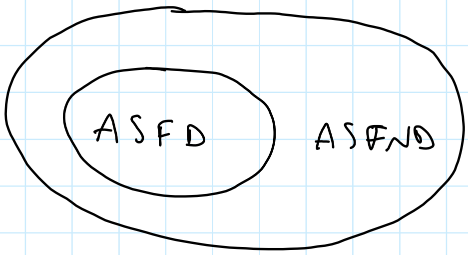
AVVISO

SOLO PER LA PROSSIMA SETTIMANA

SCAMBIO LEZIONI :

- → MARTEDÌ 17/10 ore 11.00 : LOGICA PER LA PROGRAMMAZIONE
- → GIOVEDÌ 19/10 ore 11.00 : PROGRAMMAZIONE 1

ASFD ASFND



L'INSIEME DEI LINGUAGGI CHE POSSONO ESSERE ACCETTATI DA ASFD E ASFND È LA STESSA

ASFD ≡ ASFND

SONO EQUIVALENTI

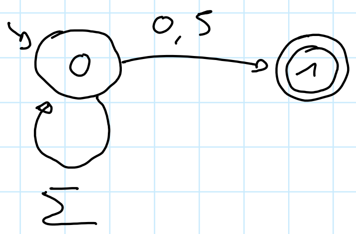
L'ABBIAMO DIMOSTRATO DANDO UNA TRADUZIONE DEGLI ASFND IN ASFD EQUIVALENTI

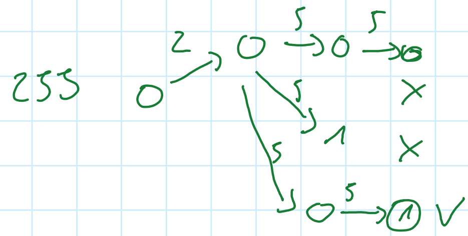
(METODO DEI SOTTOINSIEMI)

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

AUTOMA CHE ACCETTA TUTTI I NUMERI DIVISIBILI PER 5

↳ OSSIA ACCETTA TUTTE LE STRINGHE CHE FINISCONO PER 0 O 5





DIFFERENZA DI INSIEMI

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

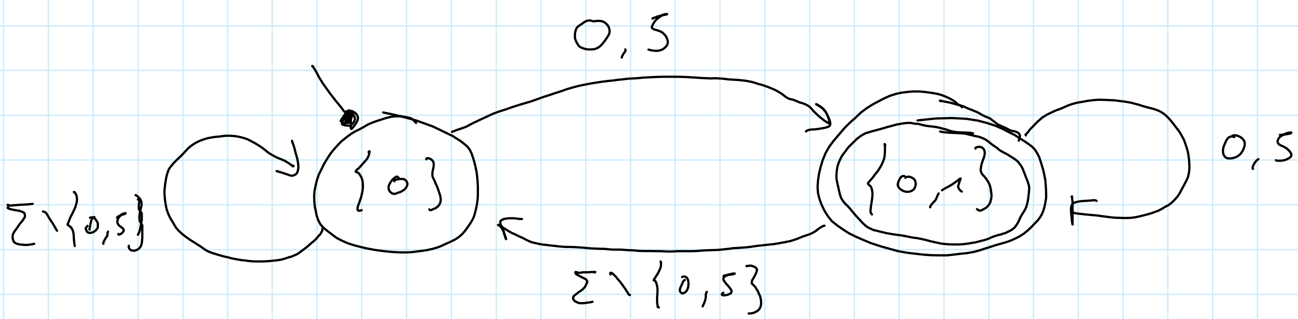
TUTTI I SIMBOLI DI Σ TRANNE 0 E 5

$= \{1,2,3,4,6,7,8,9\}$

STATO INIZIALE DELL'ASFD

	0	5	$\Sigma \setminus \{0,5\}$
$\{0\}$	$\{0,1\}$	$\{0,1\}$	$\{0\}$
* $\{0,1\}$	$\{0,1\}$	$\{0,1\}$	$\{0\}$

