ASFD

$$L(A) = \{ x \in \Sigma^* \mid (q_0, x) \vdash_A^* (q, \varepsilon), q \in F \}$$

LINGUAGGIO RICONOSCIUTO

FUNZIONE DI TRANSIZIONE ESTESA

(ASFD), è la funzione $\bar{\delta} : Q \times \Sigma^* \rightarrow Q$ definita:

① $\bar{\delta}(q, \varepsilon) = q$

dove $a \in \Sigma$
$x \in \Sigma^*$

② $\bar{\delta}(q, xa) = \delta(\bar{\delta}(q, x), a)$

Dato uno stato q e una stringa di input $x \in \Sigma^*$ lo stato q' è tale che $q' = \bar{\delta}(q, x)$ $\Leftrightarrow$ la computazione eseguita dall'automa a partire da q conduce l'automa stesso allo stato q'

POSSIAMO SCRIVERE: $q' = \bar{\delta}(q, x) \Leftrightarrow \exists y \in \Sigma^*$ tale che

$$(q, xy) \vdash^* (q', y)$$

di conseguenza avremo una stringa $x \in \Sigma^*$ accettata

da un ASFD $\Leftrightarrow$ $\underbrace{\bar{\delta}(q_0, x)}_{= q'} \in F$

Il linguaggio riconosciuto da un ASFD A è l'insieme

$\mathcal{L}(A) = \{x \in \Sigma^* \mid \bar{\delta}(q_0, x) \in F\}$ ← LINGUAGGIO RICONOSCIUTO

Se $(q_0, x) \vdash^*_A (q, \varepsilon)$ con $q \in F \Rightarrow \bar{\delta}(q_0, x) \in F$

se $q' = \bar{\delta}(q, x) \Leftrightarrow \exists y \in \Sigma^* : (q, xy) \vdash^*_A (q', y)$

DEFINIZIONE

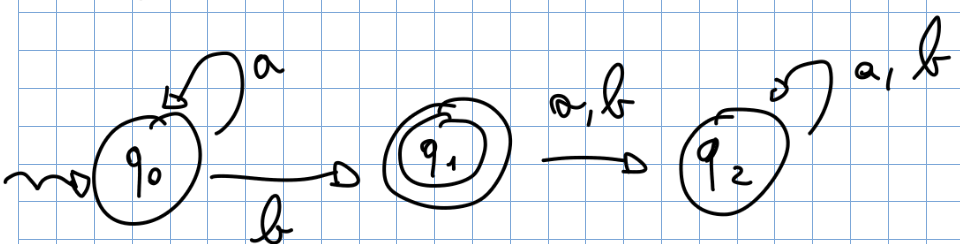
una configurazione di A è una coppia (q, x) con

$q \in Q \quad x \in \Sigma^*$

PAG 75

ESEMPIO

aab è accettata dall'ASFD



$\bar{\delta}(q_0, aab) \underset{2}{=} \delta(\bar{\delta}(q_0, aa), b) \underset{2}{=} \delta(\delta(\bar{\delta}(q_0, a), a), b) \underset{1}{=}$

$= \delta(\delta(\delta(q_0, a), a), b) \underset{2}{=} \delta(\bar{\delta}(q_0, aa) b) = \delta(q_0, b) = q_1$

1) $\bar{\Delta}(q, \varepsilon) = q$

2) $\bar{\Delta}(q, x_a) = \Delta(\bar{\Delta}(q, x), a)$

ASF

DEFINIZIONE

un ASFND è una quintupla formata da una quintupla

$A = \langle \Sigma, Q, \Delta_N, q_0, F \rangle$

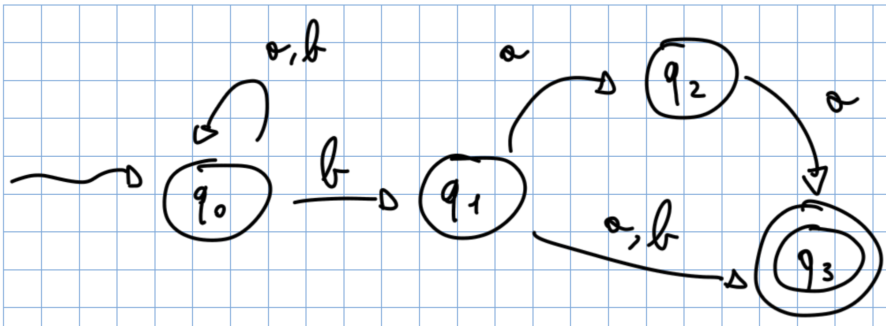
coppia di valori $Q \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$

insieme delle parti di Q

associa ad ogni coppia di stato carattere un sottoinsieme di Q

Δ_N	a	b
q_0	$\{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$
q_1	$\{q_2, q_3\}$	$\{q_3\}$
q_2	$\{q_3\}$	$\emptyset$
q_3	$\emptyset$	$\emptyset$

