_2 = \langle \Sigma_1, Q_2, I_2, \Delta_2, F_2 \rangle$

Строим автомат за $\mathcal{L}(\mathcal{N}_1).\mathcal{L}(\mathcal{N}_2)$:

$Q = Q_1 \cup Q_2$

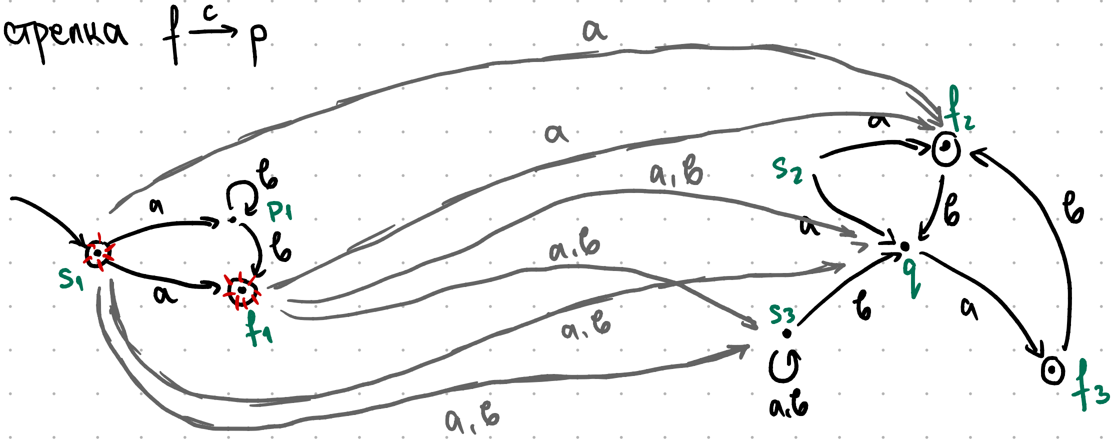
$I = I_1$

$$\Delta(p,c) = \begin{cases} \Delta_2(p,c) & , p \in Q_2 \\ \Delta_1(p,c) & , p \in Q_1 \text{ и } p \notin F_1 \\ \Delta_1(p,c) \cup \bigcup\limits_{s \in I_2} \Delta_2(s,c) & , p \in Q_1 \text{ и } p \in F_1 \end{cases}$$

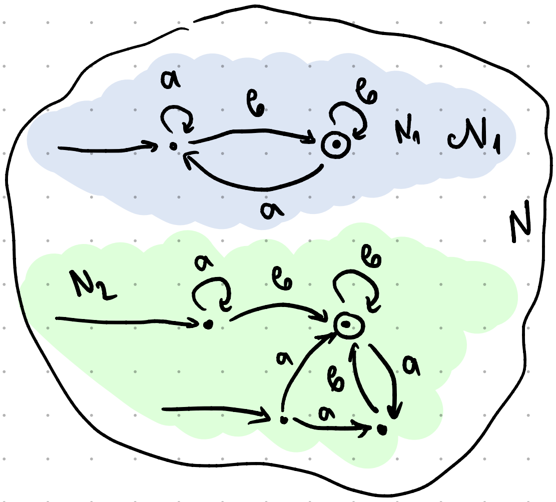
$$F = \begin{cases} F_2 & , I_2 \cap F_2 = \emptyset \\ F_2 \cup F_1 & , I_2 \cap F_2 \neq \emptyset \, * \end{cases}$$

$\varepsilon \in \mathcal{L}(\mathcal{N}) \Leftrightarrow I \cap F \neq \emptyset$

На всяко финално състояние на $\mathcal{N}_1$ добавяме същите преходи като тези на началните състояния на N_2, т.е. ако $f \in F_1$ и $s \in I_2$ и има стрелка $s \xrightarrow{c} p$, добавяме стрелка $f \xrightarrow{c} p$



$L = L_1 \cup L_2$



нека $N_1 = \langle \Sigma_1, Q_1, I_1, \Delta_1, F_1 \rangle$

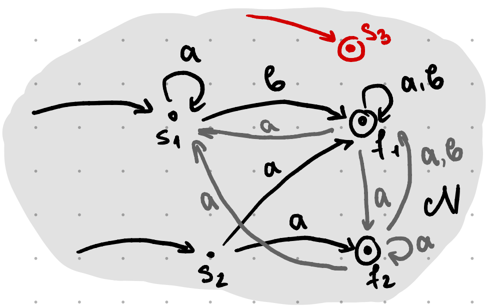
$N_2 = \langle \Sigma_1, Q_2, I_2, \Delta_2, F_2 \rangle$

