Langages et Compilation

Analyse syntaxique ascendante

Analyse syntaxique ascendante

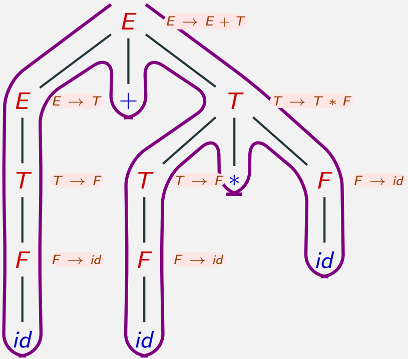
Construction de l'arbre de dérivation selon l'**ordre postfixé** :
on part des feuilles (les terminaux) et on remonte à la racine.

Deux opérations :

- la création des feuilles par **décalage**
- la construction des nœuds internes par **réduction**.

$$\begin{cases} E & \to & E + T \mid T \\ T & \to & T * F \mid F \\ F & \to & id \end{cases}$$

Analyse du mot $id + id * id$



Les opérations de décalage et de réduction s'effectuent dans l'ordre du parcours postfixé de l'arbre de dérivation.

id, $F \to id$, $T \to F$, $E \to T$, $+$, id, $F \to id$, $T \to F$, $*$, id, $F \to id$, $T \to T * F$, $E \to E + T$

La suite inverse des réductions dans l'ordre du parcours postfixé donne la dérivation droite du mot analysé.

$E \to E + T \to E + T * F \to E + T * id \to E + F * id \to E + id * id \to T + id * id \to F + id * id \to id + id * id$

Analyse syntaxique ascendante

En pratique on utilise une pile pour réaliser une analyse ascendante par décalage/réduction.
Cette pile contient au départ un marqueur particulier $\$$.

L'analyseur lit le mot à analyser (complété du marqueur $\$$) de gauche à droite.

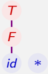
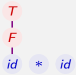
Il opère

- soit en décalant un caractère du mot vers la pile
  i.e., l'analyseur crée une feuille de l'arbre
- soit par réduction, à condition qu'il trouve au sommet de la pile une chaîne β correspondant à la partie droite d'une production $A \to \beta$ qu'on remplace alors par A
  i.e., l'analyseur crée un nœud interne

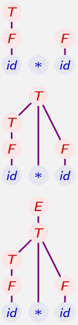
Comment l'analyseur choisit-il l'enchaînement des opérations ?

Analyse syntaxique ascendante

Analyse du mot $id * id$ en devinant les bonnes opérations.

Mot	Pile		Arbre
$id * id\$$	$\$$	**decaler**	
$id * id\$$	$\$id$	**reduire** $F \rightarrow id$	
$id * id\$$	$\$F$	**reduire** $T \rightarrow F$	
$id * id\$$	$\$T$	**decaler**	
$id* id\$$	$\$T *$	**decaler**	

$\vdots$	$\vdots$	
$id * id\$$	$\$T * id$	**reduire** $F \rightarrow id$
$id * id\$$	$\$T * F$	**reduire** $T \rightarrow T * F$
$id * id\$$	$\$T$	**reduire** $E \rightarrow T$
$id * id\$$	$\$E$	**fin**



Automate caractéristique

L'analyseur doit identifier au sommet de la pile les chaînes β qui sont partie droite d'une production $A \to \beta$ de la grammaire et ceci de manière efficace.

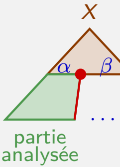
À cet effet, on construit un automate fini qui va décrire le comportement au sommet de la pile.

Une convention utile par la suite est d'augmenter la grammaire d'une nouvelle variable init et de la règle init $\to S\bullet$.
init est alors le nouvel axiome et remplace l'ancien axiome S.

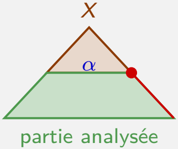
Item $LR(0)$

$X \to \alpha \bullet \beta$ où $X \to \alpha\beta$ est une règle de la grammaire et $\bullet$ est un symbole particulier

ce qui a déjà été analysé $\bullet$ *ce qu'on attend*



Les items $X \to \alpha\bullet$ sont dits **complets**



On a quatre items $LR(0)$ associés à la production $A \to Abc$:
$A \to \bullet Abc$, $A \to A \bullet bc$, $A \to Ab \bullet c$ et l'item complet $A \to Abc\bullet$

Le seul item associé à une ε-production $A \to \varepsilon$ est l'item complet $A \to \bullet$

L'automate fini caractéristique

L'AFN avec ε-transitions qui caractérise les items valides :

l'alphabet : $\Sigma \cup N$

les états : les items $LR(0)$

les états d'acceptation : les items $LR(0)$ complets

l'état initial : l'item $\text{init} \to \bullet S$

la fonction de transition : trois types de transition

- **décalage** $\quad \boxed{X \to \alpha \bullet a\beta} \xrightarrow{a} \boxed{X \to \alpha a \bullet \beta}$

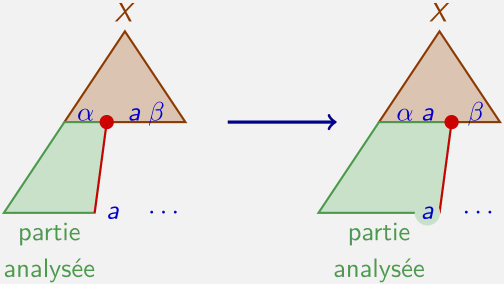
- **réduction** $\quad \boxed{X \to \alpha \bullet Y\beta} \xrightarrow{Y} \boxed{X \to \alpha Y \bullet \beta}$

