CORSO DI LINGUAGGI DI PROGRAMMAZIONE — PARZIALE DI FINE MODULO
PROVA SCRITTA **B** DEL 18 DICEMBRE 2017

Tempo a disposizione: 2 ore e 30 minuti.

1. Sia P^{L_1} un programma scritto in L_1. La seguente espressione

$$\mathcal{I}^{L_0}_{L_1}(\mathcal{C}^{L_1}_{L_1,L_2}, P^{L_1})$$

cosa produce? Se non avessimo a disposizione un interprete per il linguaggio L_2, avremmo comunque la possibilità, con i programmi a disposizione nell'espressione sopra, di eseguire P^{L_1}?

2. Descrivere le regole di semantica operazionale strutturata per l'espressione aritmetica $e_0 * e_1$, secondo la disciplina di valutazione esterna-destra (ED). Mostrare un esempio di una espressione di quel tipo tale che la valutazione ED e quella ID (interna-destra) non sono uguali.

3. Costruire una grammatica G che generi il linguaggio $L = \{a^n b^{2m} c^{n+1} \mid n, m \geq 0\}$.

4. Classificare il linguaggio L del punto precedente, ovvero dire se L è regolare, oppure libero ma non regolare, oppure non libero, giustificando adeguatamente la risposta.

5. Si consideri l'espressione regolare $a^*(a|b)a$. Si costruisca l'automa NFA M associato, secondo la costruzione vista a lezione. Si trasformi l'NFA M nell'equivalente DFA M', secondo la costruzione per sottoinsiemi vista a lezione.

6. Preso il DFA M' calcolato al punto precedente, si ricavi da esso la grammatica regolare associata, seguendo la costruzione vista a lezione; quindi si semplifichi la grammatica ottenuta, eliminando i simboli inutili; infine, si ricavi da quella grammatica l'espressione regolare associata.

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

8. Mostrare che $L = \{a^n b^{2n+1} \mid n \geq 0\}$ è libero deterministico, costruendo un opportuno DPDA che riconosca $L\$$ per pila vuota.

9. Si consideri la seguente grammatica G con simbolo iniziale S:

$$\begin{array}{lcl} S & \to & AC \\ A & \to & \epsilon \mid \mathtt{a}SA \\ B & \to & \epsilon \mid \mathtt{b}B \\ C & \to & \mathtt{cc} \mid \mathtt{c}BC \end{array}$$

(i) Si calcolino i First e i Follow per tutti i nonterminali. (ii) La grammatica G è di classe LL(1)? (iii) Si rimuovano le produzioni epsilon per ottenere una grammatica G' senza produzioni epsilon, che sia equivalente a G.

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

$$\begin{array}{lcl} S & \to & S\mathtt{a} \mid \mathtt{b}B \\ B & \to & \epsilon \mid \mathtt{b}B \end{array}$$

(i) Determinare il linguaggio generato $L(G)$. (ii) Verificare che G non è di classe LL(1). (iii) Manipolare la grammatica per ottenerne una equivalente G' di classe LL(1). (iv) Costruire il parser LL(1) per G'. (v) Mostrare il funzionamento del parser LL(1) su input baa.

11. Si consideri la grammatica G del punto precedente. (i) Costruire l'automa canonico LR(0). (ii) Costruire la tabella di parsing SLR(1) e verificare se ci sono conflitti. (iii) Mostrare il funzionamento del parser SLR(1) per l'input baa.

1) $I^{L_0}_{L_1}(C^{L_1}_{L_1,L_2}, P^{L_1}) = P^{L_2}$ dove P^{L_2} è un progr. equivalente a P^{L_1} ma scritto in L_2

Se non abbiamo a disposizione un interprete per L_2, possiamo comunque eseguire P^{L_1} perché già abbiamo $I^{L_0}_{L_1}$, cioè un interprete in grado di eseguire programmi scritti in L_1

2)
$$\frac{\langle e_1, \sigma\rangle \to \langle e_1', \sigma'\rangle}{\langle e_0 * e_1, \sigma\rangle \to \langle e_0 * e_1', \sigma'\rangle}$$

$$\frac{}{\langle e_0 * 0, \sigma\rangle \to \langle 0, \sigma\rangle} \qquad \frac{}{\langle e_0 * 1, \sigma\rangle \to \langle e_0, \sigma\rangle}$$