$\Rightarrow N = \langle \Sigma, Q_1 \cup Q_2, I_1 \cup I_2, \Delta_1 \cup \Delta_2, F_1 \cup F_2 \rangle$

! Трябва да се преименуват състоянията!

$$L^* = \bigcup_{n \in \mathbb{N}} L^n \qquad L^n = \begin{cases} L^0 = \{\varepsilon\} \\ L^{n+1} = L^n . L = L . L^n \end{cases}$$

L^* съдържа всички думи, които могат да се получат чрез конкатенация на краен брой не задължително различни думи



Вход: $\mathcal{N}$

изход:

$\in L$	$\in L$	$\in L$	...	$\in L$

$I \to F$

$I \to F$

$I \to F$ ...

$\mathcal{N} = \langle \Sigma, Q, I, \Delta, F \rangle$. Строим $\mathcal{N}^*$:

$Q_* = Q \cup \{s_*\}$, където $s_* \notin Q$

$I_* = I \cup \{s_*\}$

$$\Delta_*(p,c) = \begin{cases} \Delta(p,c) & , p \notin F \\ \Delta(p,c) \cup \bigcup_{s \in I} \Delta(s,c), & p \in F \end{cases}$$

s_3 - начално и финално състояние, разпознаващо ε.

Регулярни изрази и езици

def: Регулярен израз и съответен регулярен език:

- ε е регулярен израз с език $L = \{\varepsilon\}$
- $\emptyset$ е регулярен израз с език $\emptyset$

• за всяка буква $\sigma \in \Sigma$

σ е регулярен израз с език $\{\sigma\}$

Нека r_1 и r_2 са регулярни изрази със съответни езици L_1 и L_2.

Тогава:

• $r_1 + r_2$ е регулярен израз с език $L_1 \cup L_2$

• $r_1 . r_2$ е регулярен израз с език $L_1 . L_2$

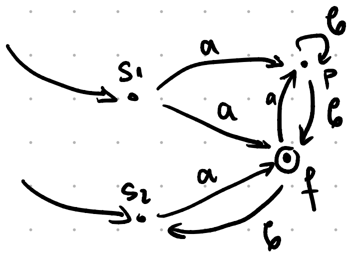
• r_1^* е регулярен израз с език L_1^*

Пример: $r = (a+b)^* . a . b . a^* + b^*$ израз $(\{a\} \cup \{b\})^* . \{a\} . \{b\} . \{a\}^* \cup \{b\}^*$ език

вход: γ

изход: дали γ отговаря на шаблона r

Език L е автоматен тстк. език L е регулярен



$L(\mathcal{N}) = \{\alpha \mid s_1 \overset{\alpha}{\rightsquigarrow} f\} \cup \{\alpha \mid s_2 \overset{\alpha}{\rightsquigarrow} f\} = L(s_1, f) \cup L(s_2, f)$

$L(p,q) = \{\alpha \in \Sigma^* \mid$ има път от състояние p до състояние q с етикет $\alpha\}$

$s_1 \overset{\alpha_1}{\rightsquigarrow} f$

$f \overset{\alpha_2}{\rightsquigarrow} p$

$\alpha_1 . \alpha_2 \in L(s_1, p)$

$p \overset{ba}{\rightsquigarrow} p$ цикъл

$\{ba\}^* \subseteq L(p,p)$

Примери:

Нека $L = \{\alpha \in \Sigma^* \mid \alpha$ започва с $ab\}$ $\boxed{ab \mid - - - - -}$

$\mathcal{L}(ab . (a+b)^*) = \{ab\} . (\{a\} \cup \{b\})^* = \{ab\} . \underline{\{a, b\}}^*$

мн-во от всички думи

Нека $L = \{\alpha \in \Sigma^* \mid |\alpha| = 0 \pmod 2\}$ $\alpha \in \boxed{a_1 a_2 \mid \cdots \mid a_{2n-1} a_{2n}}$

<u>блокчета</u> по 2 букви

$\underline{(a+b) . (a+b)}$

блокче

$\Rightarrow r$ за L: $((a+b).(a+b))^*$

$L = \{\alpha \mid$ в α всяко срещане на a се следва непосредствено от срещане на $b\}$

$\alpha \quad \boxed{\;}\boxed{ab}\boxed{b}\boxed{ab}\boxed{bb}\boxed{ab}\boxed{b}$ $\qquad r: (b^* + ab)^*$