$\Delta_N(q_0, b) = \{q_0, q_1\}$



$(q_0, bba) \vdash (q_0, ba) \vdash (q_0, a) \vdash (q_0, \varepsilon)$

$(q_0, bba) \vdash (q_0, ba) \vdash (q_1, a) \vdash (q_2, \varepsilon)$

$(q_0, bba) \vdash (q_0, ba) \vdash (q_1, a) \vdash (q_3, \varepsilon)$

Una stringa x è accettata se $(\{q_0\}, x) \vdash^* (I, \varepsilon)$

$(I \cap F \neq \emptyset, I \subseteq Q)$

INSIEME DI LINGUAGGIO ACCETTATO

$$\mathcal{L}(A) = \{x \in \Sigma^* \mid (\{q_0\}, x) \vdash^*_{A_N} (I, \varepsilon), I \cap F \neq \emptyset\}$$

ALBERO DI COMPUTAZIONE

$$\begin{tikzcd}
 & & & (q_3, \varepsilon) \\
 & & (q_1, a) \arrow[ur] \arrow[r] & (q_2, \varepsilon) \\
 & (q_0, ba) \arrow[ur] \arrow[r] & (q_0, a) \arrow[r] & (q_0, \varepsilon) \\
(q_0, bba) \arrow[ur] \arrow[dr] & & & \\
 & (q_1, ba) \arrow[r] & (q_3, a) &
\end{tikzcd}$$

Dato un ASFND la $\bar{\Delta}$ estesa è la funzione

$\bar{\Delta}_N : Q \times \Sigma^* \to \mathcal{P}(Q)$ definita:

① $\bar{\Delta}_N(q, \varepsilon) = \{q\}$

$a \in \Sigma$

$x \in \Sigma^*$

$p \in Q$

② $\bar{\Delta}_N(q, xa) = \bigcup \Delta_N(q, a)$

$$p \in \underbrace{\bar{\Delta}_N(q, x)}_{\to \text{ insieme degli stati}}$$

Dato uno stato q e una stringa di input x,

$q \in \bar{\Delta}_N(q, x) \Leftrightarrow \exists$ una computazione di A la quale a partire da x conduce a q'

LINGUAGGIO ACCETTATO

L è accettato da ASFND A_N:

$$L(A_N) = \{x \in \Sigma^* \mid \bar{\Delta}_N(q_0, x) \cap F \neq \emptyset\}$$

