Corso di Linguaggi di Programmazione — Parziale A-L di fine modulo
Prova scritta del 20 Dicembre 2021

Tempo a disposizione: 2 ore e 30 minuti.

1. Per quali valori delle variabili X, Y e Z la seguente espressione
$$\mathcal{I}_X^{L_0}(\mathcal{C}_{Y,L_3}^{L_1}, \mathcal{C}_{X,L_2}^{Z})$$
ha senso? E cosa viene calcolato?

2. Descrivere le regole di semantica operazionale strutturata per il comando **repeat** c **until** b di Pascal. (Ricordo che il comando c viene eseguito almeno una volta e che l'iterazione termina quando b vale vero. *Suggerimento*: ricondursi al **while**.)

3. Fornire una definizione regolare per *password*, che deve essere una qualunque sequenza di lettere e/o cifre che deve iniziare con una lettera maiuscola e deve contenere almeno una lettera minuscola ed almeno una cifra (in qualsiasi ordine).

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

5. Si consideri l'espressione regolare $b(a|\epsilon)^*b$. 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''; poi si ricavi da M'' la grammatica regolare associata, seguendo la costruzione vista a lezione; quindi si semplifichi la grammatica ottenuta, eliminando i simboli inutili; infine, si ricavi dalla grammatica l'espressione regolare associata.

7. Dati due linguaggi L_1 ed L_2, il primo regolare e il secondo libero deterministico, a quale classe appartiene il linguaggio $L_1 - L_2 = \{w \mid w \in L_1 \wedge w \notin L_2\}$? Può $L_1 - L_2$ essere finito?

8. È vero che, per ogni linguaggio regolare L, esiste una grammatica *non ambigua* G tale che $L = L(G)$? Motivare la risposta.

9. Mostrare che $L = \{a^{n+1}b^n \mid n \geq 0\}$ è libero, costruendo un semplice parser top-down nondeterministico (come PDA con un solo stato che riconosca L per pila vuota).

10. Si consideri la seguente grammatica G con simbolo iniziale S:
$$\begin{array}{rcl@{\qquad}rcl} S & \rightarrow & BAC \mid A & A & \rightarrow & \mathtt{a} \mid \mathtt{b}SD \\ B & \rightarrow & C \mid \mathtt{b}DB & C & \rightarrow & \epsilon \mid C\mathtt{d} \\ D & \rightarrow & \mathtt{c} \mid \mathtt{d}D & & & \end{array}$$
(*i*) Si calcolino i First e i Follow per tutti i nonterminali. (*ii*) Si rimuova la produzione epsilon per ottenere una grammatica G' senza produzioni epsilon, che sia equivalente a G. (*iii*) Si rimuovano le produzioni unitarie da G' per ottenere una grammatica G'' senza produzioni unitarie equivalente a G'. (*iv*) Si rimuova la ricorsione sinistra immediata per C per ottenere una G''' equivalente a G''.

11. Si consideri la grammatica G con simbolo iniziale S:
$$\begin{array}{rcl} S & \rightarrow & \mathtt{a}S\mathtt{b} \mid \mathtt{c}A\mathtt{d} \\ A & \rightarrow & \epsilon \mid \mathtt{c}A\mathtt{d} \end{array}$$
(*i*) Determinare il linguaggio generato $L(G)$. (*ii*) Verificare che G è di classe LL(1). (*iii*) Costruire la tabella di parsing LL(1) per G. (*iv*) Mostrare il funzionamento del parser LL(1) su input *aabd*.

12. 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 che non ci sono conflitti. (*iii*) Mostrare il funzionamento del parser SLR(1) per l'input *aabd*.

1) $I^{L_0}_{X}\left(C^{L_1}_{Y,L_3},\ C^{Z}_{X,L_2}\right)$

È necessario che
- $X = L_1$
- $Y = Z \ (\neq L_3)$

e viene prodotto un compilatore $C^{L_3}_{L_1,L_2}$

---

2)

$\langle \text{repeat } c \text{ until } b, \sigma \rangle \rightarrow \langle c;\ \text{while } \neg b \text{ do } c, \sigma \rangle$

---

3)

password := Maius Tutto* Minus Tutto* Cifra Tutto*
| Maius Tutto* Cifra Tutto* Minus Tutto*

Maius := [A - Z]
Minus := [a - z]
Cifra := [0 - 9]
Tutto := Maius | Minus | Cifra