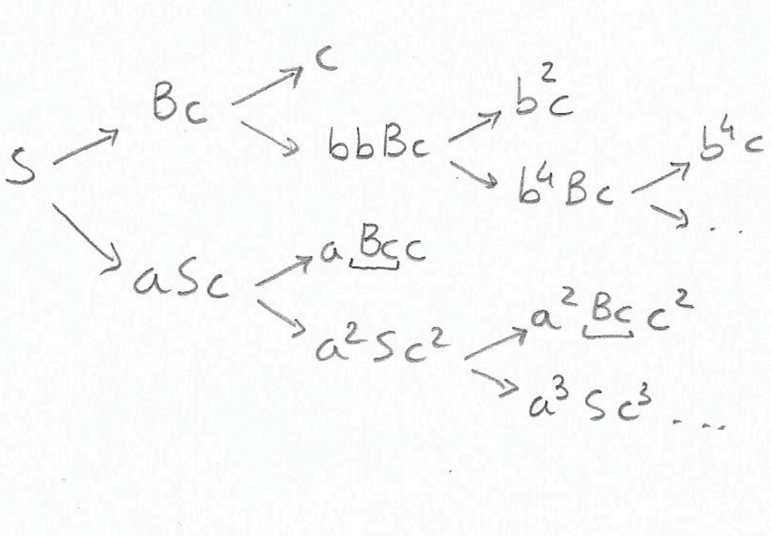
$$\frac{\langle e_0, \sigma\rangle \to \langle e_0', \sigma'\rangle}{\langle e_0 * n, \sigma\rangle \to \langle e_0' * n, \sigma'\rangle}\ n \neq 0,1 \qquad \frac{}{\langle m * n, \sigma\rangle \to \langle p, \sigma\rangle}\ \begin{matrix} n \neq 0,1 \\ p = m * n \end{matrix}$$

$$\langle (2-5) * 0, \sigma\rangle \xrightarrow[ED]{} \langle 0, \sigma\rangle$$

$$\langle (2-5) * 0, \sigma\rangle \not\xrightarrow[ID]{}$$

3) $L = \{ a^n b^{2m} c^{n+1} \mid n, m \geq 0 \}$

$$S \to aSc \mid Bc$$
$$B \to \varepsilon \mid bbB$$



$Bc \leadsto b^{2m} c \mid m \geq 0$

$a^n \underbrace{b^{2m} c}\, c^n = a^n b^{2m} c^{n+1}$

4) $L = \{a^n b^{2m} c^{n+1} \mid n, m \geq 0\}$ è libero, perché generato da una gr. libera.

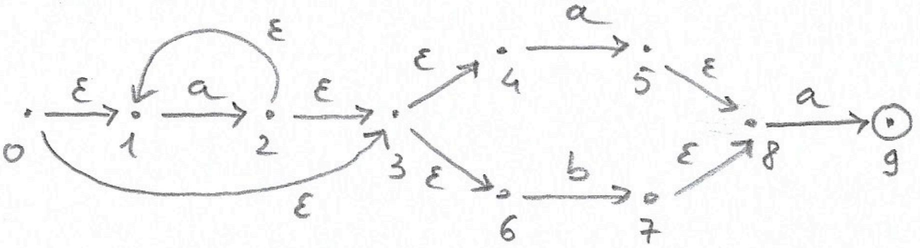
L è non regolare per il PL a rovescio.

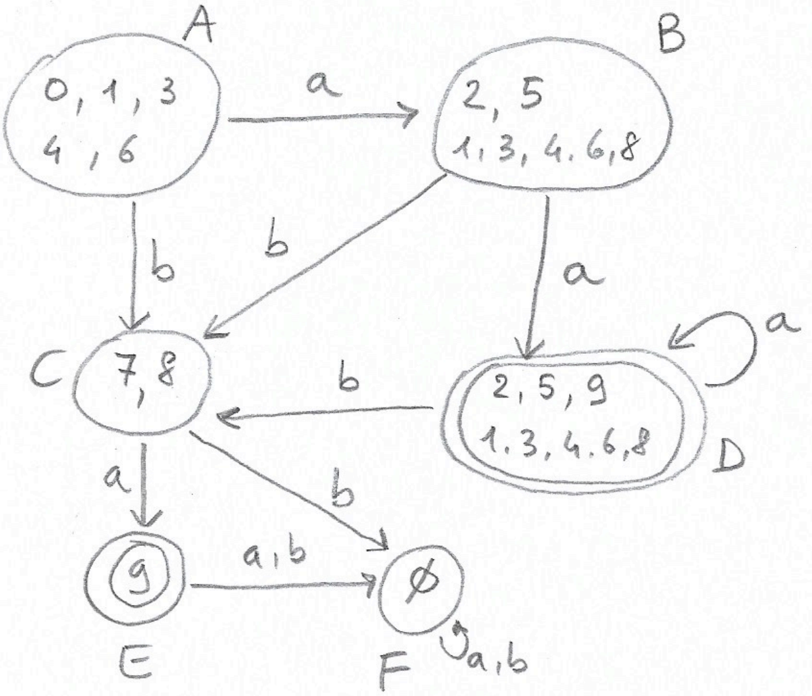
- Fissiamo $N > 0$ generico
- Scegliamo $z = a^N b^{2N} c^{N+1}$ $\quad z \in L$ e $|z| \geq N$
- Per ogni u, v, w tali che $z = uvw$, $|uv| \leq N$ e $|v| \geq 1$, deve essere $v \in a^*$. Sia $v = a^j$ con $j \geq 1$.
- Allora $\exists k = 2.\ uv^2w \notin L$. Infatti

