Corso di Linguaggi di Programmazione — Paradigmi di Programmazione
Prova scritta del 7 giugno 2023.

Tempo a disposizione: ore 2.
Svolgere gli esercizi 1-4, 5-6 e 7-8 su tre fogli separati.

1. Classificare il linguaggio $L = \{a^n b^{n+k} \mid n, k \geq 0\}$, ovvero dire se L è regolare, oppure libero ma non regolare, oppure non libero, giustificando adeguatamente la risposta.

2. Data l'espressione regolare $a(b^*|a)^*$, determinare l'NFA associato secondo la costruzione vista a lezione.

3. Data la grammatica G con simbolo iniziale S

$$\begin{array}{rcl} S & \rightarrow & A\mathtt{ab} \mid \mathtt{aa} \\ A & \rightarrow & S\mathtt{a} \mid \mathtt{bb} \end{array}$$

determinare una grammatica G', equivalente a G, senza ricorsione sinistra (non immediata).

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

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

(*i*) Determinare il linguaggio generato $L(G)$. (*ii*) Verificare se G sia di classe LL(1). (*iii*) Mostrare che G non è di classe SLR(1).

1) $L = \{ a^n b^{n+k} \mid n, k \geq 0 \}$

$$\left.\begin{array}{l} S \to AB \\ A \to aAb \mid \varepsilon \\ B \to \varepsilon \mid bB \end{array}\right]$$

G genera L perché
$L(A) = \{ a^n b^n \mid n \geq 0 \}$
$L(B) = \{ b^k \mid k \geq 0 \}$

Poiché G è una grammatica libera, L(G) è libero.
Non è regolare e lo dimostro usando il pumping lemma a rovescio.

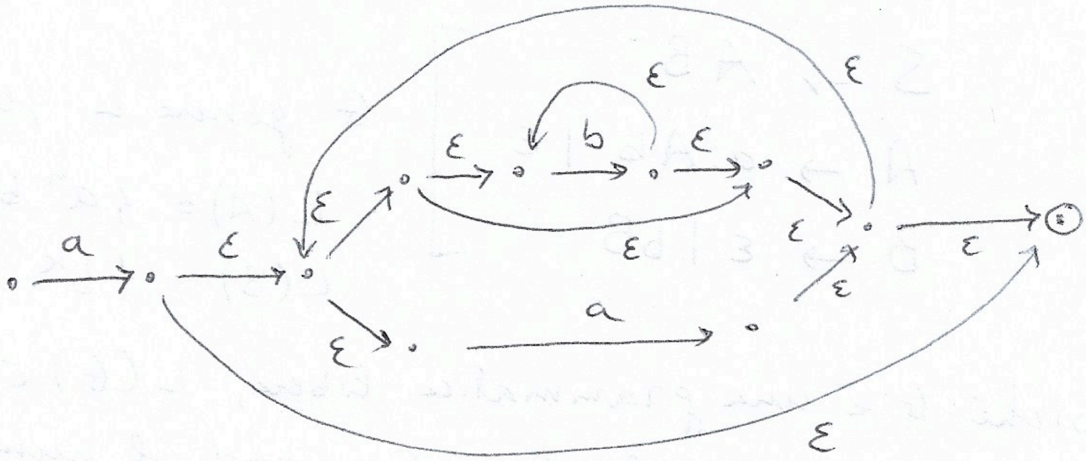
- Fissiamo N generico $N > 0$
- Scegliamo $z = a^N b^N$ $\quad |z| \geq N \quad z \in L$
- Per ogni u, v, w tali che
  - $z = uvw$
  - $|uv| \leq N$
  - $|v| \geq 1$

  deve essere $v = a^J$ per $J \geq 1$
- $\exists k = 2$ tale che $uv^2w = a^{N+J} b^N \notin L$

$\Rightarrow$ L non è regolare

2)

$a(b^*|a)^*$



3)

$$\left.\begin{array}{l} S \to Aab \mid aa \\ A \to Sa \mid bb \end{array}\right] G$$

rimuovere la ricorsione sx non immediata

$S \Rightarrow^* Saab$

Sostituisco le produzioni per A nella produzione $S \to Aab$ ottenendo

$$S \to Saab \mid bbab \mid aa$$

e ora rimuovo la ricorsione sx immediata

$$\left.\begin{array}{l} S \to bbabS' \mid aaS' \\ S' \to aabS' \mid \varepsilon \end{array}\right] G'$$

Oppure, seguendo l'algoritmo visto a lezione,

$$S \to Aab \mid aa$$
$$A \to Aaba \mid aaa \mid bb$$

e quindi, rimuovendo la ricorsione immediata su A si ottiene

$$S \to Aab \mid aa$$
$$A \to aaaA' \mid bbA'$$
$$A' \to abaA' \mid \varepsilon$$

---

4)

$$\left.\begin{array}{l} S \to \overset{(1)}{AaAb} \mid \overset{(2)}{BbBa} \\ A \to \underset{(3)}{\varepsilon} \\ B \to \underset{(4)}{\varepsilon} \end{array}\right] G$$

$$L(G) = \{ab, ba\}$$

G è di classe LL(1) perché

$$\mathrm{First}(AaAb) \cap \mathrm{First}(BbBa) = \emptyset$$
$$\{a\} \cap \{b\} = \emptyset$$

G non è di classe SLR(1) e lo dimostro costruendo innanzitutto l'automa canonico LR(0) e poi verificando che c'è almeno un conflitto.

$$\mathrm{Follow}(A) = \{a, b\} = \mathrm{Follow}(B)$$

0

$S' \to . S$
$S \to . AaAb$
$S \to . BbBa$
$A \to .$
$B \to .$

stato iniziale dell'automa canonico LR(0)

c'è un conflitto reduce - reduce perché ho due item di riduzione $A \to .$ e $B \to .$
e i follow non hanno intersezione vuota, anzi
Follow(A) = Follow(B) !

	a	b	$	S	A	B
0	R3/R4	R3/R4		G1	G2	G3