

$$L = \{a^m b^m \mid m \geq 0\}$$

Linguaggi Regolari

$\Sigma \Rightarrow$ Alfabeto

$$\Sigma = \{0, 1\}$$

Espressioni Regolari

- $\alpha \in \Sigma$, α è un Expr Reg

0 1

- α, β sono Expr Reg, allora
 l'altro la concatenazione $\alpha\beta$
 è una Expr Reg

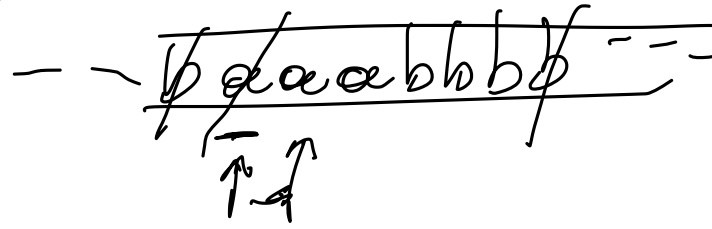
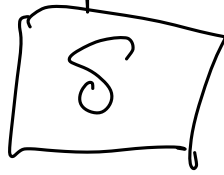
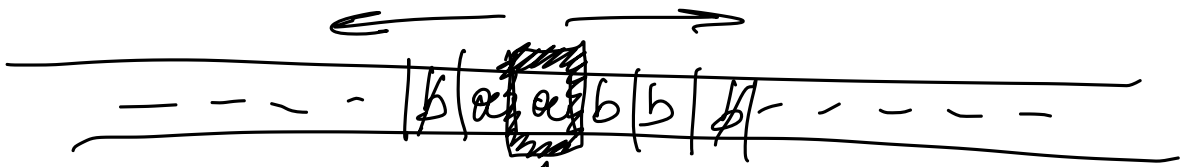
00 01 101 111 - - -

