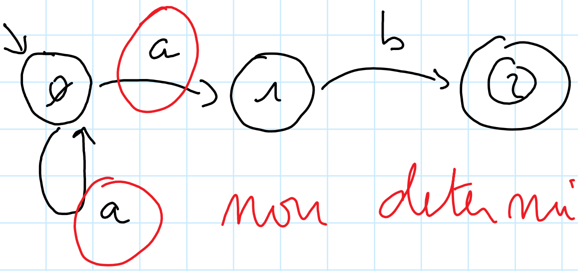
Σ

alfabeto

Λ sulle dispense

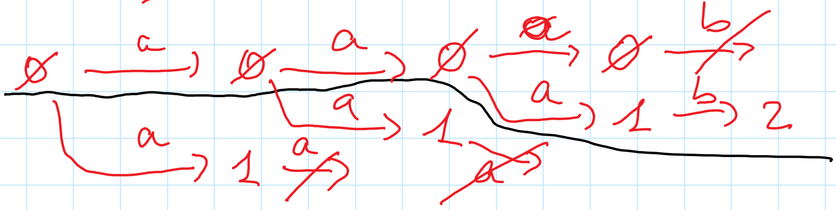
$\Lambda = \{a, b\}$

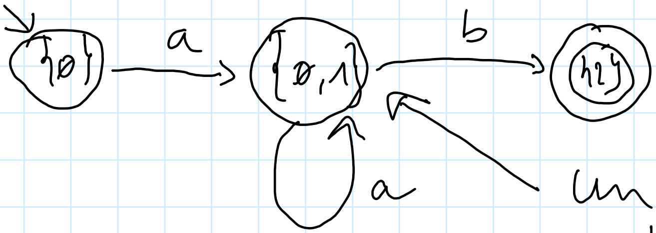
$L = \{a^n b \mid n > 0\}$

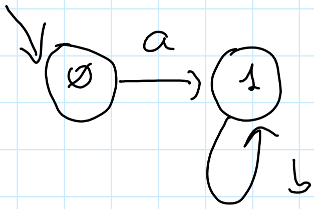


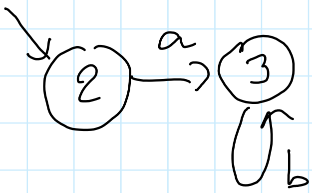
non deterministico

aaab

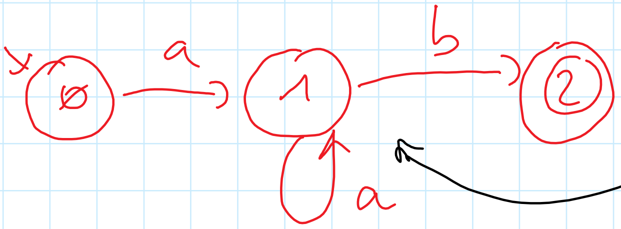








un unico stato



$\Sigma = \{0, 1, \ldots, 9\}$

cifre decimali.

Un automa che riconosca il linguaggio dei numeri naturali multipli di 5.

$105 \in L \qquad 106 \notin L$

$00050 \in L \qquad 00051 \notin L$

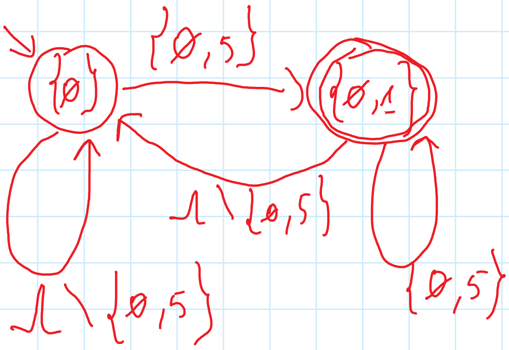
$0 \in L$

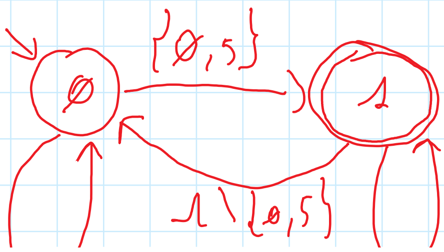
n è multiplo di 5 se esiste $m \in \mathbb{N}$ tale che $n = m \cdot 5$ (m può essere 0)

