

1) Und one soli grammatica. Supponiamo
che avrei $G_i = (V_i, \Sigma_i, R_i, S_i)$

Tutte CFG $\neq N \in [K]$. KEIN.

Negliamo CFG $G = (V, \Sigma, R, S)$ t.c.

$$L(G) = \bigcup_i L(G_i),$$

Indico naturale:

- $V = V_1 \cup V_2 \cup \dots \cup V_n \cup S$. Wlog, posiamo

assumere $V_i \cap V_j = \emptyset \quad \forall i, j \in [K]$

f.c. $i \neq j$.

- S move Verwechselnswert

- $\Sigma = \bigcup_{\sim} \Sigma_{\sim}$

- $R = \bigcup_{\sim} R_{\sim} \quad \text{J } \{ S \rightarrow S_1 | \dots | S_K \}$

Comutative : $\bigcup_{\sim} L(G_{\sim}) = L(G)$.

Distributive property $\bigcup_{\sim} L(G_{\sim}) \subseteq L(G)$.

So $w \in \bigcup_{\sim} L(G_{\sim}) \Leftrightarrow \exists i \in [K] \text{ s.t. }$

$w \in L(G_i)$. Now:

$$\{1, 2, \dots, K\}$$

$$S_i \xrightarrow{*_{G_i}} w$$

Mo allora per definizione:

$$S \Rightarrow S_i \xrightarrow{*} S_{f_i} w$$

ovvero $w \in L(G)$.

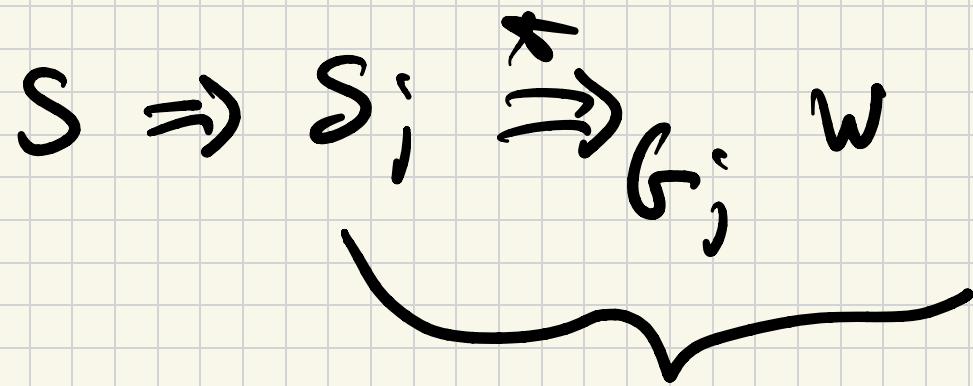
Altro dimostrazione: $L(G) \subseteq \bigcup_j L(b_j)$.

Sia $w \in L(b)$; ovvero $S \xrightarrow{*}_b w$.

Per definizione $\exists i \in K$ t.c.

$$S \Rightarrow S_i \xrightarrow{*}_G w$$

Succome v_i è disgiunto da tutte le altre vocali:



Ora noto

$$w \in L(g_i) \subseteq \bigcup_j L(g_j)$$



2) Da DFA = CFG. Def. DFA
 $D = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ Noch
definire $G = (V, \Sigma, R, S)$ t. c.

$$L(G) \subseteq L(D).$$

Idee weiter:

