

## TD 4 Exercice 4

EXERCICE 4 Soit la grammaire  $\mathcal{G} : \begin{cases} S \rightarrow aSb \mid cT \\ T \rightarrow Tb \mid \epsilon \end{cases}$

$$\mathcal{G} = \begin{cases} S \rightarrow aSb \mid cT \\ T \rightarrow Tb \mid \epsilon \end{cases}$$

1. La grammaire  $\mathcal{G}$  est-elle LR(0) ?
2. Construire la table SLR(1) de la grammaire  $\mathcal{G}$ .
3. Existe-t-il des conflits dans la table SLR(1) ? Si oui, indiquer s'il est possible de les résoudre.

1. Pour tester que la grammaire  $\mathcal{G}$  est LR(0) ou non, il faut prendre sa version augmentée, notée  $\mathcal{G}'$ .

Il faut pour cela créer l'axiome  $S'$  et la règle  $S' \rightarrow S$  pour différencier le  $S$ , racine de l'arbre des autres  $S$ .

$$\mathcal{G}' \text{ est donc ainsi : } \begin{cases} S' \rightarrow S \\ S \rightarrow aSb \mid cT \\ T \rightarrow Tb \mid \epsilon \end{cases}$$

Pour obtenir l'état initial, il faut réaliser la fermeture de  $S' \rightarrow \cdot S$ .

$$\begin{aligned} \text{L'état initial } I_0 &= \text{fermeture}(\{S' \rightarrow \cdot S\}) \\ &= \{S' \rightarrow \cdot S, \\ &\quad S \rightarrow \cdot aSb, S \rightarrow \cdot cT\} \end{aligned}$$

$$\text{Donc } I_0 = \{S' \rightarrow \cdot \underline{S}, S \rightarrow \cdot \underline{a}Sb, S \rightarrow \cdot \underline{c}T\}$$

Avec le  $\cdot$  devant  $S$ , il faut ajouter un  $\cdot$  devant chaque règle de  $S$ . Étant donné qu'aucun non-terminal ne suit un  $\cdot$  dans les règles de  $S$  en dehors de  $S'$  et  $S$ , aucune autre règle n'est à ajouter.

Pour faire les transitions, il faut identifier les possibilités : il s'agit des symboles suivants un point. Ainsi, nous avons les symboles en rouge soit  $S$ ,  $a$  et  $c$ .

Commençons avec  $S$  :

$$\begin{aligned} \Delta(I_0, S) &= \text{fermeture}(\{S' \rightarrow S \cdot\}) \\ &= \{S' \rightarrow \underline{S} \cdot\} \\ &= I_1 \end{aligned}$$

Lors d'une transition, le point passe derrière le symbole identifié précédemment. Le fait que le point ne soit pas devant un symbole non-terminal fait que la fermeture de  $\{S' \rightarrow S \cdot\}$  ne change rien.

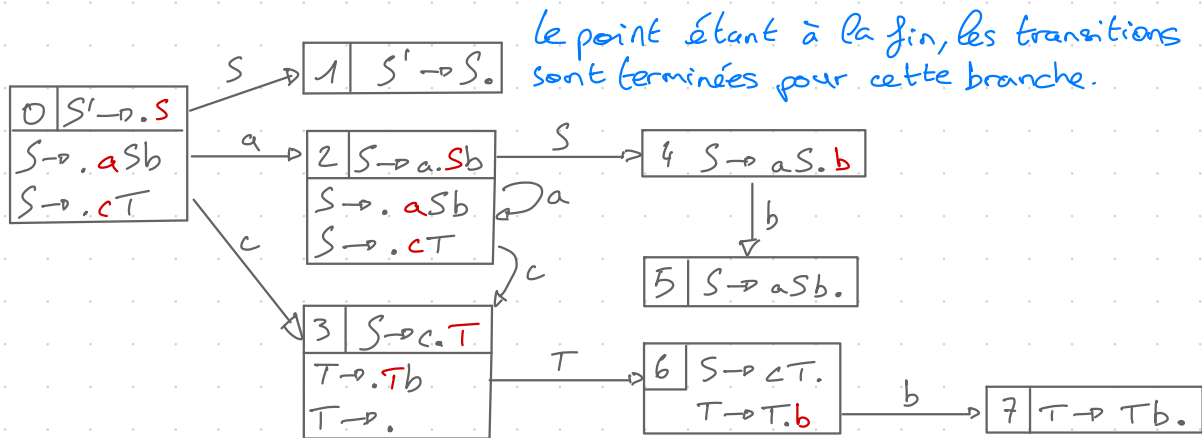
Continuons avec  $a$  :

