

## Esercizio 14

Si abbia la grammatica seguente:

$$\begin{aligned} S &::= zSzB \mid A \\ A &::= xAxx \mid C \mid cc \\ B &::= xBy \mid c \\ C &::= xCyy \mid cc \end{aligned}$$

Si vuol sapere:

- Quale è  $L(G)$  ?
- $G$  è  $LL(k)$  per qualche  $k$ ?
- $G$  è  $LR(1)$  ?
- Esiste un analizzatore deterministico ascendente per  $L(G)$ ? Se sí se ne costruisca la tabella

### Esercizio 14a

Sottolinguaggi:

$$\begin{aligned} L(C) &= \{x^n cc y^{2n} \mid n \geq 0\} \\ L(B) &= \{x^n c y^n \mid n \geq 0\} \\ L(A) &= \{x^n \alpha x^{2n} \mid n \geq 0, \alpha \in (\{cc\} \cup \{x^n cc y^{2n} \mid n \geq 0\})\} \\ &= \{x^n cc x^{2n}, x^n x^m cc y^{2m} x^{2n} \mid n, m \geq 0\} \\ &= \{x^n cc x^{2n}, x^{n+m} cc y^{2m} x^{2n} \mid n, m \geq 0\} \\ L(S) &= \{z^n \alpha z \beta_1 \cdots z \beta_n \mid n \geq 0, \alpha \in L(A), \beta_i \in L(B)\} \end{aligned}$$

### Esercizio 14b

La grammatica non è  $LL(K)$  per nessun  $K$ , infatti la grammatica è ambigua. Ciò può essere già notato dal [calcolo del linguaggio generato](#): l'espressione su insiemi  $\{cc\} \cup \{x^n cc y^{2n} \mid n \geq 0\}$ , generata nel calcolo del sottolinguaggio  $L(A)$ , mostra che la stringa  $cc$  è contenuta in più di un insieme componente l'unione. Questa osservazione ci fornisce anche una dimostrazione formale con due alberi di derivazione aventi stessa frontiera ma differente struttura: si considerino gli alberi ottenuti dalle seguenti due derivazioni sinistre

derivazione 1 -  $S \rightarrow A \rightarrow cc$

derivazione 2 -  $S \rightarrow A \rightarrow C \rightarrow cc$

## Esercizio14c

Essendo già stata [dimostrata l'ambiguità](#) della grammatica, possiamo concludere che la grammatica non è LR(k) per alcun k.

## Esercizio14d

Possiamo rimuovere la produzione  $A ::= cc$  dalla grammatica senza che il linguaggio  $L(S)$  risulti modificato. Dimostrazione di ciò è che tale rimozione conduce a rimpiazzare nella [definizione di  \$L\(A\)\$](#)  l'espressione su insiemi  $\{cc\} \cup \{x^n cc y^{2n} \mid n \geq 0\}$  con la seguente espressione  $\{x^n cc y^{2n} \mid n \geq 0\}$ . Ma le due espressioni definiscono lo stesso insieme.

Possiamo ora mostrare che la grammatica così ottenuta:

$$\begin{aligned} S &::= zSzB \mid A \\ A &::= xAxx \mid C \\ B &::= xBy \mid c \\ C &::= xCyy \mid cc \end{aligned}$$

(non ambigua) ammette analizzatore LR. Allo scopo costruiamo la collezione SLR della grammatica aumentata:

		Follow	S	{\$,z}	
$I_0 = \text{Clos}(S' \rightarrow \cdot S)$	$\{S' \rightarrow \cdot S, S \rightarrow \cdot zSzB, S \rightarrow \cdot A, A \rightarrow \cdot xAxx, A \rightarrow \cdot C, C \rightarrow \cdot xCyy, C \rightarrow \cdot cc\}$		A	{\$,z,x}	
			B	{\$,z,y}	
			C	{\$,z,x,y}	
$I_1 = G(0, S)$	$\{S' \rightarrow S \cdot\}$				
$I_2 = G(0, z)$	$\{S \rightarrow z \cdot SzB, S \rightarrow \cdot zSzB, S \rightarrow \cdot A, A \rightarrow \cdot xAxx, A \rightarrow \cdot C, C \rightarrow \cdot xCyy, C \rightarrow \cdot cc\}$				
$I_3 = G(0, A)$	$\{S \rightarrow A \cdot\}$				
$I_4 = G(0, x) = G(4, x)$	$\{A \rightarrow x \cdot Axx, C \rightarrow x \cdot Cyy, A \rightarrow \cdot xAxx, A \rightarrow \cdot C, C \rightarrow \cdot xCyy, C \rightarrow \cdot cc\}$				
$I_5 = G(0, C)$	$\{A \rightarrow C \cdot\}$				
$I_6 = G(0, c) = G(4, c)$	$\{C \rightarrow c \cdot c\}$				
$I_7 = G(4, A)$	$\{A \rightarrow xA \cdot xx\}$				
$I_8 = G(4, C)$	$\{C \rightarrow xC \cdot yy, A \rightarrow C \cdot\}$				nessun conflitto: {y} insect {\$,z,x} = {}
$I_9 = G(6, c)$	$\{C \rightarrow cc \cdot\}$				
$I_{10} = G(7, x)$	$\{A \rightarrow xAx \cdot x\}$				
$I_{11} = G(8, y)$	$\{C \rightarrow xCy \cdot y\}$				

I12 = G(10,x)	{A->xAxx.}		
I13 = G(10,x)	{C->xCyy.}		

La collezione non contiene stati con conflitti. Possiamo calcolare la tabella di parsing SLR.