GERARCHIA DI CHOMSKY

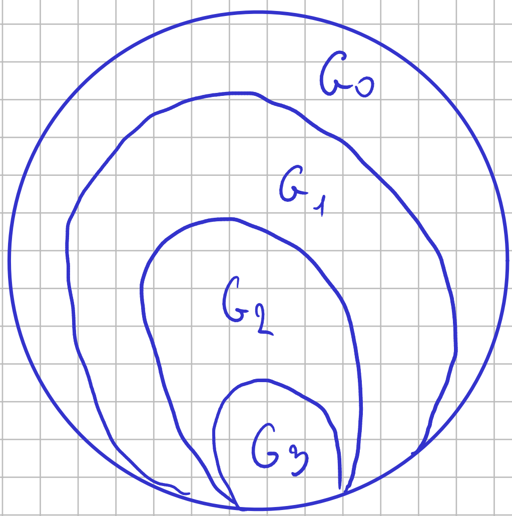
$G_0: \quad \alpha \to \beta \qquad \alpha \in V^* \times V_N \times V^*, \quad \beta \in V^*$

$G_1: \quad \alpha \to \beta \qquad \alpha \in V^* \times V_N \times V^*, \quad \beta \in V^+$

$|\alpha| \le |\beta|$

$G_2: \quad \alpha \to \beta \qquad \alpha \in V_N, \quad \beta \in V^+$

$G_3: \quad \alpha \to \beta \qquad \alpha \in V_N, \quad \beta \in V_T V_N$



CHOMSKY

DECIDIBILITÀ REGOLARI

$\exists$ algoritmo in grado di verificare un predicato

G regolare

$L(G) = \phi$: $\nexists$ cammino da stato iniziale ad un qualsiasi stato finale

$L(G) = \infty$: $\exists$ un ciclo all'interno dell'automa lungo un cammino da q_0 a $q_j \in F$

DECIDIBILITÀ CF

G CF

$L(G) = \phi$: se portando la grammatica in forma ridotta, tutti gli $\alpha \in V_N$ sono inutili.

$L(G) = \infty$: se portando la grammatica in forma ridotta, $\exists$ una produzione del tipo

$A \to V^+ A V^+ \mid A V^+ \mid V^+ A$

Chiusura regolari

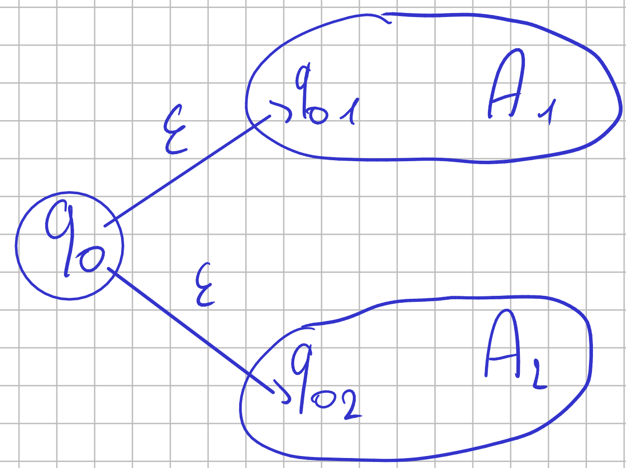
$\overline{L_1}$: L_1 regolare $\Rightarrow \exists$ ASF $A_1 : q_F$

$\overline{L_1}$ regolare $\Rightarrow \exists$ ASF $\overline{A_1} : q_F' = Q \setminus q_F$

$\cup$: $\underset{G_1}{\overset{\shortparallel}{L_1}}, \underset{G_2}{\overset{\shortparallel}{L_2}}$: $S \to G_1 \mid G_2$

