

## Série N°3 : Analyse Syntaxique

### Exercice 1

Soit la grammaire suivante :

$G = (V_T, V_N, A, P)$  avec  $V_T = \{s, f, w, id, e, nb\}$ ,  $V_N = \{A, B, C, D\}$

$$G \begin{cases} A \rightarrow A f B \mid s \\ B \rightarrow id C \mid id C D e \\ C \rightarrow w D \mid \epsilon \\ D \rightarrow B > nb \mid D nb \end{cases}$$

1) Quels sont les éléments de l'ensemble P ?

$P = \{ A \rightarrow A f B \mid s, B \rightarrow id C \mid id C D e, C \rightarrow w D \mid \epsilon, D \rightarrow B > nb \mid D nb \}$

2) Si nécessaire, factoriser G à gauche.

$$G \begin{cases} A \rightarrow A f B \mid s \\ B \rightarrow id C B' \\ B' \rightarrow D e \mid \epsilon \\ C \rightarrow w D \mid \epsilon \\ D \rightarrow B > nb \mid D nb \end{cases}$$

3) Si nécessaire, rendre G non récursive à gauche. Appeler alors cette grammaire G1.

$$G1 \begin{cases} A \rightarrow sA' \\ A' \rightarrow f B A' \mid \epsilon \\ B \rightarrow id C B' \\ B' \rightarrow D e \mid \epsilon \\ C \rightarrow w D \mid \epsilon \\ D \rightarrow B > nb D' \\ D' \rightarrow nb D' \mid \epsilon \end{cases}$$

4) Donner la dérivation gauche de la chaîne suivante :

sf idwid>nbnb

il faut d'abord écrire chaque règle de production dans une ligne et ensuite numéroter les règles  $A \Rightarrow (1)sA' \Rightarrow (2)fBA'$  etc jusqu'à arriver à la chaîne en question et à la fin donner  $Dg = \{1, 2, \dots\}$

5) Donner la dérivation droite relative à la même chaîne que dans 4) facile

6) Donner l'arbre syntaxique de la chaîne traitée en 4) facile

7) Est-il possible de construire un arbre syntaxique pour la chaîne suivante :  
sfidw>nb>nb ? arbre sera incomplet blocage essayer de construire l'arbre et vous verrez!

### Exercice 2

Soit la grammaire G suivante avec A l'axiome :

$$G \begin{cases} A \rightarrow a|Bb|cB \\ B \rightarrow c|a|Ab \\ C \rightarrow bC|Ad|a \end{cases}$$

G est-elle récursive à gauche ? justifier.

Réversivité indirecte en A ou en B

Par exemple :

$$G \begin{cases} A \rightarrow a|Bb|cB \\ B \rightarrow c B' | a B' | ab B' | cBbB' \\ B' \rightarrow bbB' | \epsilon \end{cases}$$

On pourrait remplacer le B de la règle A mais attention faut faire un seul choix! Soit remplacer le A soit remplacer le B!

### Exercice 3

Reprendre la grammaire G1 de l'exercice 1

1) Calculer les ensembles PREMIERS des symboles non terminaux de la grammaire

PR(A)={ s }	S(A) = { \$ }
PR(A')={ f,ε }	SV(A')={ \$ }
PR(B)={ id }	SV(B)={ f,>,\$ }
PR(B')={ id, ε }	SV(B') = { f,>,\$ }
PR(C)={ w, ε }	SV(C)= { id,f,>,\$ }
PR(D)={ id }	SV(D)={ e,id,f,>,\$ }
PR(D')={ nb, ε }	SV(D')={ e,id,f,>,\$ }

2) Calculer les ensembles SUIVANTS des symboles non terminaux de la grammaire

3) G1 est-elle une grammaire prédictive ? justifier.

Oui en appliquant le théorème disant que si

Pour  $A \rightarrow B | \epsilon$  alors  $PR(A) \cap SV(A) = \emptyset$  or on vérifie que c'est bien le cas

4) Si G1 est prédictive alors construire la table d'analyse M d'un analyseur LL de L(G1) et analyser la chaîne étudiée en 1) et ce, selon l'analyseur LL. Sinon, indiquer quelle analyse syntaxique peut-on effectuer sur G1.

## La table d'analyse M d'un analyseur LL

	s	f	id	e	w	nb	>	\$
<b>A</b>	$A \rightarrow sA'$							
<b>A'</b>		$A' \rightarrow fB$ $A'$						$A' \rightarrow \epsilon$
<b>B</b>			$B \rightarrow id$ $C B'$					
<b>B'</b>		$B' \rightarrow \epsilon$	$B' \rightarrow D$ $e$				$B' \rightarrow \epsilon$	$B' \rightarrow \epsilon$
<b>C</b>		$C \rightarrow \epsilon$	$C \rightarrow \epsilon$		$C \rightarrow wD$		$C \rightarrow \epsilon$	$C \rightarrow \epsilon$
<b>D</b>			$D \rightarrow B>nb D'$					
<b>D'</b>		$D' \rightarrow \epsilon$	$D' \rightarrow \epsilon$	$D' \rightarrow \epsilon$		$D' \rightarrow nb D'$	$D' \rightarrow \epsilon$	$D' \rightarrow \epsilon$

