Corso di Linguaggi di Programmazione — Parziale di fine modulo
Prova scritta **A** del 18 Dicembre 2017

Tempo a disposizione: 2 ore e 30 minuti.

1. La seguente espressione
$$\mathcal{I}^{L_1}_{L_0}(\mathcal{C}^{L_0}_{L_1,L_0}, \mathcal{I}^{L_1}_{L_0})$$
calcola qualcosa di utile? Se rimpiazziamo, nell'espressione sopra, la seconda occorrenza di $\mathcal{I}^{L_1}_{L_0}$ con $\mathcal{I}^{L_0}_{L_1}$, cosa otteniamo?

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

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

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 $a(b|a)^*a$. 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 verifichi se è minimo; se non lo fosse, lo si minimizzi per ottenere un DFA M''; quindi si ricavi da M'' la grammatica regolare associata, seguendo la costruzione vista a lezione; quindi si semplifichi la grammatica ottenuta, eliminando i simboli inutili.

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

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

9. Si consideri la seguente grammatica G con simbolo iniziale S:
$$\begin{array}{lcl} S & \to & AB \\ A & \to & \epsilon \mid \mathtt{a}AC \\ B & \to & \epsilon \mid \mathtt{b}SB \\ C & \to & \mathtt{cc} \mid \mathtt{c}C \end{array}$$
(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 produzione epsilon per ottenere una grammatica G' senza produzioni epsilon, che sia equivalente (quindi che riconosca anche ϵ) a G.

10. Si consideri la grammatica G con simbolo iniziale S:
$$\begin{array}{lcl} S & \to & \mathtt{a}A \mid S\mathtt{b} \\ A & \to & \mathtt{c} \mid \mathtt{a}A \end{array}$$
(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 acb.

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 acb.

Corso di Linguaggi di Programmazione — Parziale di fine modulo
Prova scritta **A** del 18 Dicembre 2017

Tempo a disposizione: 2 ore e 30 minuti.

1. La seguente espressione
$$\mathcal{I}^{L_1}_{L_0}(\mathcal{C}^{L_0}_{L_1,L_0}, \mathcal{I}^{L_1}_{L_0})$$
calcola qualcosa di utile? Se rimpiazziamo, nell'espressione sopra, la seconda occorrenza di $\mathcal{I}^{L_1}_{L_0}$ con $\mathcal{I}^{L_0}_{L_1}$, cosa otteniamo?

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

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

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 $a(b|a)^*a$. 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 verifichi se è minimo; se non lo fosse, lo si minimizzi per ottenere un DFA M''; quindi si ricavi da M'' la grammatica regolare associata, seguendo la costruzione vista a lezione; quindi si semplifichi la grammatica ottenuta, eliminando i simboli inutili.

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

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

9. Si consideri la seguente grammatica G con simbolo iniziale S:
$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & AB \\ A & \rightarrow & \epsilon \mid \mathtt{a}AC \\ B & \rightarrow & \epsilon \mid \mathtt{b}SB \\ C & \rightarrow & \mathtt{cc} \mid \mathtt{c}C \end{array}$$
(*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 produzione epsilon per ottenere una grammatica G' senza produzioni epsilon, che sia equivalente (quindi che riconosca anche ϵ) a G.

10. Si consideri la grammatica G con simbolo iniziale S:
$$\begin{array}{lcl} S & \rightarrow & \mathtt{a}A \mid S\mathtt{b} \\ A & \rightarrow & \mathtt{c} \mid \mathtt{a}A \end{array}$$
(*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 *acb*.

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 *acb*.