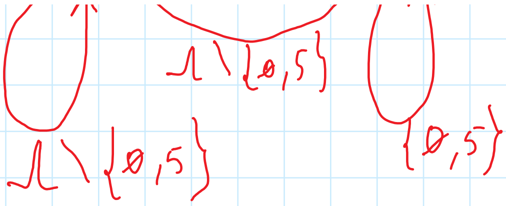
$\Sigma = \{0, 1, 2, 3, 4, 5, 6, \ldots, 9\}$

le cifre diverse da 0 e 5

$\Sigma \setminus \{0, 5\}$






$\mathbb{N} \setminus \{0,5\}$
$\mathbb{N} \setminus \{0,5\}$
$\{0,5\}$

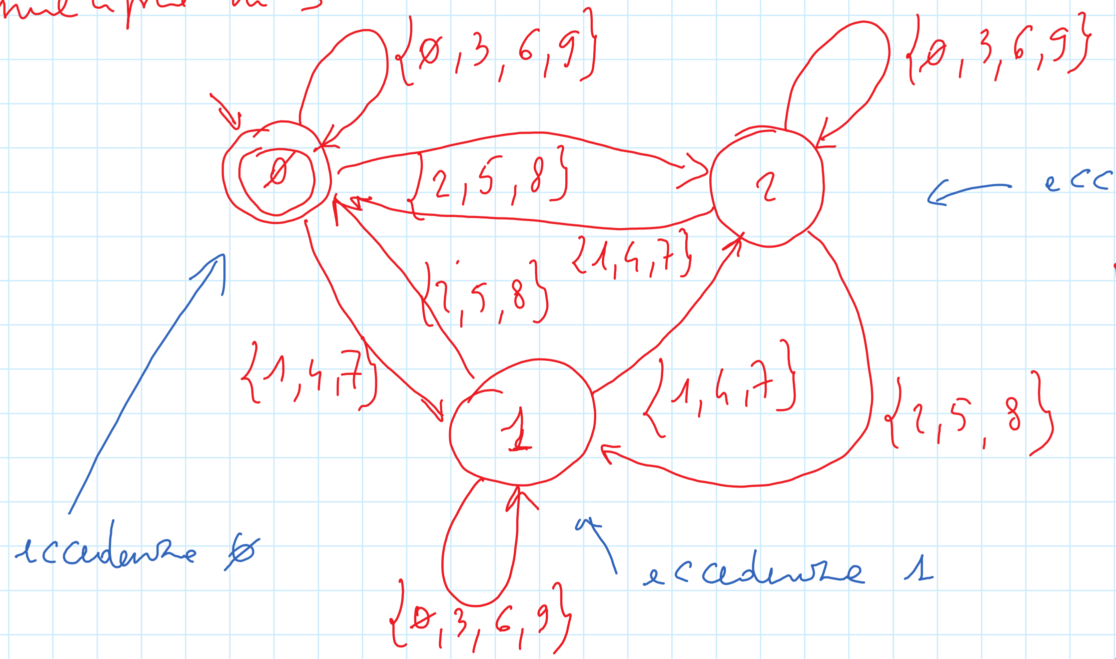
$\Sigma = \{0, 1, \dots, 9\}$

Il linguaggio di valori naturali multipli di 3.

3 1 2 5 1

$\xrightarrow{3} 0 \xrightarrow{1} 1 \xrightarrow{2} 0 \xrightarrow{5} 2 \xrightarrow{1} 0$

