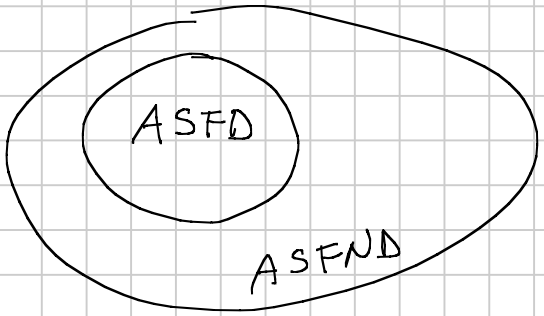
Titolo nota 24/09/2015

ASF deterministici – non deterministici

ASFD ≡ ASFND



Preso un ASFND è possibile costruire un ASFD equivalente (che riconosce lo stesso linguaggio)

Costruzione per sottoinsiemi

Come la definizione della SINTASSI di un linguaggio formale sia possibile attraverso ASF.

Titolo nota 24/09/2015

Dato un automa SF, il linguaggio formale definito dall'automa è il linguaggio composto da TUTTE le stringhe riconosciute dall'automa.

Un nuovo strumento per definire le sintassi dei linguaggi formali:

GRAMMATICA a STRUTTURA DI FRASE

Una grammatica è una quadrupla

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

Titolo nota 24/09/2015

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

Σ alfabeto (insieme finito di simboli del linguaggio (simboli terminali))

V insieme finito di simboli $(\Sigma \cap V = \{\} = \emptyset)$ detti "categorie sintattiche" (simboli non terminali)

S $S \in V$ è la categoria sintattica INIZIALE (simbolo distinto)

P è un insieme finito di PRODUZIONI

$A \to \alpha$ dove $A \in V$

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

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

Σ V P $\in V$ $\in (\Sigma \cup V)^*$ $\in V$ $\in (\Sigma \cup V)^*$

ASF riconoscitori

Gramm. generatori (generano le stringhe del linguaggio)

Come? Attraverso "DERIVAZIONI"

Un passo di derivazione si ottiene attraverso una produzione $A \to \alpha$ sostituendo in una stringa α al posto di A

Titolo nota 24/09/2015

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

$S \to ab$

$S \to aSb \to aabb$

$S \to aSb \to aaSbb \to aaabbb$

$\vdots$

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

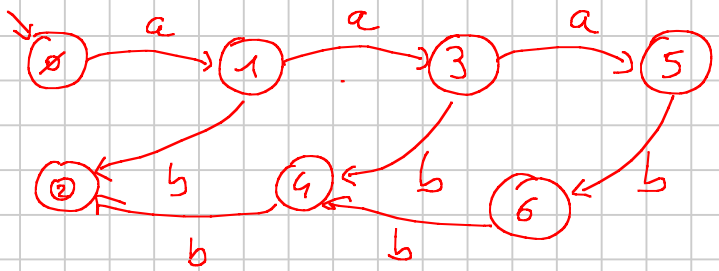
le stringhe del linguaggio definito da G sono TUTTE le stringhe generabili da derivazioni rispetto a G

Nessun ASF è in grado di riconoscere L.

Grammatiche (LIBERE DA CONTESTO) sono più potenti degli ASF

Titolo nota 24/09/2015

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

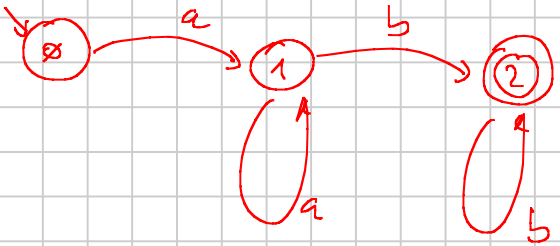


...

stati finiti

$L = \{ a^n b^n \mid 0 < n \leq 1000 \}$

Titolo nota 24/09/2015



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

$G = \langle \{a, b\}, \{A, B\}, A, \{ A \to aA,\ A \to aB,\ B \to b,\ B \to bB \} \rangle$

$\{a, b\}$ = Σ (alfabeto) $\quad \{A, B\}$ = V (variabili) $\quad A$ = S (assioma) $\quad \{ A \to aA,\ A \to aB,\ B \to b,\ B \to bB \}$ = P (produzioni)