---

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

$L = a^{+} b^{+} c^{*}$ quindi è regolare

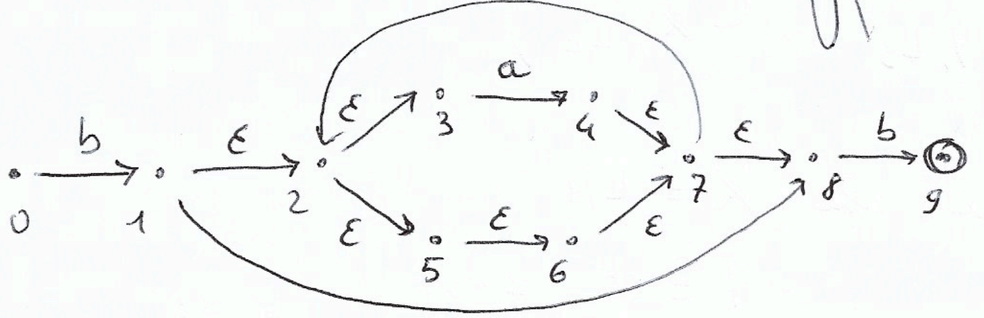
$S \rightarrow ABC$
$A \rightarrow a \mid aA$
$B \rightarrow b \mid bB$
$C \rightarrow \varepsilon \mid cC$

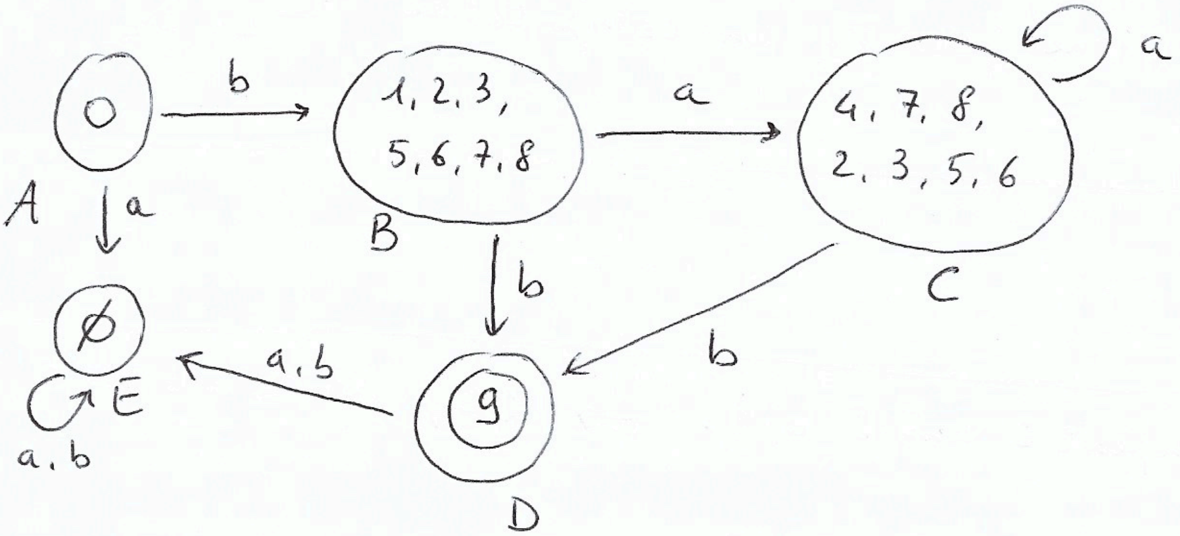
libera

regolare

$S \rightarrow aA$
$A \rightarrow aA \mid bB$
$B \rightarrow bB \mid \varepsilon \mid cC$
$C \rightarrow \varepsilon \mid cC$

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



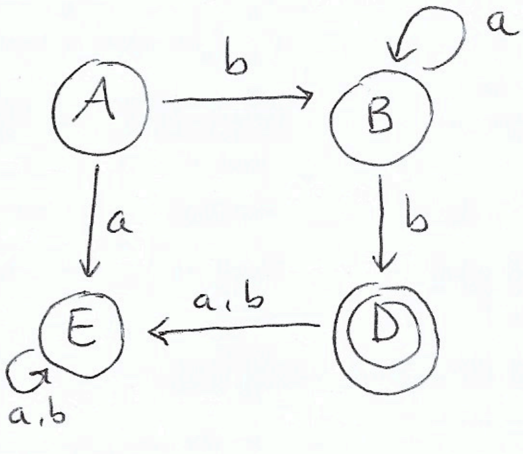


---

6)