1) $I^{L_1}_{L_0}\left(C^{L_0}_{L_1,L_0},\ I^{L_1}_{L_0}\right) = I^{L_0}_{L_0}$ senza senso

$I^{L_1}_{L_0}\left(C^{L_0}_{L_1,L_0},\ I^{L_0}_{L_1}\right) =$ errore perché il compilatore si aspetta un prog. scritto in L_1

2)

$$\frac{\langle e_0,\sigma\rangle \rightarrow \langle e_0',\sigma'\rangle}{\langle e_0 * e_1,\sigma\rangle \rightarrow \langle e_0' * e_1,\sigma'\rangle}$$

$$\frac{}{\langle 0 * e_1,\sigma\rangle \rightarrow \langle 0,\sigma\rangle} \qquad \frac{}{\langle 1 * e_1,\sigma\rangle \rightarrow \langle e_1,\sigma\rangle}$$

$$\frac{\langle e_1,\sigma\rangle \rightarrow \langle e_1',\sigma'\rangle}{\langle n * e_1,\sigma\rangle \rightarrow \langle n * e_1',\sigma'\rangle}\ n \neq 0,1 \qquad \frac{}{\langle n * m,\sigma\rangle \rightarrow \langle p,\sigma\rangle}\ \begin{array}{l} n\neq 0,1 \\ p = n*m \end{array}$$

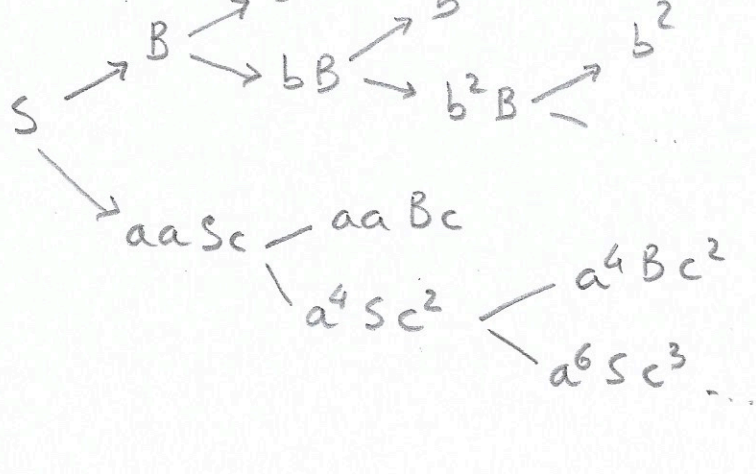
$\langle 0 * (2-5),\sigma\rangle \rightarrow_{ES} \langle 0,\sigma\rangle$

$\langle 0 * (2-5),\sigma\rangle \not\rightarrow_{IS}$

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

$S \rightarrow aaSc \mid B$

$B \rightarrow \varepsilon \mid bB$



4) $L = \{a^{2n} b^m c^n \mid n, m \geq 0\}$ non è regolare

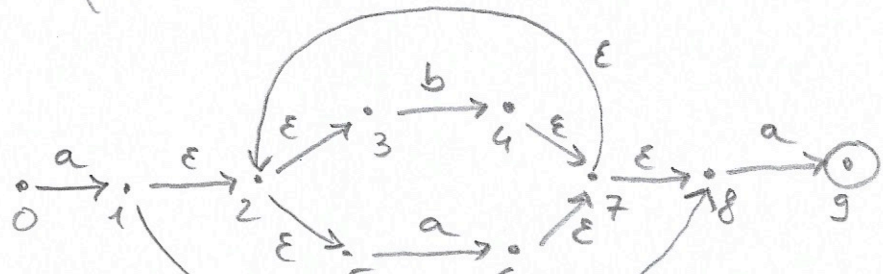
- Fissiamo $N > 0$ generico
- Scegliamo $z \in L$ con $|z| \geq N$ $\quad z = a^{2N} b^N c^N$
- Per ogni uvw tali che $z = uvw$, $|uv| \leq N$ e $|v| \geq 1$, deve essere $v \in a^*$. Sia $v = a^J$ $\quad J \geq 1$.
- Allora $\exists K = 2.$ $\quad uv^2w \notin L$