LINGUAGGIO ACCETTATO

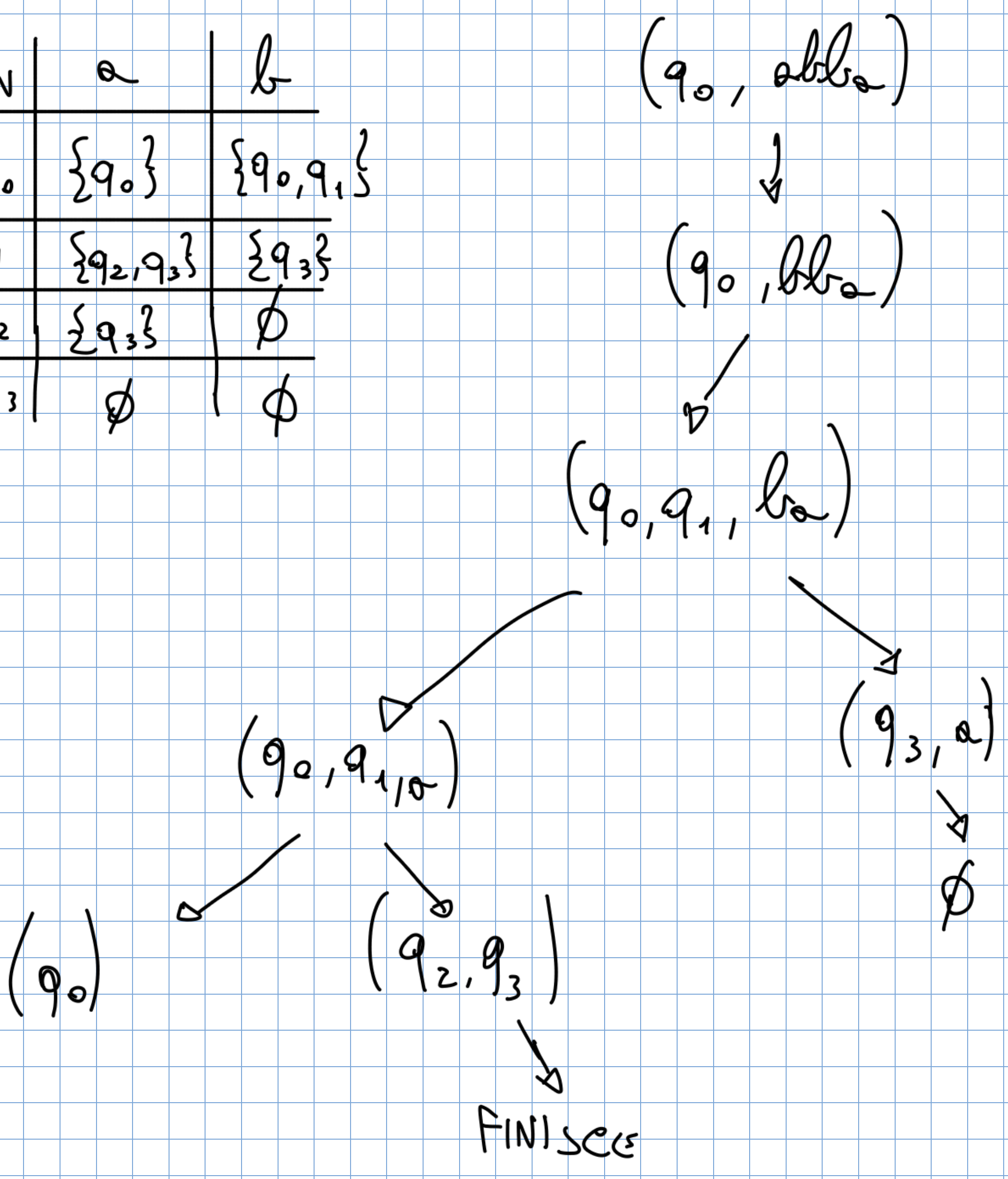
ESERCIZIO

$\Sigma = \{a,b\}$ definito parole terminanti con bb o ba opp. baa

A_N $\quad Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3\}$ $\quad F = \{q_3\}$

Consideriamo abba cosa possiamo dire?

Δ_N	a	b
q_0	$\{q_0\}$	$\{q_0, q_1\}$
q_1	$\{q_2, q_3\}$	$\{q_3\}$
q_2	$\{q_3\}$	$\emptyset$
q_3	$\emptyset$	$\emptyset$



RELAZIONI TRA ASFD e ASF

TEOREMA

Dato un ASFD che riconosce L, esiste un corrispondente ASFND che riconosce L e viceversa

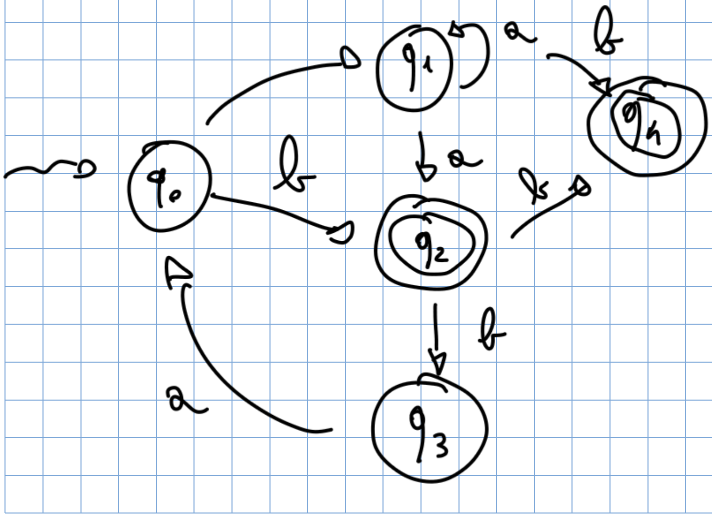
TEOREMA

Dato una grammatica regolare $G = <V_T, V_n, P, S>$ esiste un ASFND A_N, che riconosce linguaggio da essa genera. E viceversa