B	X_1			
C	X_1			
D	X_0	X_0	X_0	
E	X_2	X_1	X_1	X_0
	A	B	C	D

$B \sim C$



$A \to bB \mid \cancel{aE}$

$B \to aB \mid \cancel{bD} \mid b$

$\cancel{D} \to \cancel{aE} \mid \cancel{bE}$

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

$A \to bB \quad \rightsquigarrow \quad ba^*b$

$B \to aB \mid b \quad \rightsquigarrow \quad a^*b$

7) L_1 regolare
L_2 libero det.

$$L_1 - L_2 = \{w \mid w \in L_1 \wedge w \notin L_2\} \quad ?$$

$$L_1 - L_2 = L_1 \cap \overline{L_2}$$

- $\overline{L_2}$ è libero det. perché i ling. liberi det. sono chiusi per complementazione
- Allora $L_1 \cap \overline{L_2}$ è libero per un noto teorema visto a lezione
- Può $L_1 - L_2$ essere finito?

  Sì, perché se L_1 è regolare, allora L_1 può anche essere finito, e quindi

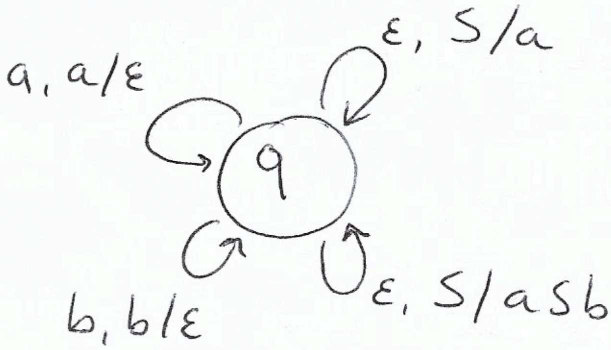
$$\underbrace{L_1}_{\text{finito}} \cap \overline{L_2} = \text{insieme finito}$$

---

8)
- Se L è regolare, allora L è di classe $LL(1)$ per un teorema visto a lezione.
- Se L è di classe $LL(1)$, $\exists G$ di classe $LL(1)$ tale che $L = L(G)$.
- Un teorema visto a lezione dice che una grammatica di classe $LL(k)$, per ogni k, non è ambigua

$\Rightarrow$ L regolare ammette una grammatica G non ambigua che lo genera

9) $L = \{ a^{n+1} b^n \mid n \geq 0 \}$ $\qquad S \to a \mid aSb$



$(q, aab, S) \vdash (q, aab, aSb) \vdash (q, ab, Sb)$

$\vdash (q, ab, ab) \vdash (q, b, b) \vdash (q, \varepsilon, \varepsilon)$

---

10)

$S \to BAC \mid A$

$A \to a \mid bSD$

$B \to C \mid bDB$

$C \to \varepsilon \mid Cd$

$D \to c \mid dD$

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

$N(G) = \{C, B\}$ $\qquad (S, A), (B, C)$ coppie unitarie non banali

G':
$$\begin{cases} S \to BAC \mid BA \mid AC \mid A \\ A \to a \mid bSD \\ B \to C \mid bDB \mid bD \\ C \to Cd \mid d \\ D \to c \mid dD \end{cases}$$

G'':
$$\begin{cases} S \to BAC \mid BA \mid AC \mid \underbrace{a \mid bSD} \\ A \to a \mid bSD \\ B \to \underbrace{Cd \mid d} \mid bDB \mid bD \\ C \to Cd \mid d \\ D \to c \mid dD \end{cases}$$

elimino la ric. sx su C $\to$ G''':
$$\begin{cases} S \to BAC \mid BA \mid AC \mid a \mid bSD \\ A \to a \mid bSD \\ B \to Cd \mid d \mid bDB \mid bD \\ C \to dC' \\ C' \to dC' \mid \varepsilon \\ D \to c \mid dD \end{cases}$$

1)

$$\left.\begin{array}{l} S \to aSb \mid cAd \\ A \to \varepsilon \mid cAd \end{array}\right] G$$

$L(A) = \{ c^n d^n \mid n \geq 0 \}$

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

G è LL(1) perché

- $First(aSb) \cap First(cAd) = \emptyset$
- $First(\varepsilon) \cap First(cAd) = \emptyset$
- $Follow(A) \cap First(cAd) = \emptyset$