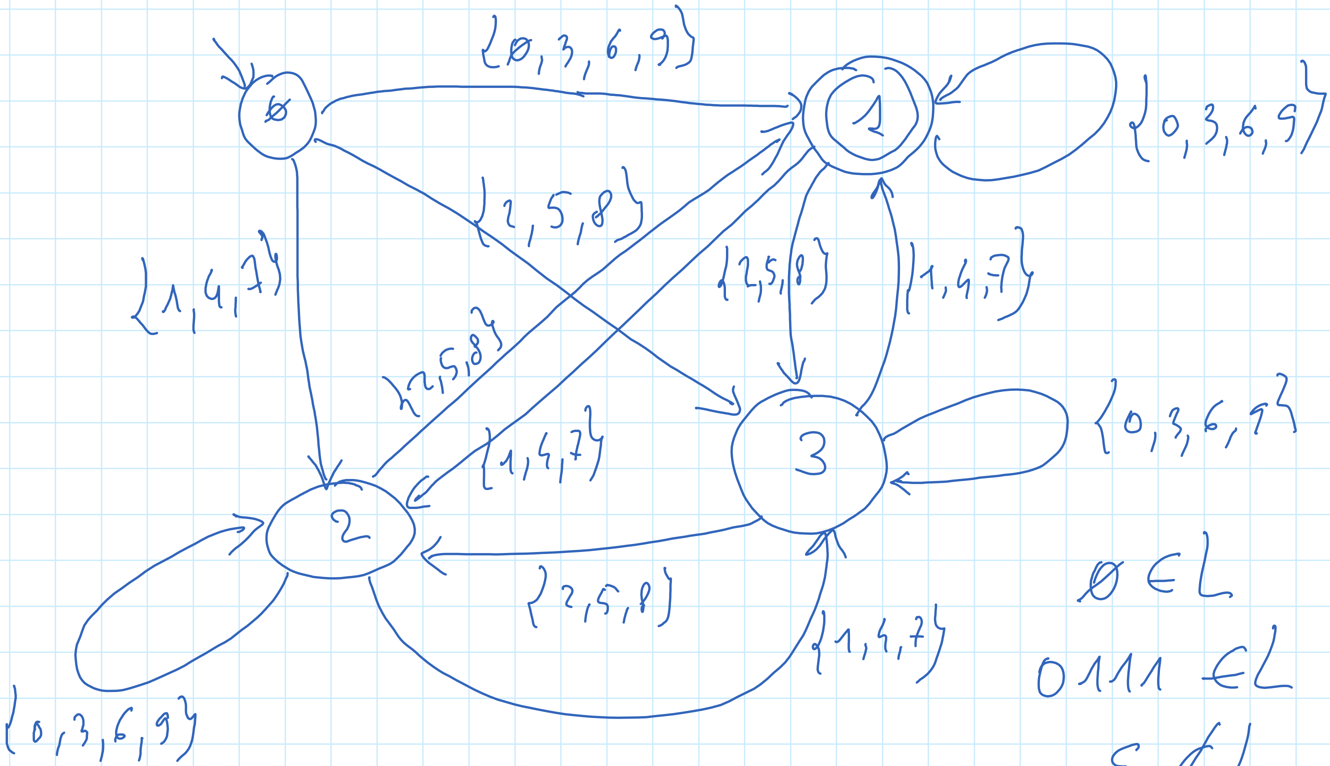
eccedenza rispetto al multiplo di 3



$I = \{2, 5, 8\}$

Se lo stato iniziale è anche finale, qual è la stringa "particolare" riconosciuta?
La stringa vuota!

Se non vogliamo riconoscere la stringa vuota (ε)? Lo stato iniz. NON deve essere finale!



$0 \in L$

$0111 \in L$

$\varepsilon \notin L$

ASFND $\quad A_{ND} = (\Sigma, Q, S, F, \delta)$

Σ alfabeto (insieme finito di simboli)
Q l'insieme finito degli stati
$S \in Q$ lo stato iniziale
$F \subseteq Q$ l'insieme degli stati finali
$\delta \subseteq Q \times \Sigma \times Q$ la relazione di transizione

ASFD $\quad A_D$ equivalente è costruito nel modo seguente.

$\mathbb{P}_A \quad \wp_A$ l'insieme dei sottoinsiemi di A

$A = \{0, 1, 2\}$
$\mathbb{P}_A = \wp_A = \{ \{\}, \{0\}, \{1\}, \{2\}, \{0,1\}, \{0,2\}, \{1,2\}, \{0,1,2\} \}$

Parti di A

ASFND $A_{ND} = (\Lambda, Q, S, F, \delta)$

giovedì 12 ottobre 2017 15:37

ASFD A_D è costituito dalle seguenti componenti

$$A_D = \{\Lambda', Q', S', F', \delta'\}$$

dove

$$\Lambda' = \Lambda$$

$$Q' = \mathbb{P}_Q$$

$$S' = \{S\}$$

$$F' = \{I \mid I \in \mathbb{P}_Q \wedge I \cap F \neq \{\}\}$$

$$\delta' = \{(S_1, a, S_2) \mid S_1 \in \mathbb{P}_Q \wedge S_2 \in \mathbb{P}_Q \wedge a \in \Lambda \wedge s_1 \in S_1 \wedge \langle s_1, a, s_2\rangle \in \delta \wedge s_2 \in S_2\}$$

$$\delta' \ni (\{0,1\}, a, \{2,3\})$$

$$\delta \subseteq \{\langle 0, a, 2\rangle, \langle 1, a, 3\rangle, \langle 0, a, 3\rangle\}$$ esempio