alternativa tra produzioni

$A \to aA \to aaB \to aab$

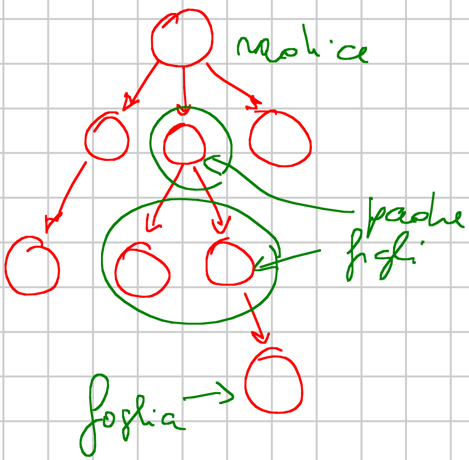
$A \to aA \to aaB \to aabB \to aabb$

$A \to aA \mid aB$

$B \to b \mid bB$

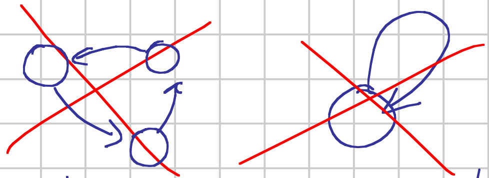
Alberi di derivazione

ALBERI strutture molto usate in informatica

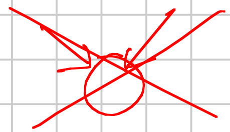


GRAFI

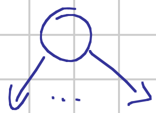
- aciclici



- ogni nodo ha al più un arco entrante



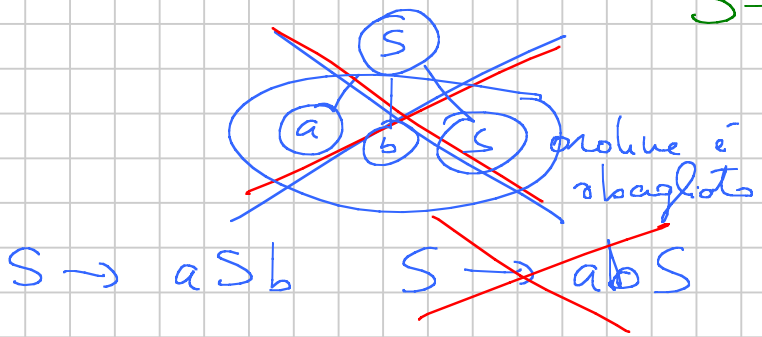
- esiste un solo nodo in cui non entrano archi (radice)



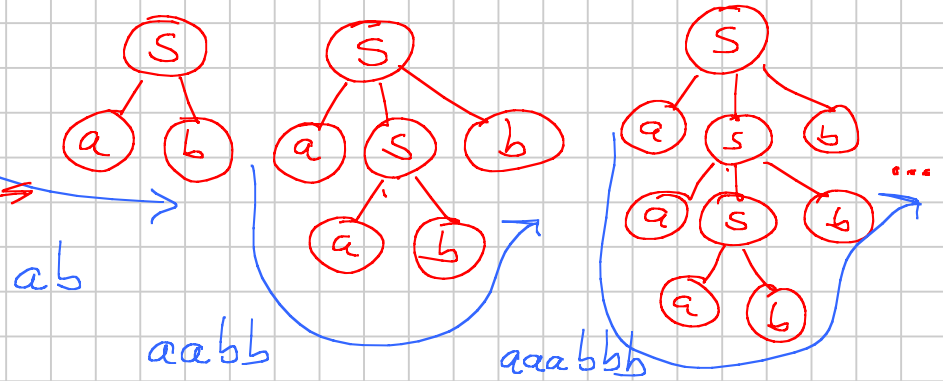
Titolo nota 24/09/2015

Alberi di derivazione rispetto a $G = \langle \Sigma, V, S, P \rangle$

- La radice contiene la categoria sintattica iniziale, S
- Le foglie contengono simboli di Σ
- Ogni nodo intermedio he, come figli, i simboli relativi alla parte destra di una produzione per la cat. sintattica contenuta nel nodo stesso.



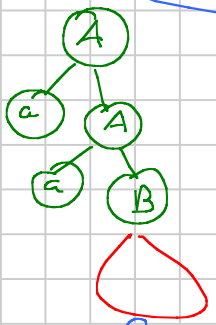
$S \to ab \mid aSb$

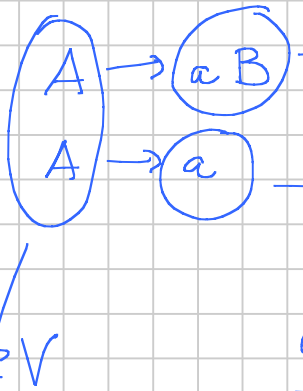


Titolo nota 24/09/2015

$A \to aA \mid aB$

$B \to b \mid bB$





$a \in \Sigma$, $B \in V$

$a \in \Sigma$

$\in V$

Grammatiche REGOLARI

Grammatiche regolari hanno la stessa POTENZA degli ASF

un linguaggio è riconosciuto da un ASF $\iff$ il linguaggio è generato da una grammatica regolare