STATO FINALE



venerdì 13 ottobre 2017 09:31

FORMALIZZIAMO LA TRADUZIONE

dato $A = (\Sigma, Q, S, F, \delta)$ ASFND

l'automa $A' = (\Sigma, Q', \{S\}, F', \delta')$ ASFD

ottenuto tramite il metodo di costruzione dei sottoinsiemi è tale che

$\wp_Q$ = INSIEME DELLE PARTI DI Q = INSIEME DI TUTTI I POSSIBILI SOTTOINSIEMI DI Q

→ $Q' \subseteq \wp_Q$

→ $\{S\} \in Q'$

→ per $\bar{q} \in Q'$ e $a \in \Sigma$

$$\delta'(\bar{q}, a) = \{ q \mid \delta(q', a) = q \wedge q' \in \bar{q} \}$$

ESEMPIO SULL'AUTOMA DI PRIMA CON $q = 0$ e $a = 0$

$$\delta'(\{0\}, a) = \{ q \mid \delta(q', a) = q \wedge \underset{0}{q'} \in \{0\} \}$$

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

→ $F' = \{ \bar{q} \mid \bar{q} \in Q' \wedge \bar{q} \cap F \neq \emptyset \}$

OSSIA SONO GLI STATI $\bar{q}$ CHE CONTENGONO UNO STATO FINALE DI A $(\bar{q} \cap F \neq \emptyset)$

Il linguaggio definito da un ASF è l'insieme delle stringhe sull'alfabeto Σ che sono accettate dall'automa.

Vediamo un altro strumento per definire linguaggi

LE GRAMMATICHE A STRUTTURA DI FRASE

le useremo per GENERARE TUTTE le stringhe di un linguaggio (non per ACCETTARE una data stringa)

INTUITIVAMENTE (in Italiano)

$$\left.\begin{array}{l} \text{FRASE} \rightarrow \text{NOME VERBO} \\ \text{NOME} \rightarrow \text{Paolo} \\ \text{NOME} \rightarrow \text{Mario} \\ \text{VERBO} \rightarrow \text{mangia} \\ \text{VERBO} \rightarrow \text{beve} \end{array}\right\} \text{REGOLE GRAMMATICALI}$$

FRASE → NOME VERBO → Paolo VERBO → Paolo mangia

FRASE → NOME VERBO → Mario VERBO → Mario beve

DERIVAZIONI : Sequenze di applicazioni delle regole grammaticali che mi portano ad ottenere frasi fatte dalle parole del dizionario

DIZIONARIO = { Paolo, Mario, mangia, beve }

Se faccio tutte le derivazioni possibili genero tutte le frasi possibili

CON I LINGUAGGI FORMALI

$\Sigma = \{a, b, c, d\}$ ALFABETO

$S \to X\,Y$

$X \to a$

$X \to b$

$Y \to c$

$Y \to d$

REGOLE

DUE TIPOLOGIE DI SIMBOLI

Σ e $\{S, X, Y\}$

SIMBOLI CHE USO PER DEFINIRE LE REGOLE GRAMMATICALI

DERIVAZIONI (S È IL SIMBOLO INIZIALE)

$S \to X\,Y \to a\,Y \to \underline{ac} \in L$

$S \to X\,Y \to X\,d \to \underline{ad} \in L$

$L = \{ac, ad, bc, bd\}$ LINGUAGGIO DEFINITO DALLA GRAMMATICA

Definizione

Una GRAMMATICA è una quadrupla

$$G = \langle \Sigma, V, S, P \rangle$$

Σ alfabeto - insieme finito di simboli del linguaggio (SIMBOLI TERMINALI)

LI TROVO AL TERMINE DI UNA DERIVAZIONE

V insieme finito di simboli $(V \cap \Sigma = \emptyset)$ detti "categorie sintattiche" (o SIMBOLI NON TERMINALI)

NON LI TROVO AL TERMINE DI UNA DERIVAZIONE

$S \in V$ è la categoria sintattica iniziale

PUNTO DI PARTENZA DELLE DERIVAZIONI

P è un insieme finito di PRODUZIONI che hanno la seguente forma:

SONO LE REGOLE GRAMMATICALI

$$A \to \alpha$$

dove $A \in V$

$\alpha \in (\Sigma \cup V)^*$

E' UNA STRINGA FATTA DI SIMBOLI DELL'ALFABETO E CATEGORIE SINTATTICHE

ESEMPIO

$$G = \langle \{a,b\}, \{S\}, S, \{S \to ab, S \to abS\} \rangle$$

Σ V P

$$P \left[\begin{array}{ll} S \to ab & ① \\ S \to abS & ② \end{array} \right.$$

DERIVAZIONI:

$$S \xrightarrow{1} ab \in L$$

$$S \xrightarrow{2} abS \xrightarrow{1} abab \in L$$

$$S \xrightarrow{2} abS \xrightarrow{2} ababS \xrightarrow{1} ababab \in L$$

$\vdots$

$$L = \{(ab)^n \mid n > 0\}$$

QUESTO E' IL LINGUAGGIO GENERATO

ESEMPIO:

$$G = \left(\{a, b\}, \{S\}, S, \{ \underset{①}{S \to ab}, \underset{②}{S \to aSb} \} \right)$$

$$S \xrightarrow{1} ab \in L$$

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

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

$\vdots$

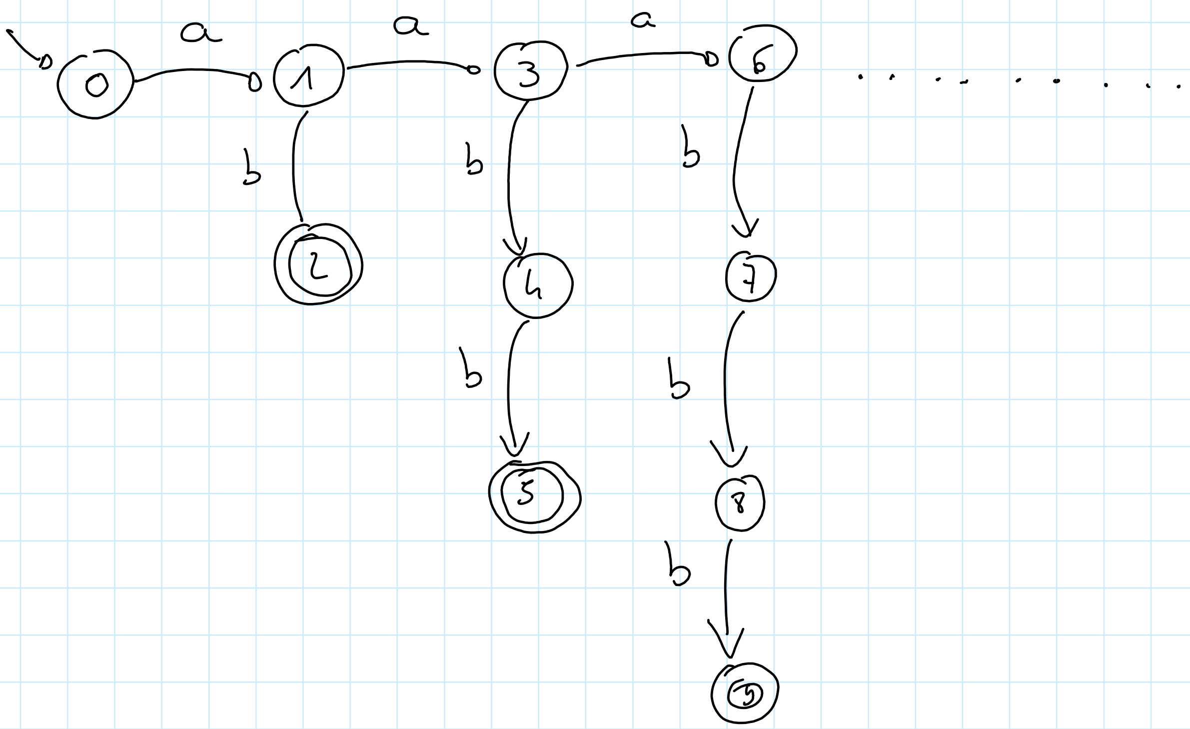
definisce

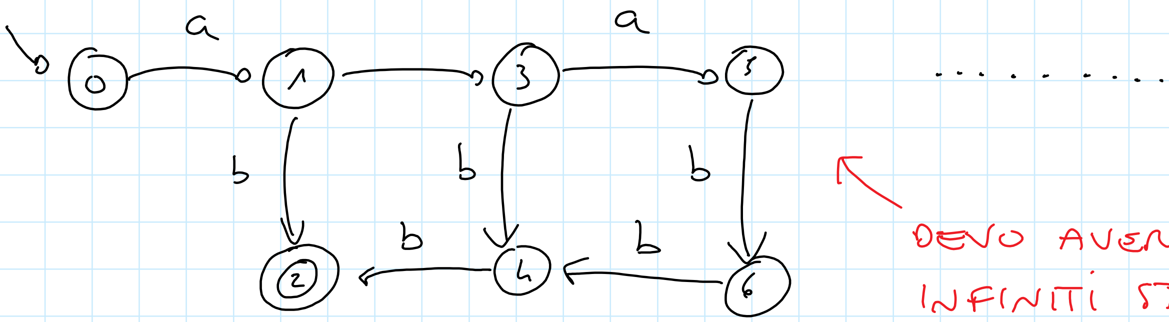
$$L = \{ a^n b^n \mid n > 0 \}$$

QUESTO È UN LINGUAGGIO PER IL QUALE NON SI PUÒ COSTRUIRE UN ASF CHE LO ACCETTI

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

PROVIAMO A COSTRUIRE UN ASF





DEVO AVERE INFINITI STATI DIVERSI CHE "MEMORIZZANO" IL NUMERO DI a LETTE IN MODO DA FARE LO STESSO NUMERO DI TRANSIZIONI CON b