$$\begin{aligned} \Delta(I_0, a) &= \text{fermeture}(\{S \rightarrow a \cdot Sb\}) \\ &= \{S \rightarrow \cdot aSb, S \rightarrow \cdot cT\} \\ &= I_2 \end{aligned}$$

Finissons avec  $c$  :

$$\begin{aligned} \Delta(I_0, c) &= \text{fermeture}(\{S \rightarrow c \cdot T\}) \\ &= \{S \rightarrow c \cdot T, T \rightarrow \cdot Tb, T \rightarrow \cdot\} \\ &= I_3 \end{aligned}$$

Pour rendre ces transitions plus simple, on peut les transformer en graphe :



Il faut maintenant faire les tables d'analyse action et successeur.

États	a	b	c	\$
$I_0$	d2		d3	
$I_1$				ACC
$I_2$	d2		d3	
$I_3$	$T \rightarrow .$	$T \rightarrow .$	$T \rightarrow .$	$T \rightarrow .$
$I_4$		d5		
$I_5$	$S \rightarrow a S b$	$S \rightarrow a S b$	$S \rightarrow a S b$	$S \rightarrow a S b$
$I_6$	$S \rightarrow c T$	d7 / $S \rightarrow c T$	$S \rightarrow c T$	$S \rightarrow c T$
$I_7$		$T \rightarrow T b$		

Cette table action met en évidence la double action en case de ligne  $I_6$  colonne b.

Ceci nous indique donc que la grammaire G n'est pas LR(0).

États	S	T
$I_0$	1	
$I_1$		
$I_2$	4	
$I_3$		6
$I_4$		
$I_5$		
$I_6$		
$I_7$		

Malgré le fait que la table action suffise à montrer que la grammaire  $G$  n'est pas LR(0), voici la table successeurs.

2. Pour construire la table SLR(1) de la grammaire  $G$ , nous allons nous baser sur celles de l'analyse LR(0).

Il faut donc déterminer les suivants de la grammaire  $G$ .

Nous obtenons ainsi :

$\text{Suivants}(S') = \{\$ \}$      $\text{Suivants}(S) = \{b\}$      $\text{Suivants}(T) = \{b\}$

États	a	b	c	\$
$I_0$	d2		d3	
$I_1$				ACC
$I_2$	d2		d3	
$I_3$	$T \rightarrow \cdot$	$T \rightarrow \cdot$	$T \rightarrow \cdot$	$T \rightarrow \cdot$
$I_4$		d5		
$I_5$	$S \rightarrow aSb$	$S \rightarrow aSb$	$S \rightarrow aSb$	$S \rightarrow aSb$
$I_6$	$S \rightarrow cT$	<del><math>S \rightarrow cT</math></del>	$S \rightarrow cT$	$S \rightarrow cT$
$I_7$		$T \rightarrow Tb$		

Il ne reste plus qu'à supprimer les règles dont la colonne n'est pas dans les suivant du symbole.  
(en rouge)

3. Malgré les modifications il reste deux règles dans la case  $(I_6; b)$  ce qui fait que la grammaire  $G$  n'est pas SLR(1).