- Se α, β sono Expr Reg allora
 $\alpha | \beta$ è un'Expr Reg

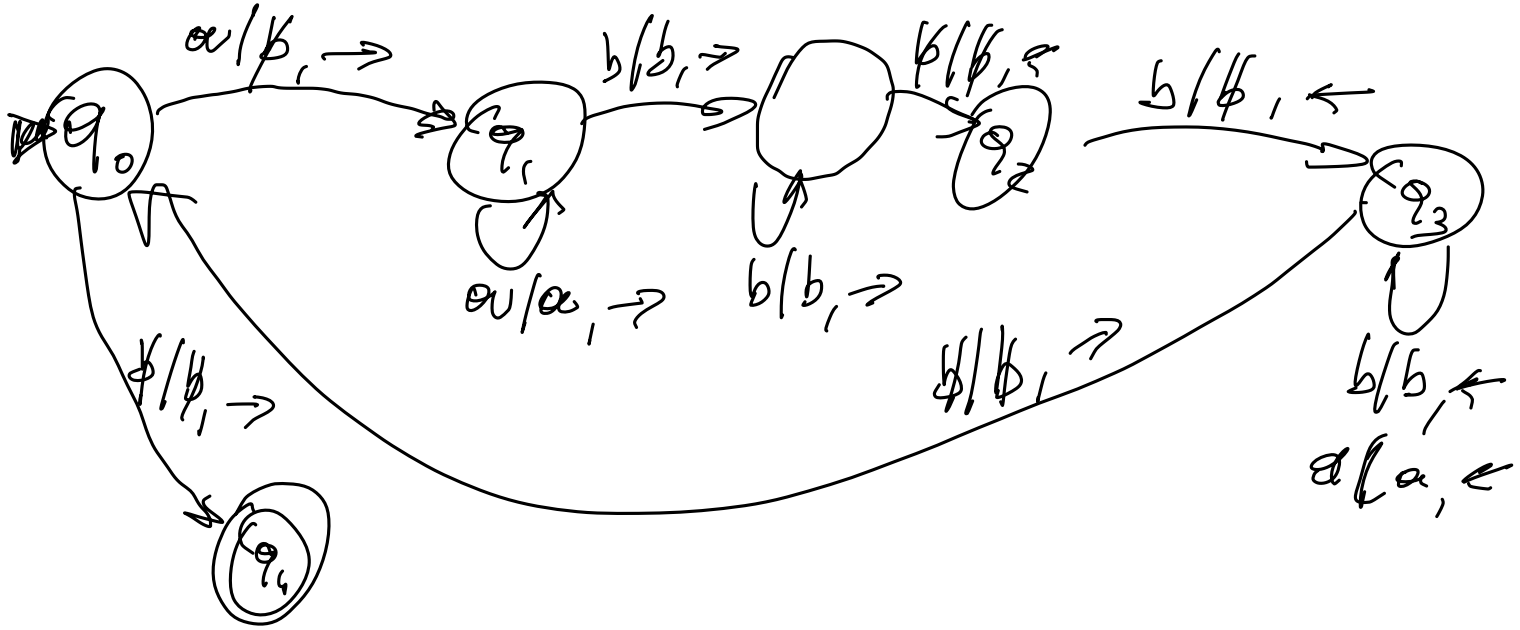
$$(010 | 11) \rightarrow \{010, 11\}$$

- Se α è un Expr Reg allora
 α^* è un Expr Reg

$$(110)^* \rightarrow \epsilon, 110, 110110, \dots$$



$$L = \{a^m b^m \mid m \geq 0\}$$



$$M = \langle \Sigma, \Gamma, \phi, Q, q_0, F, \delta \rangle$$

$$\Gamma \supset \Sigma$$

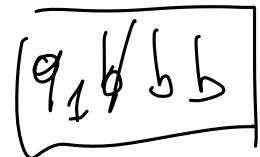
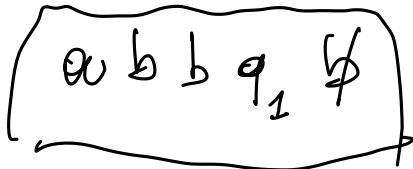
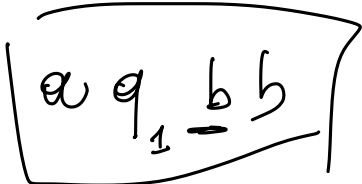
$$F \subseteq Q$$

$$\delta: Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{\leftarrow, \rightarrow\}$$

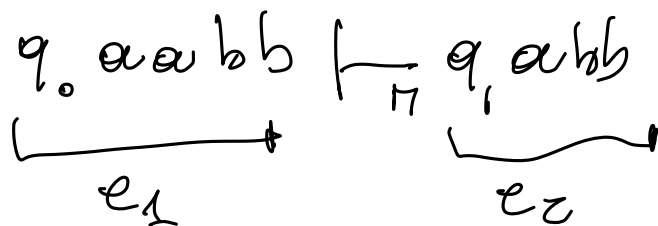
configurations

x

M



$\Rightarrow$ Dato due configurazioni C_1 e C_2 di M
 diciamo che C_2 è il legale successor
 di C_1 rispetto a M $C_1 \vdash_M C_2$
 se C_2 è la configurazione esce M
da C_1
applicando partendo facendo un solo
passo secondo δ



$\Rightarrow$ La configurazione iniziale di M su
 una stringa $x = x_1 \dots x_n$

$q_0 x_1 \dots x_n$

$\Rightarrow$ Una configurazione finale di M è
 una configurazione che non ammette
 un legale successor secondo M (δ)

$\Rightarrow$ Una conf. accettata è una conf.
 finale in cui tutto è accettato

$\Rightarrow$ Una computazione parziale di M è
 una sequenza di configurazioni $C_1, \dots, C_n$
 t.c. $C_1 \vdash_M C_2 \vdash_M C_3 \dots \vdash_M C_n$

$\Rightarrow$ Una computazione (completa) di M su w
 è una computazione parziale di M

$C_1, \dots, C_n$ t.c.

- C_1 è una conf. iniz. di M su w

- C_n è una conf. finale

$\Rightarrow$ una computazione di π su x è
 Algoritmo $\subseteq \Sigma^*$ ℓ_m è una
 configurazione Algoritmo

$\Rightarrow$ Lim. Aut. di π

$$L(\pi) = \{ w \in \Sigma^* \mid \pi(w) = 1 \}$$

M Decide il linguaggio L
 $\forall w \in \Sigma^* \quad w \in L \Rightarrow \pi(w) = 1$
 $w \notin L \Rightarrow \pi(w) = 0$

M Accetta il linguaggio L
 $\forall w \in \Sigma^* \quad w \in L \Rightarrow \pi(w) = 1$
 $w \notin L \Rightarrow ?$