NON E' UN ASF (HA INFINITI STATI) $\Longrightarrow$

Le grammatiche possono definire linguaggi che con gli automi non si definiscono

($e.\ a^n b^n$)

è vero anche il contrario?

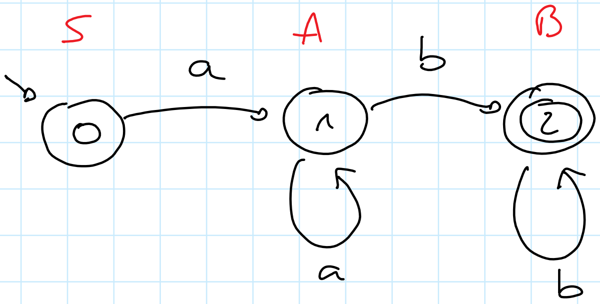
NO

ogni linguaggio accettabile da un automa può essere generato da una grammatica

LE GRAMMATICHE SONO PIU' ESPRESSIVE DEGLI AUTOMI (DEFINISCONO PIU' LINGUAGGI)

SI POSSONO INFATTI TRADURRE GLI AUTOMI IN GRAMMATICHE!

ESEMPIO:



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

ASSOCIO CATEGORIE SINTATTICHE AGLI STATI

$S \to aA$

$A \to aA$

$A \to bB \qquad A \to b$

$B \to bB \qquad B \to b$

DERIVAZIONI

$S \to aA \to a\underline{aA} \to aa\underline{b}B \to aab\underline{bB} \to aabbb \in L$

$S \to aA \to aaA \to aab \in L$

$\vdots$

NOTAZIONE

Posso raggruppare le produzioni per la stessa categoria sintattica come segue:

$$S \to aA$$
$$\left.\begin{array}{l} A \to aA \\ A \to bB \\ A \to b \end{array}\right] \quad A \to aA \mid bB \mid b$$
$$\left.\begin{array}{l} B \to bB \\ B \to b \end{array}\right] \quad B \to bB \mid b$$

MODO PIÙ BREVE PER SCRIVERE LA GRAMMATICA

$$S \to aA$$
$$A \to aA \mid bB \mid b$$
$$B \to bB \mid b$$