$$uv^2w = a^{N+j} b^{2N} c^{N+1} \notin L$$

$\Rightarrow$ L non è regolare

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





) $A \to aB \mid bC$

$B \to aD \mid bC$

$C \to aE \mid \cancel{bF}$

$D \to aD \mid bC \mid \varepsilon$

$E \to \cancel{aF} \mid \cancel{bF} \mid \varepsilon$

$\cancel{F \to aF \mid bF}$

$A \to aB \mid bC$

$B \to aD \mid bC$

$C \to aE$

$D \to aD \mid bC \mid \varepsilon$

$E \to \varepsilon$

$\left.\begin{array}{l} C = a \\ E = \varepsilon \end{array}\right\}$ Sostituendo

$A \to aB \mid ba$

$B \to aD \mid ba$

$C \to a$

$D \to aD \mid ba \mid \varepsilon$

$E \to \varepsilon$

$D = a^*(ba \mid \varepsilon)$

$\Rightarrow B = aa^*(ba \mid \varepsilon) \mid ba$

$\Rightarrow A = a\left(aa^*(ba \mid \varepsilon) \mid ba\right) \mid ba$

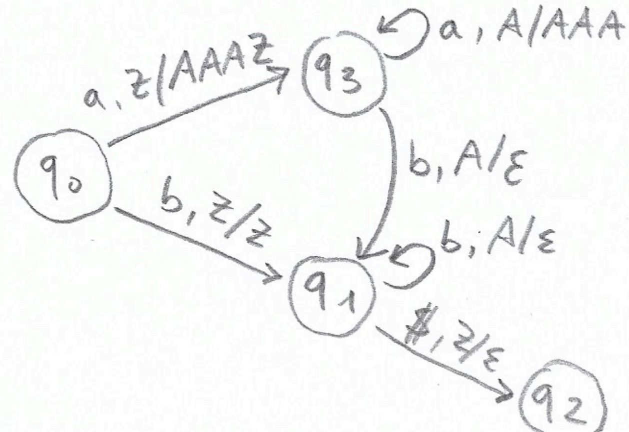
---

7) L regolare R regolare $R \cap \bar{L}$ è regolare perché

- $\bar{L}$ è regolare, perché i ling. reg. sono chiusi per complementazione
- $R \cap \bar{L}$ è regolare, perché i ling. reg. sono chiusi per intersezione

---

8) $L = \{a^n b^{2n+1} \mid n \geq 0\}$



9) $G \left[\begin{array}{l} S \to AC \\ A \to \varepsilon \mid aSA \\ B \to \varepsilon \mid bB \\ C \to cc \mid cBC \end{array} \right.$

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

G non è di classe LL(1), perché, ad es.

$C \to cc \mid cBC$ crea conflitti.

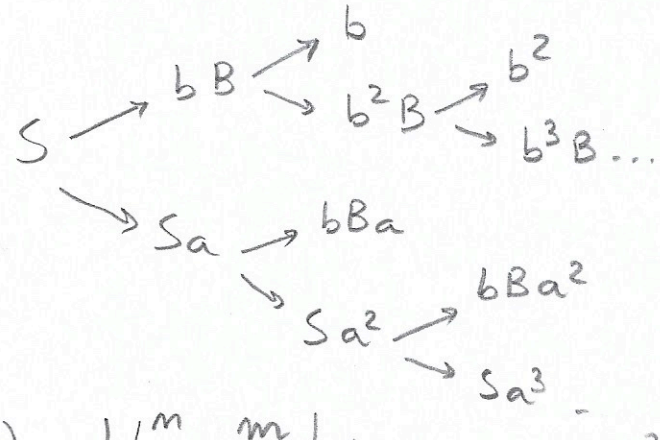
$N(G) = \{A, B\}$

$G' \left[\begin{array}{l} S \to AC \mid C \\ A \to aSA \mid aS \\ B \to bB \mid b \\ C \to cc \mid cBC \mid cC \end{array} \right.$

$L(G) = L(G')$

per un teorema visto a lezione

10) $S \to Sa \mid bB$
$B \to \varepsilon \mid bB$



$\underbrace{bB} = b^+$

$b^+ \mid b^+a^+ = b^+(\varepsilon \mid a^+) = b^+a^*$

$b^+ a^+$

$L(G) = \{ b^n a^m \mid n \geq 1,\ m \geq 0 \}$

G non è LL(1) perché è ricorsiva sx

$\underbrace{S \to Sa}$

$$G' \left[\begin{array}{l} S \to bBS' \\ S' \to aS' \mid \varepsilon \\ B \to \varepsilon \mid bB \end{array} \right.$$