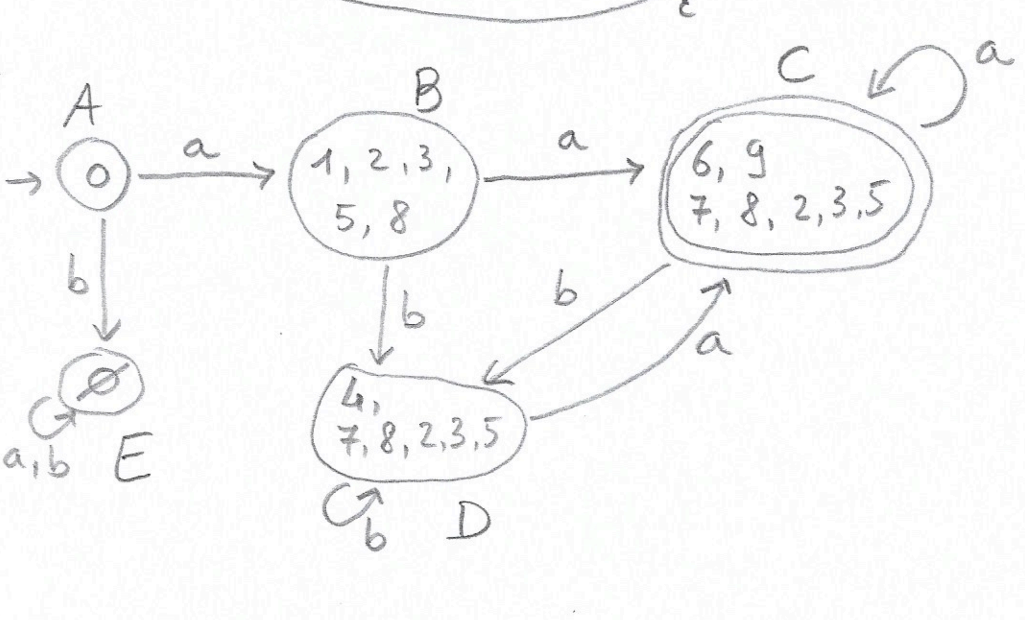
$$uv^2w = a^{2N+J} b^N c^N \notin L$$

$\Rightarrow L$ non è regolare

L è libero, perché al punto 3) abbiamo definito una gr. libera che lo genera.

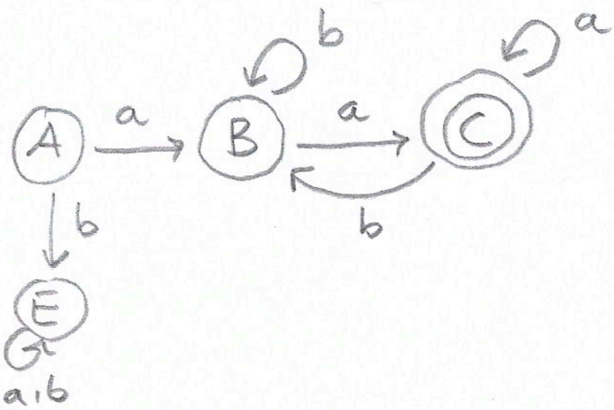
5) $a(b|a)^*a$





6)