ESEMPIO

Linguaggio definito dall'espressione regolare

$$(a^+ a + b) ba)^* (b + bb + a^+ (b + a + ab))$$

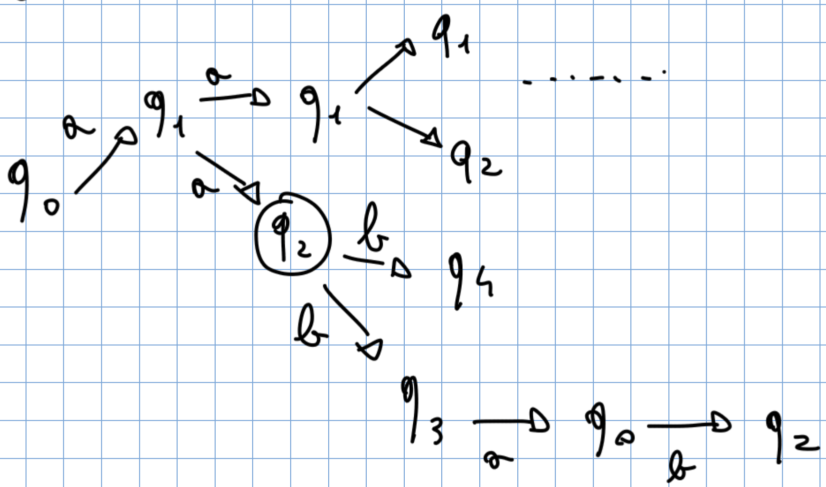


$F = \{q_2, q_4\}$

$a \ldots\ldots a_n \rightarrow$ termina

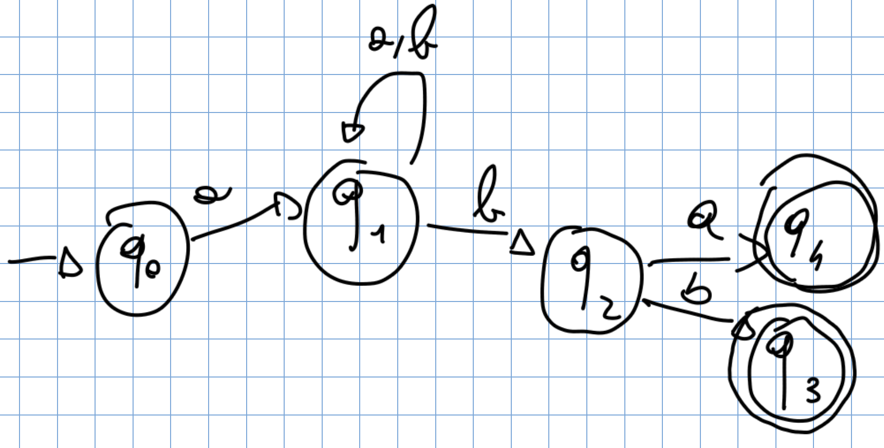
$\underbrace{a \ldots\ldots a_n}\, a\, b$

ALBERO



Costruire un ASFND che riconosca il linguaggio delle stringhe su $\{a, b\}$ in cui il penultimo carattere è una b

$\{a\} \circ \{a, b\}^* \circ \{b\} \circ \{a, b\}^1$ $\qquad \Sigma = \{a, b\}$



FUNZIONI DI TRANSIZIONE

AUTOMA	NORMALE	ESTESA
ASFD	$\delta : Q \times \Sigma \to Q$	$\bar{\delta} : Q \times \Sigma^* \to Q$ DEFINITA DA: 1) $\bar{\delta}(q, \varepsilon) = q$ 2) $\bar{\delta}(q, xa) = \delta(\bar{\delta}(q, x), a)$
ASFND	$\delta_N : Q \times \Sigma \to \mathcal{P}(Q)$	$\bar{\delta}_N : Q \times \Sigma^* \to \mathcal{P}(Q)$ DEFINITA DA: 1) $\bar{\delta}(q, \varepsilon) = \{q\}$ 2) $\bar{\delta}(q\ xa) = \cup\ \delta(q, a)$