## Analyse de la chaîne : sfidwid&gt;nbnb

PILE	Tampon d'entrée	FLOT DE SORTIE
<b>\$A</b>	sf idwid>nbnb\$	
<b>\$AA's</b>	sf idwid>nbnb\$	$A \rightarrow sA'$
<b>\$AA'</b>	f idwid>nbnb\$	
<b>\$AA'Bf</b>	f idwid>nbnb\$	$A' \rightarrow fB A'$
<b>\$AA'B</b>	idwid>nbnb\$	
<b>\$AA'B'Cid</b>	idwid>nbnb\$	$B \rightarrow id C B'$
<b>\$AA'B'C</b>	wid>nbnb\$	
<b>\$AA'B'Dw</b>	wid>nbnb\$	$C \rightarrow wD$
<b>\$AA'B'D</b>	id>nbnb\$	
<b>\$AA'B'D'nb&gt;B</b>	id>nbnb\$	$D \rightarrow B>nb D'$
<b>\$AA'B'D'nb&gt; B'Cid</b>	id>nbnb\$	$B \rightarrow id C B'$
<b>\$AA'B'D'nb&gt;B'C</b>	>nbnb\$	
<b>\$AA'B'D'nb&gt;B'</b>	>nbnb\$	$C \rightarrow \epsilon$
<b>\$AA'B'D'nb&gt;</b>	>nbnb\$	$B' \rightarrow \epsilon$
<b>\$AA'B'D'nb</b>	nbnb\$	
<b>\$AA'B'D'</b>	nb\$	$D' \rightarrow nb D'$
<b>\$AA'B'D'nb</b>	nb\$	
<b>\$AA'B'D'</b>	\$	$D' \rightarrow \epsilon$
<b>\$AA'B'</b>	\$	$B' \rightarrow \epsilon$
<b>\$AA'</b>	\$	$A' \rightarrow \epsilon$
<b>\$A</b>	\$	succès

### Exercice 4

Soit la grammaire suivante :

$$G \quad \begin{cases} S \rightarrow iEtSS' \mid a \\ S' \rightarrow eS \mid \varepsilon \\ E \rightarrow b \end{cases}$$

1) Construire la table d'analyse M correspondant à G et dire si G est de type LL.

$PR(S) = \{i, a\}$ $PR(S') = \{e, \varepsilon\}$ $PR(E) = \{b\}$	$S(S) = \{\$, e\}$ $SV(S') = \{\$, e\}$ $SV(E) = \{t\}$
--	---

#### La table d'analyse

	i	t	a	e	b	\$
S	$S \rightarrow iEtSS'$		$S \rightarrow a$			
S'				$S' \rightarrow eS$ $S' \rightarrow \varepsilon$		$S' \rightarrow \varepsilon$
E					$E \rightarrow b$	

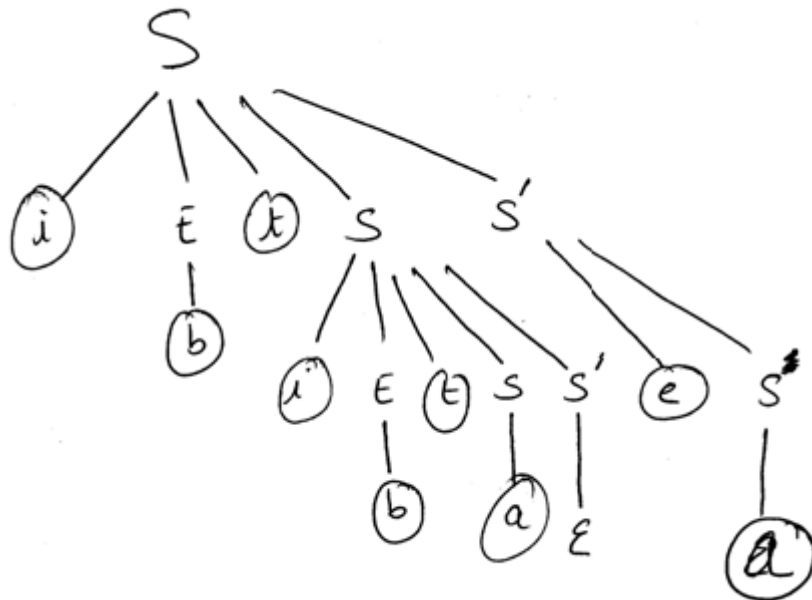
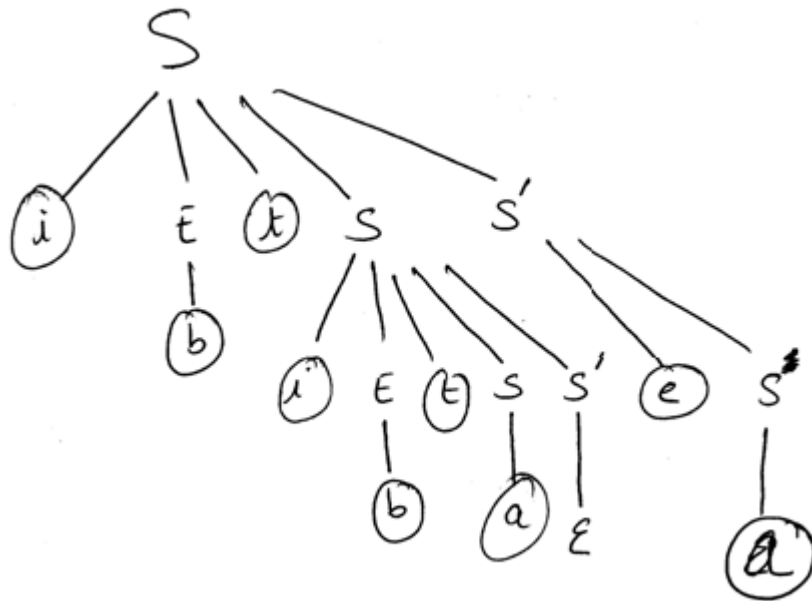
G n'est pas de type LL puisqu'il existe la cellule [S',e] qui comporte deux règles (il faut au plus une règle pour qu'elle soit LL).