$L = \{a^n b^n \mid n > 0\}$ $\qquad \Sigma = \{a, b\}$

$L = \{ab, aabb, aaabbb, \dots\}$

giovedì 12 ottobre 2017 15:37

numero di stati finito, supponiamo k

riconosce $L = \{a^n b^n \mid n > 0\}$

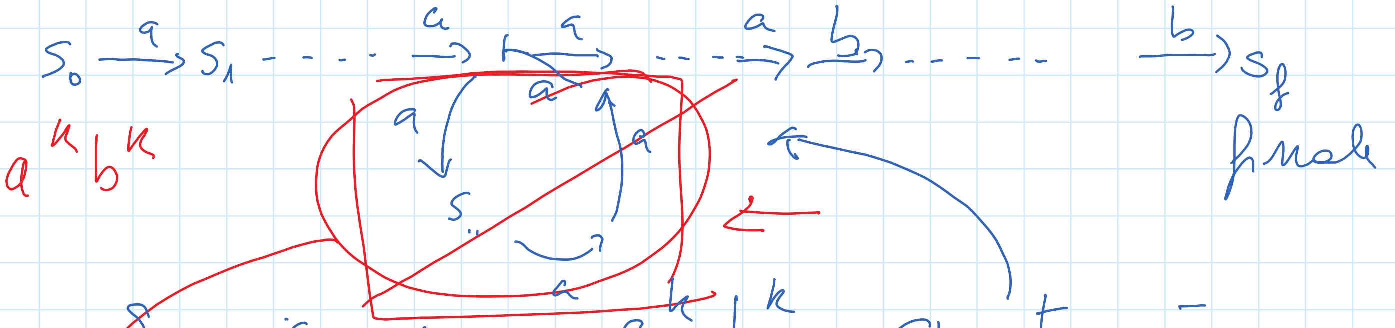
$a^k b^k \in L$

$$\underbrace{s_0 \xrightarrow{a} s_1 \xrightarrow{a} s_2 \dots \xrightarrow{a} s_k}_{\text{quanti stati? } k+1} \xrightarrow{b} \dots$$

almeno uno stato è ripetuto

principio delle buche dei piccioni (pigeon hole)

Se ci sono $n+1$ piccioni in n buche, in una buca ci sono



Se riconosco $a^k b^k$ questa è necessariamente la situazione

ci sono $s>0$ simboli a nel ciclo.

$a^{k-s} b^k$ è riconosciuta dall'automa

giovedì 12 ottobre 2017 15:37

$L = \{ a^n b^n \mid n > 0 \}$

$n \in \mathbb{N}^+$

non è riconoscibile con ASF

Strumento per definire linguaggi del tipo $\{a^n b^n \mid n > 0\}$

GRAMMATICA A STRUTTURA DI FRASE

Gerarchia di GSF che fa parte della teoria dei linguaggi formali

⋮

Grammatiche libere da contesto

Grammatiche regolari (equiv. agli ASF)

Formalmente:

Una grammatica libera da contesto è una quadrupla

$$G = (\Lambda, V, S, P)$$

dove

Λ alfabeto finito di simboli (simboli terminali)

V insieme finito di "categorie sintattiche" (simboli non terminali)

$S \in V$ categoria sintattica iniziale
(simbolo distinto)

P insieme finito di "produzioni"
della forma
$$A \to \alpha$$
$A \in V$
$\alpha \in (\Lambda \cup V)^*$

giovedì 12 ottobre 2017 15:37

$G = (\Lambda, V, S, P)$

$\Lambda = \{a, b\}$

$V = \{S\}$

$S \in V$

$P = \{ \underline{S} \to ab,\ S \to aSb \}$

cat. sintattica

$\in (\Lambda \cup V)^*$

la grammatica GENERA tutte le possibili stringhe del linguaggio partendo dalla categoria sintattica iniziale e RISCRIVENDO le categorie sintattiche mediante le produzioni.
(il procedimento termina quando raggiungo stringhe $\in \Lambda^*$)

giovedì 12 ottobre 2017 15:37

$\Sigma = \{a, b\}$ $V = \{S\}$ S

$$P = \left\{ \begin{array}{l} S \to ab \;\; ① , \\ S \to aSb \;\; ② \end{array} \right\}$$

$S \xrightarrow{①} ab$ $ab \in L$

$S \xrightarrow{②} aSb \xrightarrow{①} aabb \in L$

$S \xrightarrow{②} aSb \xrightarrow{②} aaSbb \xrightarrow{①} aaabbb \in L$

$\vdots$

$L = \{ a^n b^n \mid n > 0 \}$

giovedì 12 ottobre 2017 15:37

$$L = \{ a^n b^m \mid n, m > 0 \}$$

G $\quad \Lambda = \{a, b\} \quad V = \{S, A\} \quad S$

$S \to aS$	$S \to aA \to ab$
$S \to aA$	$S \to aS \to aaA \to aab$
$A \to b$	$S \to aA \to abA \to abb$
$A \to bA$	$\vdots$