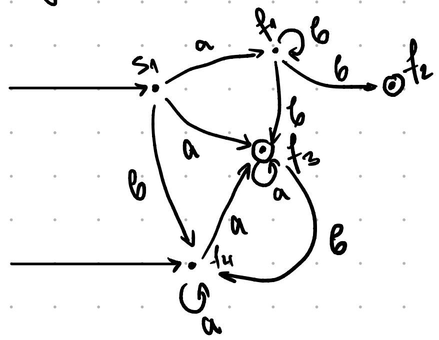
Недетерминирани крайни автомати



- Една буква може да води до няколко състояния
- Повече от 1 начални състояния

s_1: ab $\quad s_1 \xrightarrow{a} f_1 \xrightarrow{b} f_1 \quad s_1 \to f_1 \to f_3$

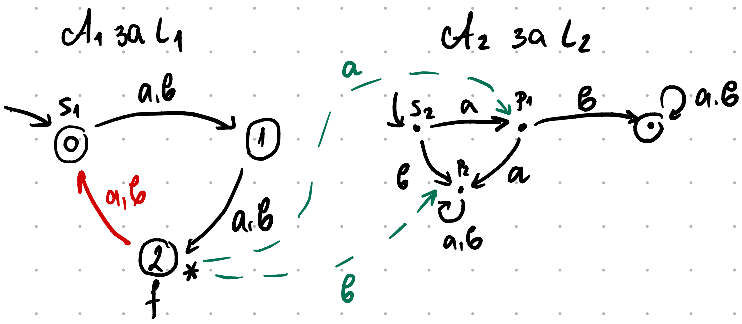
$s_1 \xrightarrow{a} f_1 \xrightarrow{b} f_2 \quad s_1 \to f_3 \to s_2$

$s_2 \to f_3 \to s_2$

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

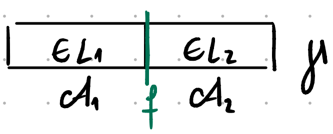
$L_1 = \{ \alpha \in \Sigma^* \mid |\alpha| \equiv 2 \pmod 3 \}$

$L_2 = \{ \alpha \in \Sigma^* \mid \alpha$ започва с ab $\}$



Вход: дума γ

Изход: дали $\gamma \in L_1 . L_2$

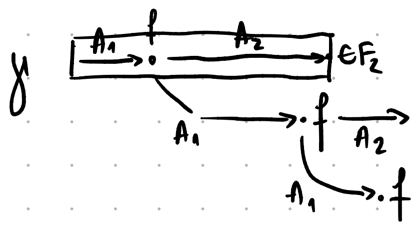


$\gamma =$ aaaaa|aba ($\in L_1$ | $\in L_2$)

$\alpha = a^5$ } $\alpha \in L_1$

$\beta = aba$ } $\beta \in L_2$ $\Rightarrow \gamma \in L_1 . L_2$

$\alpha . \beta = \gamma$



по някой от клоновете да стигнем до F_2 на A_2

def: Краен недетерминиран автомат е $\mathcal{N} \langle \Sigma, Q, I, F, \Delta \rangle$, където

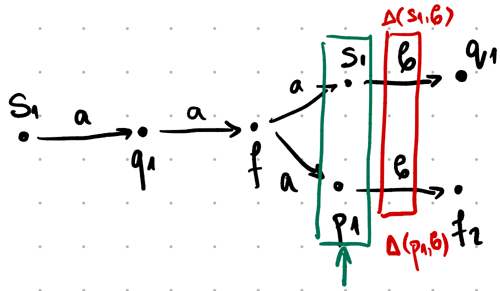
Σ, Q, F - същото като при КДА

$I \subseteq Q$ - мн-во от начални състояния

$\Delta: Q \times \Sigma \to P(Q)$ - функция на преход

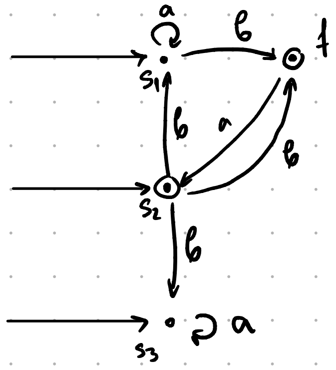
$\Delta^*: P(Q) \times \Sigma^* \to P(Q)$