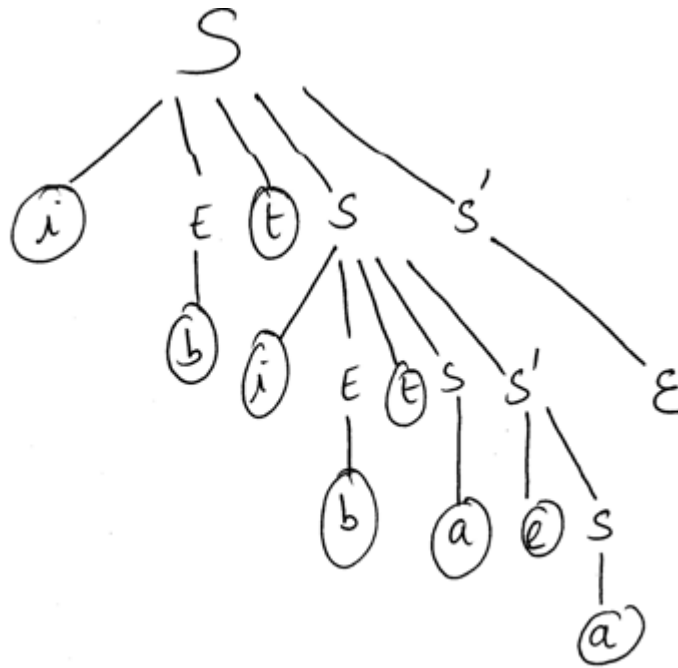
2) G est en fait ambiguë, trouver la production qui est la cause de cette ambiguïté et donner un exemple d'une instruction ambiguë générée par G.

$S' \rightarrow \varepsilon$  cause l'ambiguïté (sera encore expliqué dans la réponse à la question 3)

Par exemple le mot : ibtibtaea est ambigu car :

Si on construit un arbre syntaxique alors on peut en trouver deux différents.





Ou encore deux suites de dérivations gauches différentes comme suit :

$$G \quad \left\{ \begin{array}{l} S \rightarrow iEtSS' \quad (1) \\ S \rightarrow a \quad (2) \\ S' \rightarrow eS \quad (3) \\ S' \rightarrow \varepsilon \quad (4) \\ E \rightarrow b \quad (5) \end{array} \right.$$

$S \Rightarrow (1) iEtSS' \Rightarrow (5) \Rightarrow ibtSS'(1) \Rightarrow ibtiEtSS'S'(5) \Rightarrow ibtibtSS'S'(2) \Rightarrow ibtibtaS'S'(3) \Rightarrow ibtibtaeS'S'(2) \Rightarrow ibtibtaeaS'(4) \Rightarrow ibtibtaea$

Ici  $D_g = \{1, 5, 1, 5, 2, 3, 2, 4\}$

$S \Rightarrow (1) iEtSS' \Rightarrow (5) \Rightarrow ibtSS'(1) \Rightarrow ibtiEtSS'S'(5) \Rightarrow ibtibtSS'S'(2) \Rightarrow ibtibtaS'S'(4) \Rightarrow ibtibtaS'(3) \Rightarrow ibtibtaeS(2) \Rightarrow ibtibtaea$

Ici  $D_g = \{1, 5, 1, 5, 2, 4, 3, 2\}$

On en déduit que cette grammaire est ambiguë.

3) G peut-elle être modifiée et devenir LL ?

Oui car :

Cette grammaire décrit les Instructions conditionnelles de type if then else

Si on enlève la règle  $S' \rightarrow \epsilon$  alors la grammaire ne sera plus ambiguë et dans une instruction if then else imbriquée, le else reviendra toujours au dernier if qui apparaît.

**Rappel : un analyseur syntaxique ne peut pas travailler avec une grammaire ambiguë. Pour enlever l'ambiguïté, il n'existe pas de procédé automatique, c'est l'humain qui doit la rendre non ambiguë.**