Corso di Linguaggi di Programmazione — Paradigmi di Programmazione
Prova scritta del 5 luglio 2022.

Tempo a disposizione: ore 2.
Svolgere gli esercizi 1-4 e 5-8 su due fogli differenti.

1. Se L è regolare ed R è libero deterministico, il linguaggio $L \cap \overline{R} = \{w \in A^* \mid w \in L \wedge w \notin R\}$ è regolare o libero, oppure non libero? Giustificare la risposta.

2. Si consideri l'espressione regolare $e = a^*(a|\epsilon)(b|b^*)$. Si verifichi se e sia equivalente all'espressione regolare $d = a^*b^*$, ovvero se $L[e] = L[d]$. Costruire un NFA per d, secondo la costruzione vista a lezione.

3. Si consideri la grammatica G con simbolo iniziale S:

$$\begin{array}{rcl} S & \rightarrow & aSB \mid bSA \\ A & \rightarrow & \epsilon \mid a \mid B \\ B & \rightarrow & \epsilon \mid b \mid A \end{array}$$

   (i) Verificare che G non è di classe LL(1). (ii) Manipolare la grammatica G, rimuovendo prima le produzioni epsilon e poi le produzioni unitarie. (iii) Quale linguaggio genera G? (iv) Il linguaggio $L(G)$ è di classe LL(1)? Giustificare la risposta.

4. Verificare che il linguaggio $L = \{a^{3n}b^{2n} \mid n \geq 0\}$ è di classe SLR(1).

1) L regolare
R libero det.

$L \wedge \bar{R}$?

Poiché i ling. liberi det. sono chiusi per complementazione, $\bar{R}$ è pure lib. det.!

Per un teorema visto a lezione, se intersechiamo un ling. regolare con uno libero, otteniamo un ling. libero

$\Longrightarrow L \wedge \bar{R}$ è libero

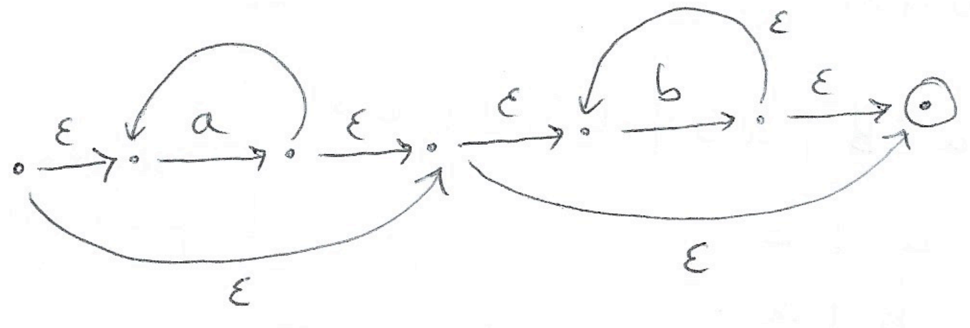
---

2) $e = a^*(a|\varepsilon)(b|b^*)$ $\qquad d = a^* b^*$

$$\mathcal{L}[e] = \mathcal{L}[a^*] \cdot \{a, \varepsilon\} \cdot L[b|b^*]$$

$$= \underbrace{\{a^n \mid n \geq 0\} \cdot \{a, \varepsilon\}}_{\{a^n \mid n \geq 0\}} \cdot \underbrace{(\{b\} \cup L[b^*])}_{\{b^n \mid n \geq 0\}}$$

$$= \mathcal{L}[a^*] \cdot \mathcal{L}[b^*] = \mathcal{L}[a^* b^*] = \mathcal{L}[d]$$



N[d]

3)

$$\left.\begin{array}{l} S \to aSB \mid bSA \\ A \to \varepsilon \mid a \mid B \\ B \to \varepsilon \mid b \mid A \end{array}\right] G$$

(i) G non è di classe LL(1) perché, ad esempio, dato che:

	First	Follow
S	a, b	\$, a, b
A	ε, a, b	\$, a, b
B	ε, b, a	\$, a, b

abbiamo che $A \to \varepsilon \mid a$ è tale che

$$First(a) \cap Follow(A) = \{a\} \neq \emptyset$$

oppure che $A \to a \mid B$ è tale che

$$First(a) \cap First(B) = \{a\} \neq \emptyset$$

(ii) $N(G) = \{A, B\}$ simboli annullabili

$$\left.\begin{array}{l} S \to aSB \mid aS \mid bSA \mid bS \\ A \to a \mid B \\ B \to b \mid A \end{array}\right] \text{senza prod. } \varepsilon$$

$$\left.\begin{array}{l} S \to aSB \mid aS \mid bSA \mid bS \\ A \to a \mid b \\ B \to b \mid a \end{array}\right] \text{senza prod. unitarie}$$