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

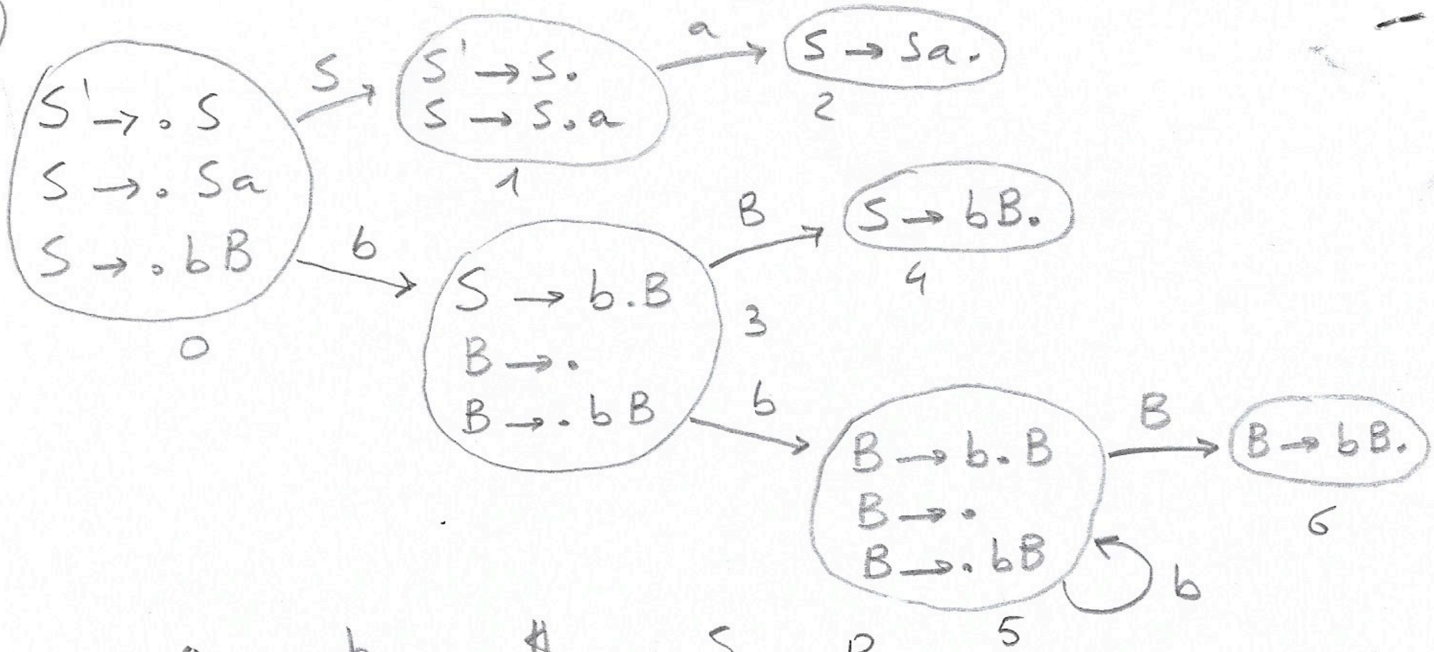
$$G' \text{ è } LL(1) \Leftarrow \begin{cases} First(aS') \cap First(\varepsilon) = \emptyset \\ First(aS') \cap Follow(S') = \emptyset \\ First(\varepsilon) \cap First(bB) = \emptyset \\ Follow(B) \cap First(bB) = \emptyset \end{cases}$$

	a	b	\$
S		S → bBS'	
S'	S' → aS'		S' → ε
B	B → ε	B → bB	B → ε

baa\$	S
	bBS'
aa\$	BS'
	S'
	aS'
a\$	S'
	aS'
\$	S'
	ε

accettata

11)



	a	b	\$	S	B	
0		S3		g1		
1	S2		acc			
2	R1		R1			
3	R3	S5	R3		g4	
4	R2		R2			
5	R3	S5	R3		g6	
6	R4		R4			

$$S \to \overset{(1)}{Sa} \mid \overset{(2)}{bB}$$
$$B \to \underset{(3)}{\varepsilon} \mid \underset{(4)}{bB}$$

	First	Follow
S	b	a, \$
B	b, ε	a, \$

(0, ε, baa\$)

(03, b, aa\$)
→ B

(034, bB, aa\$)
→ S

(01, S, aa\$)

(012, Sa, a\$)
→ S

(01, S, a\$)

(012, Sa, \$)
→ S

(01, S, \$)

ACCEPT!