- $V = \bigcup V_q : q \in Q \setminus$

- $S = V_{q_0}$

- Aggruung le regole $V_q \rightarrow e V_p$

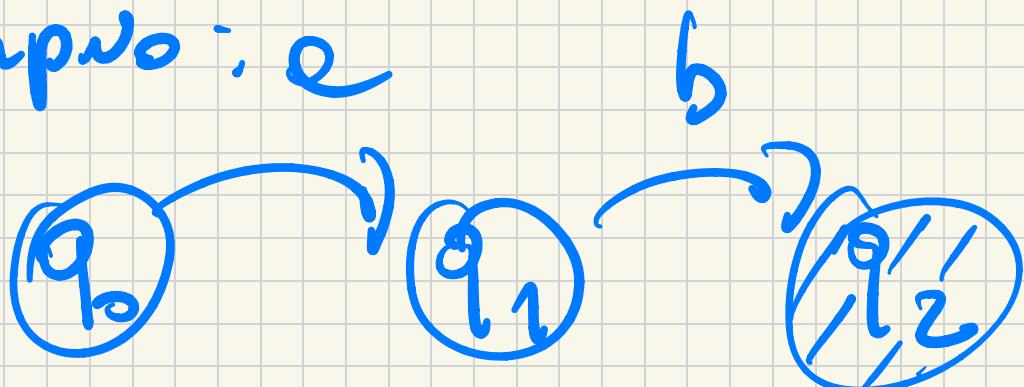
per ogni $p, q \in Q$, $e \in \Sigma$ t.c.

$$S(q, e) = p.$$

- $\forall q \in F$, esistono $V_q \rightarrow e$.

Esercizio: Dimostrare le correttezza
in generale.

(Esempio: e



$$w \in \{a, b\}^L(D)$$

G pure produce

w ∈ eb :

$S = V_{q_0} \xrightarrow{R_1} e V_{q_1}$;

$V_{q_1} \xrightarrow{R_2} b V_{q_2}$

$V_{q_2} \xrightarrow{R_3} e$

$S \xrightarrow{R_1} e V_{q_1} \xrightarrow{R_2} eb V_{q_2} \xrightarrow{R_3} eb ,)$

3) \bar{e} spesso nelle mire le riconoscenze

$$R \rightarrow OR 1$$

People are quick to jump conclusions about
recognition "informative knowledge".

Esercizi: progettare GFG per un linguaggio

$L_1 = \{ w \in \{0,1\}^*: w \text{ contiene almeno } 3 \text{ '1' }\}$

$$L_2 = \{ w \in \{0,1\}^*: w = w^R, |w| \text{ even} \}$$
$$L_3 = \{ a^i b^j c^K : i+j = K \\ i, j, K \geq 0 \}$$

Vediamo ora che le CFT hanno una
forma CANONICA.

DEF (FORMATO NORMALE DI CHORSKY)

Una CFT è in forma normale se
ogni regole è del tipo:

$$A \rightarrow BC$$

$$A \rightarrow e$$

con $A, B, C \in V$ e $e \in \Sigma$.
 $B, C \neq S$

Indice è ammessa la regola $S \rightarrow \epsilon$.

Teo Ogni CFB ammette una CFB equivalente in forma normale.

DIM. In primo luogo Vor. introduce S_0 insieme alle regole $S_0 \rightarrow S$.
Per eliminare le ϵ -regole, $B \rightarrow \epsilon$.
Per ogni occorrenza di B e Dx di una regola, aggiungo nuova regola
con occorrenza cancellata. Es:
 $R \rightarrow uBv$ aggiungo $R \rightarrow u\epsilon$