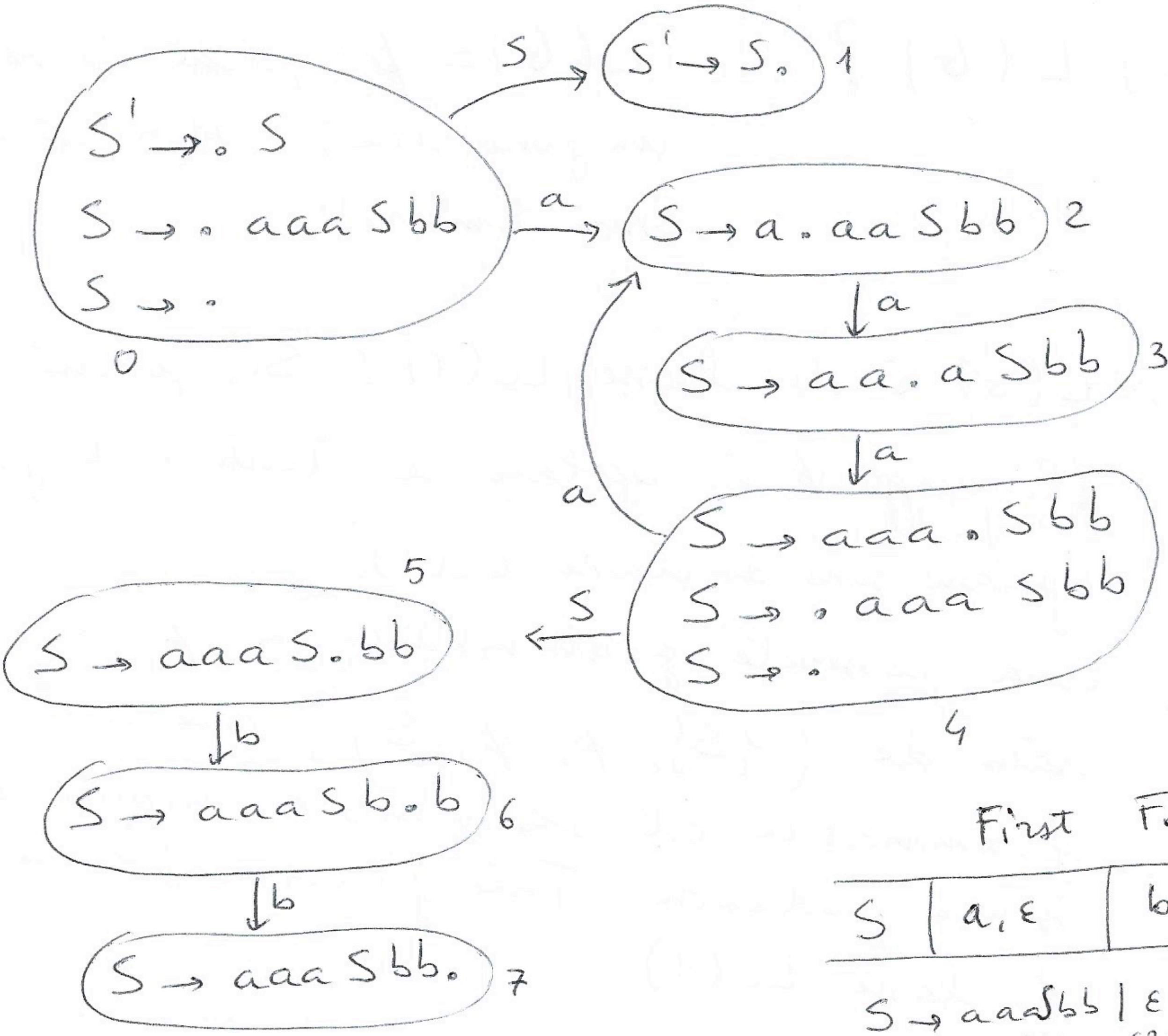
(iii) $L(G)$? $L(G) = \emptyset$ perchè S non è un generatore! (Non può mai essere rimosso!!)

(iv) $L(G)$ è di classe $LL(1)$? Sì, perchè il ~~I~~ linguaggio $\emptyset$ è regolare e tutti i ling. regolari sono di classe $LL(1)$.
Una possibile grammatica per $\emptyset$ è data da $(\{S\}, \emptyset, \emptyset, S)$, cioè una grammatica col solo simbolo iniziale e senza produzioni. Tale grammatica è di classe $LL(1)$.

4) $L = \{ a^{3n} b^{2n} \mid n \geq 0 \}$ è di classe $SLR(1)$?

$S \to aaaSbb \mid \varepsilon$] G è tale che $L(G) = L$

Costruiamo l'automa canonico $LR(0)$ a partire dall'item iniziale $S' \to \circ S$



	First	Follow
S	a, ε	b, $

$S \to \underset{(1)}{aaaSbb} \mid \underset{(2)}{\varepsilon}$] G

	a	b	$	S
0	S2	R2	R2	G1
1			ACC	
2	S3			
3	S4			
4	S2	R2	R2	G5
5		S6		
6		S7		
7		R1	R1	

non ci sono conflitti, quindi G è di classe SLR(1), e quindi anche L è di classe SLR(1).