$\Delta^*(R, \varepsilon) = R$ за всяко $R \subseteq Q \qquad \Delta^*(R, \gamma a) = \bigcup_{p \in \Delta^*(R,\gamma)} \Delta(p, a)$



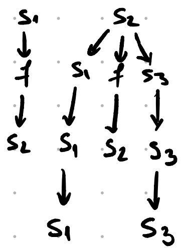
$\Delta^*(\{s_1\}, aa)$ $\quad \Delta^*(\{s_1\}, aaa) = \{s_1, p_1\}$ $\quad \Delta^*(\{s_1\}, aaab)$

$$\mathcal{L}(\mathcal{N}) = \{\alpha \in \Sigma^* \mid \Delta^*(I,\alpha) \cap F \neq \emptyset\}$$



$\Delta^*(I,\alpha)$:

1) $\Delta^*(I,\varepsilon) = \{s_1, s_2, s_3\} = I$ $\quad \in \mathcal{L}(\mathcal{N})$
2) $\Delta^*(I,b) = \{f, s_1, s_3\}$ $\quad \in \mathcal{L}(\mathcal{N})$
3) $\Delta^*(I,ba) = \{s_1, s_2, s_3\}$ $\quad \in \mathcal{L}(\mathcal{N})$
4) $\Delta^*(I,baa) = \{s_1, s_3\}$ $\quad \notin \mathcal{L}(\mathcal{N})$



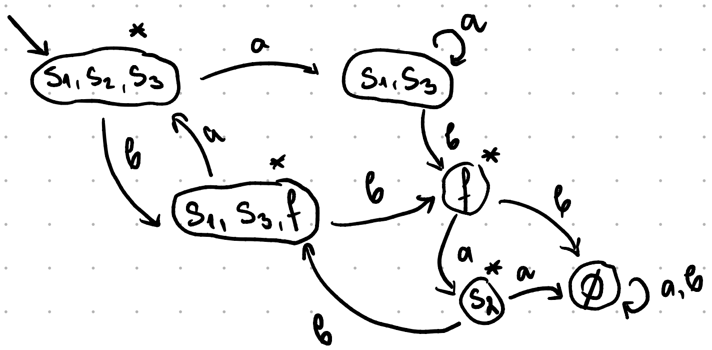
Твърдение: Нека L е език, тогава има КДА $\mathcal{A}$, такъв, че $L = \mathcal{L}(\mathcal{A})$ тстк. има КНА $\mathcal{N}$, такъв че $L = \mathcal{L}(\mathcal{N})$

($\Leftarrow$) Идея: Ще построим детерминиран автомат $\mathcal{A}$, в който състоянията са $\mathcal{P}(Q)$ за които ще мислим като за текущи нива в дървото на изображение на $\mathcal{N}$

$\underline{\mathcal{A}:}$

$Q_A = \mathcal{P}(Q_N)$ $\quad \delta_A(R,a) = \bigcup\limits_{p \in R} \Delta(p,a)$ $\quad F_A = \{R \in Q_A \mid R \cap F_N \neq \emptyset\}$

$s_A = I$



Q_N	a	b
s_1	s_1	f
s_2	$\times$	s_1, s_3, f
s_3	s_3	$\times$
f	s_2	$\times$

Алгоритъм за построяване на детерминиран автомат $\mathcal{A}$ при вход недетерминиран автомат $\mathcal{N}$, такъв че $\mathcal{L}(\mathcal{A}) = \mathcal{L}(\mathcal{N})$

1. Поставяме началното състояние да е I_N
2. Строим таблица от вида

Q	a	b
p	$\Delta(p,a)$	...

3. Докато има състояние $\{q_1, \dots, q_k\}$ и буква σ, върху което няма дефиниран преход, гледаме в таблицата колонката на σ и редовете на $q_1, \dots, q_k$, събираме всички състояния накуп - R и добавяме преход с σ към R.
4. Поставяме като финални състояния тези, които съдържат поне едно финално от F_N.