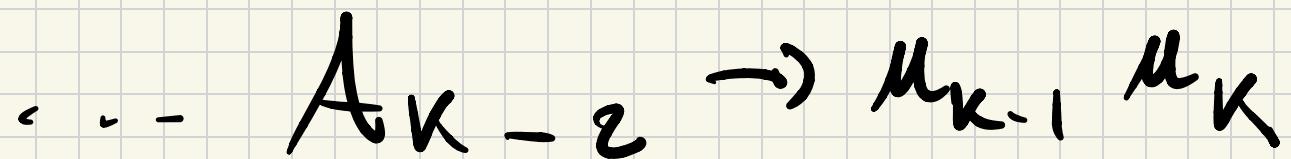
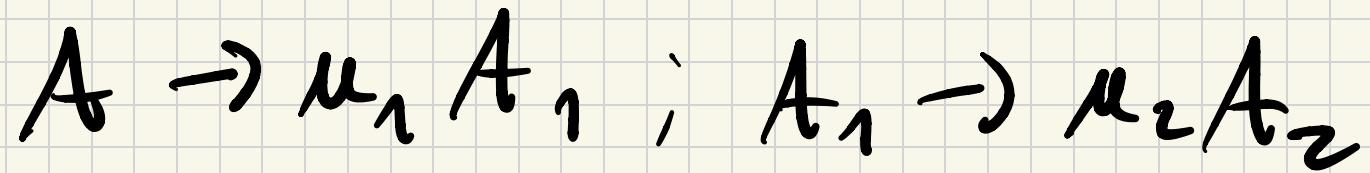
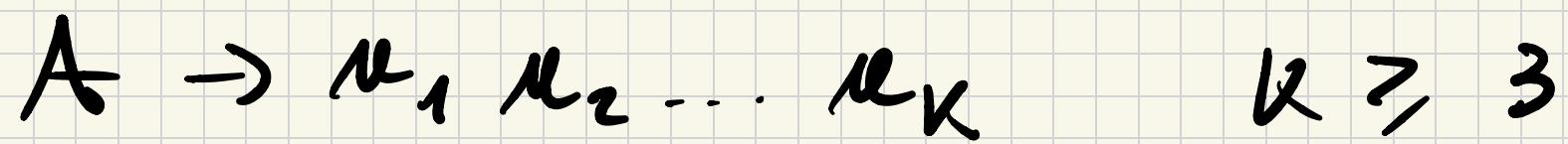
$R \rightarrow uB \vee Bw$ aggiungo

$R \rightarrow u \vee Bw$; $R \rightarrow uB \vee w$

i $R \rightarrow u \vee w$

pon, regole sussurro $A \rightarrow B$. Le ultime
e poi per ogni occorrenza di regole $B \rightarrow u$
aggiungo $A \rightarrow u$ (e meno che queste
regole non era già state dimostrate).

Impair Fractions regular represent.



Above A_N made Vorwärts. Se u_N ist
Terminale so \Rightarrow Substrings von U_N e. g. u_N
 $u_N \rightarrow u_N$ ~~is~~

Rewriting Example:

$$S \rightarrow A \text{ } S \text{ } A \mid e \text{ } B$$

$$S_0 \rightarrow S$$

$$A \rightarrow B \mid S$$

$$B \rightarrow b \mid \epsilon$$

$$S_0 \rightarrow S$$

$$S \rightarrow A \text{ } S \text{ } A \mid e \text{ } B \mid e$$

(Rewritten
 $B \rightarrow \epsilon$)

$$A \rightarrow B \mid S \mid \epsilon$$

$$B \rightarrow b \mid \epsilon$$

$S_0 \rightarrow S$

(Remove)

$S \rightarrow ASA | eBle$ ($A \rightarrow \epsilon$)

$A \rightarrow B | S | \epsilon$

$B \rightarrow b$

$S_0 \rightarrow S$

$S \rightarrow ASA | eBle | AS | SA | S$

$A \rightarrow B | S$

$B \rightarrow b$

RummoVo $S \rightarrow S$ e $S_0 \rightarrow S$

$S_0 \rightarrow ASA | eB | e | SA | AS$

$S \rightarrow ASA | eB | e | SA | AS$

$A \rightarrow B | S$

$B \rightarrow b$

RummoVo $A \rightarrow B$

$$S_0 \rightarrow A \text{ SA } | eB | e | SA | AS$$
$$S \rightarrow A \text{ SA } | eB | e | SA | AS$$
$$A \rightarrow b | S$$
$$B \rightarrow b$$

Rumnoo $A \rightarrow S$

$$S_0 \rightarrow A \text{ SA } | eB | e | SA | AS$$
$$S \rightarrow A \text{ SA } | eB | e | SA | AS$$

$A \rightarrow b | ASA | eBle | SA | AS$

$B \rightarrow b$

Completo le sottofunzioni:

$S_0 \rightarrow AA_1 | UBle | SA | AS$

$S \rightarrow AA_1 | UBle | SA | AS$

$A \rightarrow b | AA_1 | UBle | SA | AS$

$A_1 \rightarrow SA$

$U \rightarrow e_i \quad B \rightarrow b$