B	x_1			
C	x_0	x_0		
D	x_1		x_0	
E	x_2	x_1	x_0	x_1
	A	B	C	D



$A \rightarrow aB \mid bE$

$B \rightarrow bB \mid aC$

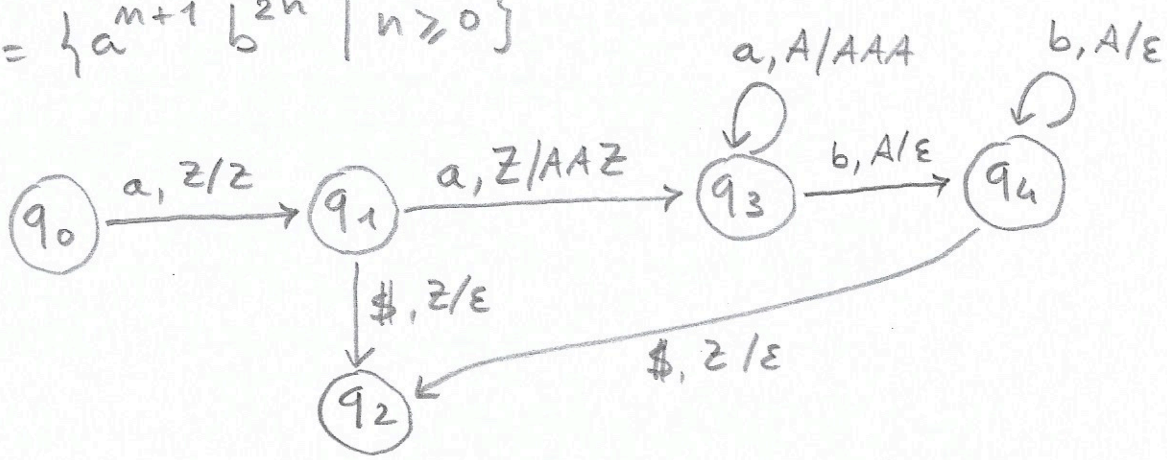
$C \rightarrow aC \mid bB \mid \varepsilon$

$\cancel{E} \rightarrow \cancel{aE} \mid \cancel{bE}$

7) L libero   R libero det. $L \cup \bar{R}$ è libero perché

- $\bar{R}$ è libero det. perché i ling. liberi det. sono chiusi per complementazione
- $L \cup \bar{R}$ è libero, perché i ling. liberi sono chiusi per unione.

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



9)

$S \to AB$

$A \to \varepsilon \mid aAC$

$B \to \varepsilon \mid bSB$

$C \to cc \mid cC$

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

(ii) G non è di classe LL(1);
ad es. in $C \to cc \mid cC$ c'è conflitto.

(iii) $S' \to \varepsilon \mid S$ $\qquad N(G) = \{A, B, S\}$

$S \to AB \mid A \mid B$

$A \to aAC \mid aC$

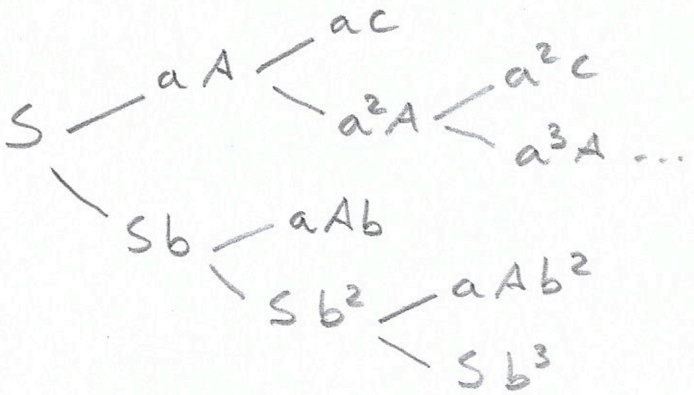
$B \to bSB \mid bB \mid bS \mid b$

$C \to cc \mid cC$

10)

$S \to aA \mid Sb$

$A \to c \mid aA$



$A \leadsto a^* c$

$aA \leadsto a^+ c$

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

G non è di classe LL(1) perché è ricorsiva sx

$S \to Sb$

$$G' = \left.\begin{array}{l} S \to aAS' \\ S' \to bS' \mid \varepsilon \\ A \to c \mid aA \end{array}\right]$$