  $\{d\} \cap \{c\} = \emptyset$

$Follow(S) = \{b, \$\}$

$Follow(A) = \{d\}$

	a	b	c	d	\$
S	$S \to aSb$		$S \to cAd$		
A			$A \to cAd$	$A \to \varepsilon$	

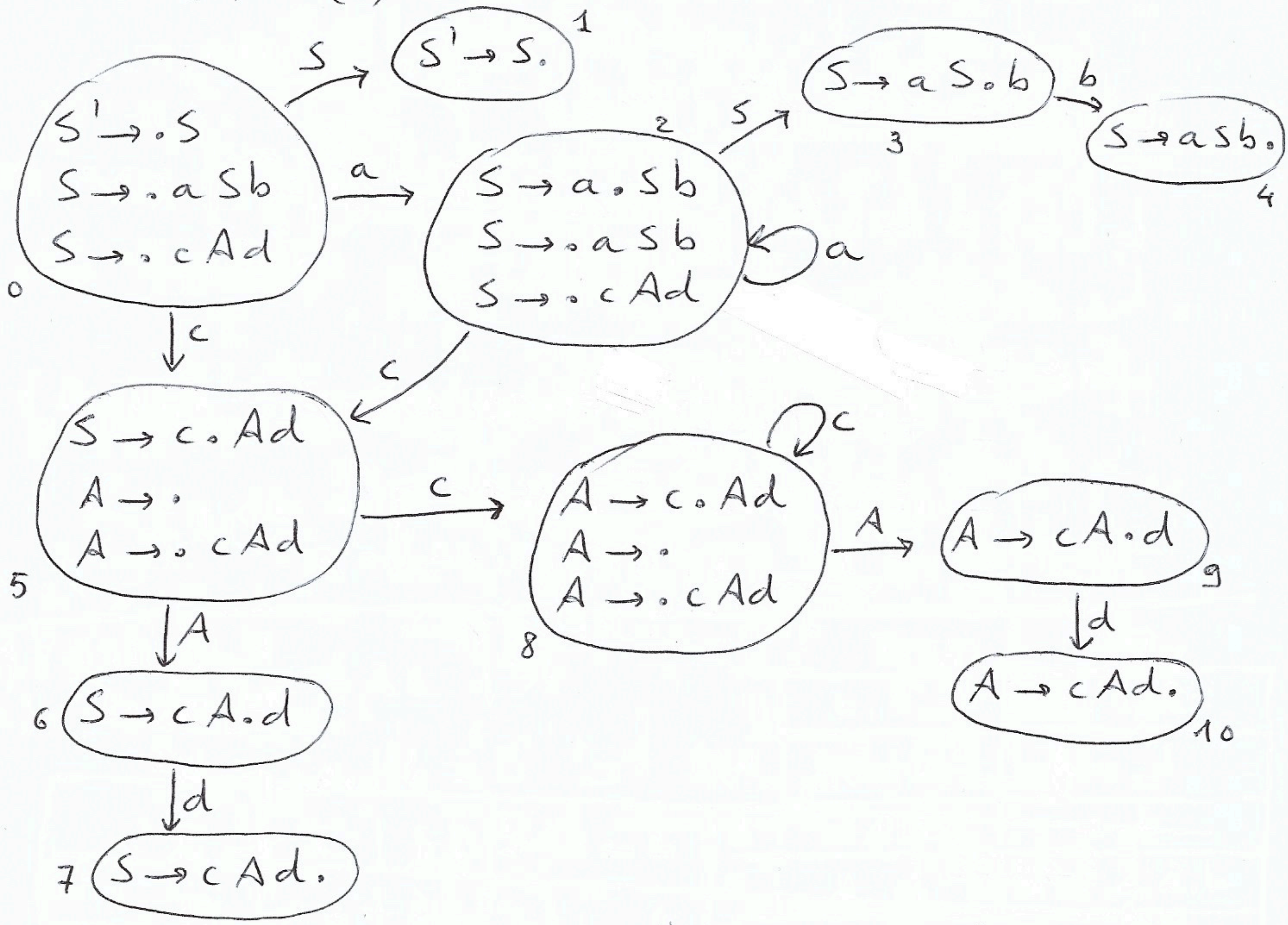
input	stack
	S\$
aabd\$	
	aSb\$
	Sb\$
abd\$	
	aSbb\$
	Sbb\$
bd\$	

errore

$M[S, b] =$ "bianca"

12) $S \to aSb_{(1)} \mid cAd_{(2)}$ $\quad$ $\text{Follow}(S) = \{\$, b\}$

$A \to \varepsilon_{(3)} \mid cAd_{(4)}$ $\quad$ $\text{Follow}(A) = \{d\}$



	a	b	c	d	$	S	A
0	S2		S5			G1	
1					ACC		
2	S2		S5			G3	
3		S4					
4		R1			R1		
5			S8	R3			G6
6				S7			
7		R2			R2		
8			S8	R3			G9
9				S10			
10				R4			

(0, ε, aabd$)

(02, a, abd$)

(022, aa, bd$) $\quad$ M[2, b] = "bianca" ⇒ errore!