A_1 riconosce L_1

A_2 riconosce L_2 $\Rightarrow$



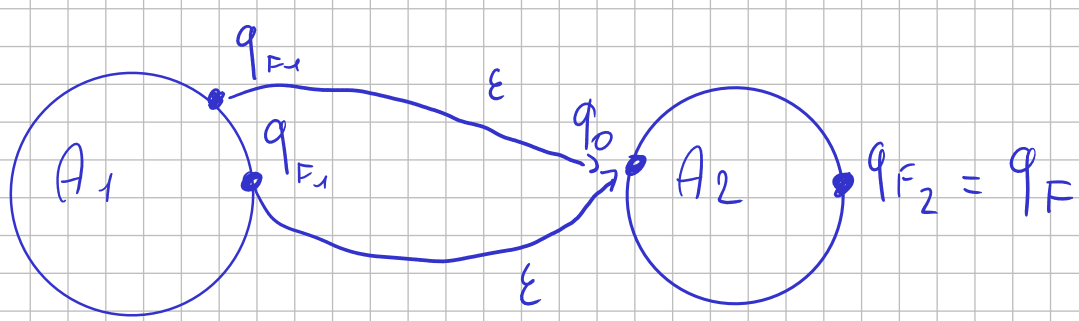
$F = F_1 \cup F_2$

$\cap$: DE MORGAN : L_1 regolare, L_2 regolare

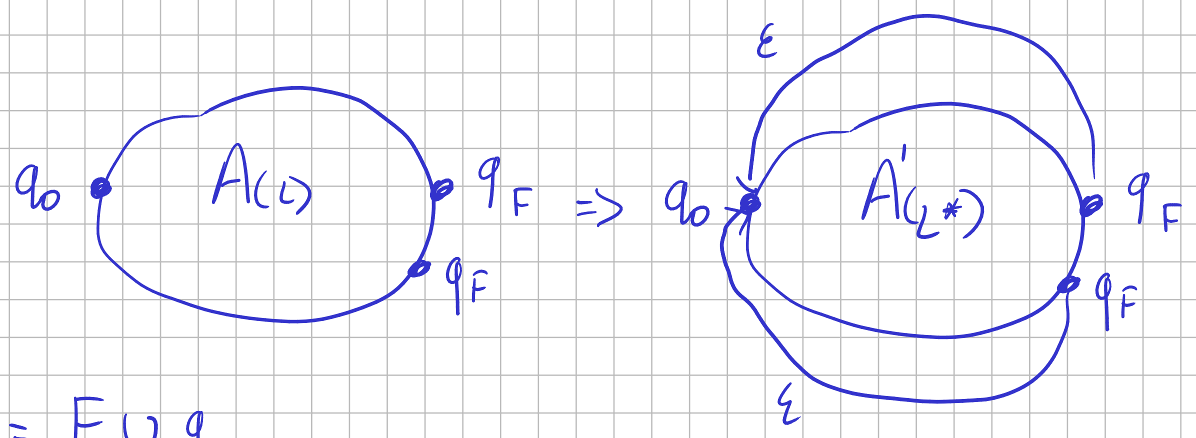
$L_1 \cap L_2 = \overline{\boxed{\overline{L_1} \cup \overline{L_2}}}$ $\Rightarrow$ per chiusura di $\cup$ e NOT,

regolare $\cap$ è chiusa.

$\circ$: $L_1 \circ L_2$: ASF A_1, ASF A_2



* L_1 regolare: ASF A che accetta L



$F = F \cup q_0$

CHIUSURA CF

$\cup$: L_1, L_2 generati da G_1, G_2

$L_1 \cup L_2$ è generato da: $S \to G_1 \mid G_2$

$\cap$: non è chiuso: $L_1 = \{a^n b^n c^m \mid n, m \geq 1\}$

$L_2 = \{a^n b^m c^n \mid n, m \geq 1\}$

$L_1 \cap L_2 = \{a^n b^n c^n, n \geq 1\} \notin CF$

$\overline{L}$: non è chiuso, perché altrimenti sarebbe chiusa anche l'intersezione.

• : L_1 , L_2 CF generati da G_1 e G_2

$L_1 \cdot L_2$ è generato da : $S \to G_1 G_2$

* L CF $\Rightarrow$ L^* CF ?

L generato da G con assioma S.

L^* generato da G' con assioma $S' \to SS' \mid \varepsilon$

AMBIGUITÀ CF

Una grammatica è ambigua se $\exists\, \sigma \in L$ tale che σ è derivabile da due alberi sintattici diversi.

$S \to Ab \mid aaB$

$A \to a \mid aA$

$B \to b$

$\sigma = aab$

$S \to Ab \to aAb \to aab$

$\vee$

$S \to aaB \to aab$