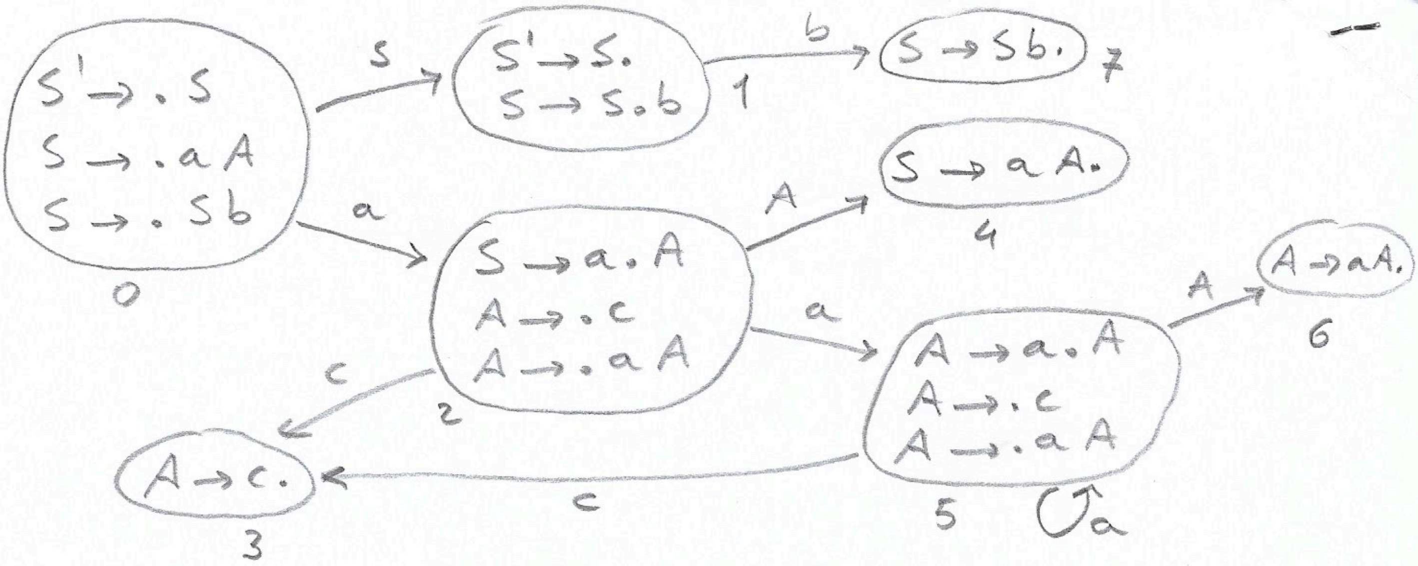
	First	Follow
S	a	$
S'	b, ε	$
A	a, c	b, $

$$G' \in LL(1) \Leftarrow \left\{\begin{array}{l} First(bS') \cap First(\varepsilon) = \emptyset \\ First(bS') \cap Follow(S') = \emptyset \\ First(c) \cap First(aA) = \emptyset \end{array}\right.$$

	a	b	c	$
S	S → aAS'			
S'		S' → bS'		S' → ε
A	A → aA		A → c	

acb$	S
	aAS'
cb$	AS'
	cS'
b$	S'
	bS'
$	S'
	ε
	ok

11)



	a	b	c	\$	S	A
0	S2				g1	
1		S7		acc		
2	S5		S3			g4
3		R3		R3		
4		R1		R1		
5	S5		S3			g6
6		R4		R4		
7		R2		R2		

$S \to \overset{(1)}{aA} \mid \overset{(2)}{Sb}$

$A \to \underset{(3)}{c} \mid \underset{(4)}{aA}$

	First	Follow
S	a	b, \$
A	a, c	b, \$

(0, ε, acb\$)

(02, a, cb\$)

$(02\underbrace{3}, a\underbrace{c}, b\$) \to A$

$(0\underbrace{24}, \underbrace{aA}, b\$) \to S$

(01, S, b\$)

$(0\underbrace{17}, \underbrace{Sb}, \$) \to S$

(01, S, \$)

<u>accept</u>