$L = \{ a^n b^n \mid n > 0 \}$ non può essere generato da una gramm. regolare

Titolo nota 24/09/2015

Linguaggio delle parentesi bilanciate, L_p

$$\Big((3+5)*7 + 3*(7+8) \Big) * 5$$

$$\Downarrow$$

$$(\,(\,)\,(\,)\,)$$

→ ogni parentesi aperta viene chiusa

→ non si chiude una parentesi se non c'è la corrispondente parentesi aperta

$(() \notin L_p$ $\quad)()\notin L_p$ $\quad (()())() \in L_p$

$\Sigma = \{ (\ , \ ) \}$

$()()() \in L_p$ $\quad (()) \in L_p$ $\quad)(\notin L_p$

$()())\notin L_p$

Titolo nota 24/09/2015

Scrivere una grammatica libera da contesto che genera L_p

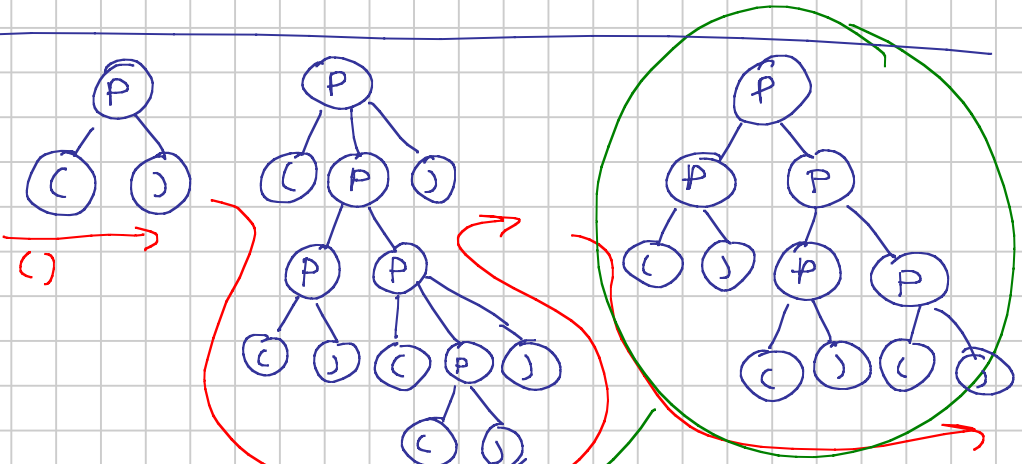
$P \to () \mid (P) \mid PP$

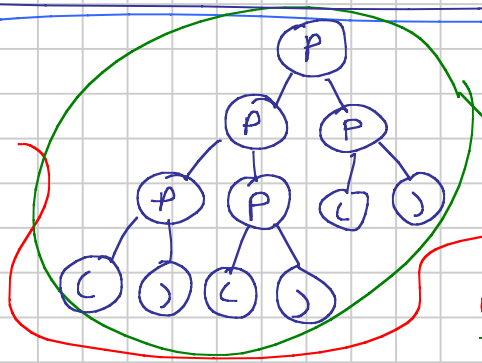
definizione ~~iterativa~~ o ricorsiva

grammatiche libere } sono state definite ricorsivamente
" regolari }

$A \to a \mid b \qquad L = \{a, b\}$

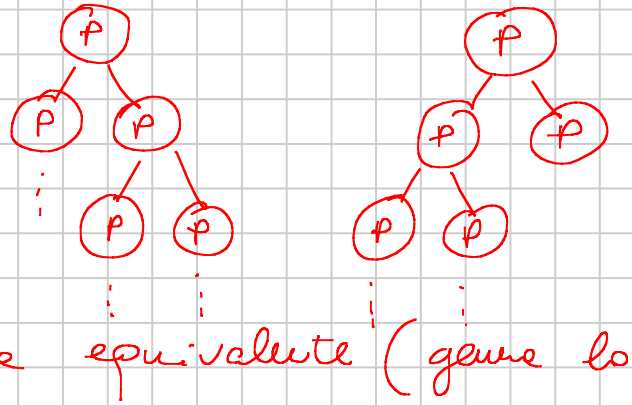
es. di gramm. non ricorsiva





Quando ci sono più alberi di derivazione (diversi) per una stringa si dice che la grammatica è AMBIGUA

$P \to ( ) \mid (P) \mid \underbrace{PP}_{\text{doppia ricorsione}}$



Come si può costruire una grammatica equivalente (genera lo stesso linguaggio) non ambigua?

Non c'è un procedimento standard. Ci sono grammatiche ambigue che non si possono <u>disambiguare</u>

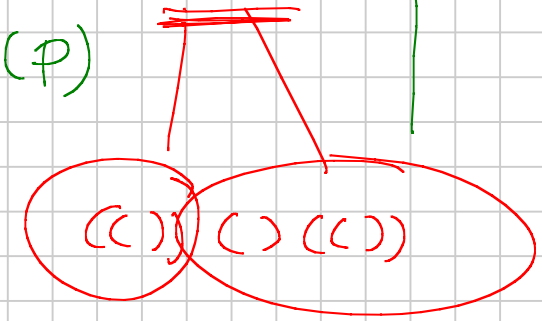
In molti casi ci si riesce eliminando la doppia ricorsione.

Titolo nota 24/09/2015

$P \to () \mid (P) \mid PP$

$P \to () \mid (P) \mid AP$

$A \to () \mid (P)$



()()()