- **prédiction** $\quad \boxed{X \to \alpha \bullet Y\beta} \xrightarrow{\varepsilon} \boxed{Y \to \bullet\delta}$

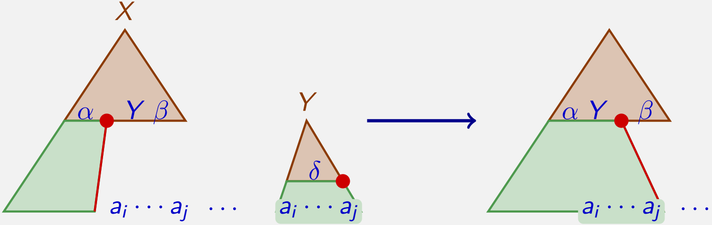
  pour toute production $Y \to \delta$

Les transitions

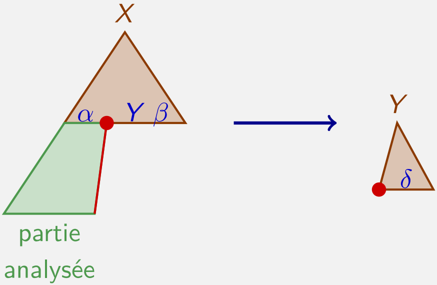
- **décalage**



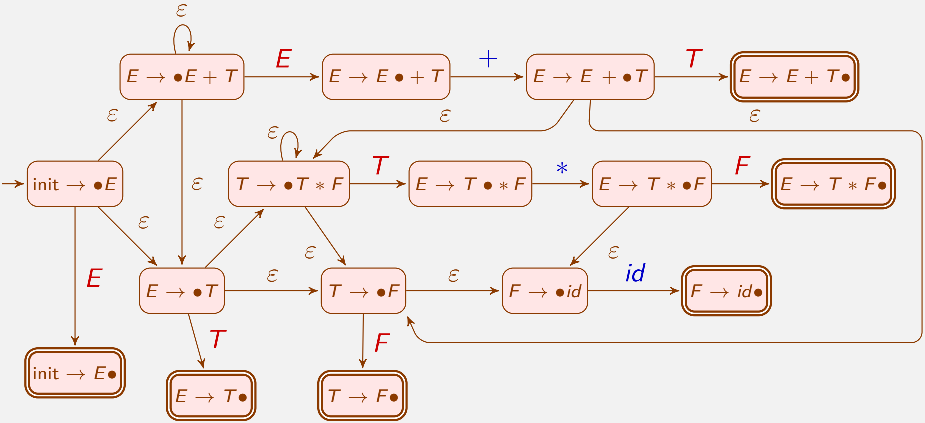
- **réduction**



- **prédiction**



l'AFN avec ε-transitions



La grammaire augmentée
$$\begin{cases} \text{init} & \to & E \\ E & \to & E + T \mid T \\ T & \to & T * F \mid F \\ F & \to & id \end{cases}$$

Déterminisation de l'AFN avec ε-transitions

Les états de l'AFD sont des ensembles d'items $LR(0)$.

On utilise l'opération de clôture pour supprimer les ε-transitions :
$\texttt{Cloture}(\mathcal{I})$ l'ensemble des items accessibles à partir d'un item de $\mathcal{I}$ par des ε-transitions

> *c'est le plus petit ensemble contenant $\mathcal{I}$ et tel que si $X \to \alpha \bullet Y\beta$ est dans $\mathcal{I}$ et $Y \to \gamma$ est une production de la grammaire alors $Y \to \bullet\gamma$ est dans $\texttt{Cloture}(\mathcal{I})$*

La **transition** étiquetée par un terminal ou une variable est définie ainsi

$$\delta(\mathcal{I}, e) = \texttt{Cloture}\big(\{X \to \alpha e \bullet \beta \colon X \to \alpha \bullet e\beta \in \mathcal{I}\}\big)$$

L'état initial est $\texttt{Cloture}\big(\{\text{init} \to \bullet S\}\big)$.

Seuls les états non vides accessibles à partir de l'état initial via la fonction δ sont construits.

Les états d'acceptation sont ceux qui contiennent un item complet.

Les états de l'AFD

0 **état initial**

$$\boxed{\begin{array}{c} \text{init} \rightarrow \bullet E \\ \hline E \rightarrow \bullet E + T \\ E \rightarrow \bullet T \\ T \rightarrow \bullet T * F \\ T \rightarrow \bullet F \\ F \rightarrow \bullet id \end{array}}$$

items hérités par clôture

$1 = \delta(0, E)$

$$\boxed{\begin{array}{c} \text{init} \rightarrow E \bullet \\ E \rightarrow E \bullet + T \end{array}}$$

$2 = \delta(0, T)$

$$\boxed{\begin{array}{c} E \rightarrow T \bullet \\ T \rightarrow T \bullet * F \end{array}}$$

$3 = \delta(0, F)$

$$\boxed{T \rightarrow F \bullet}$$

$4 = \delta(0, id)$

$$\boxed{F \rightarrow id \bullet}$$

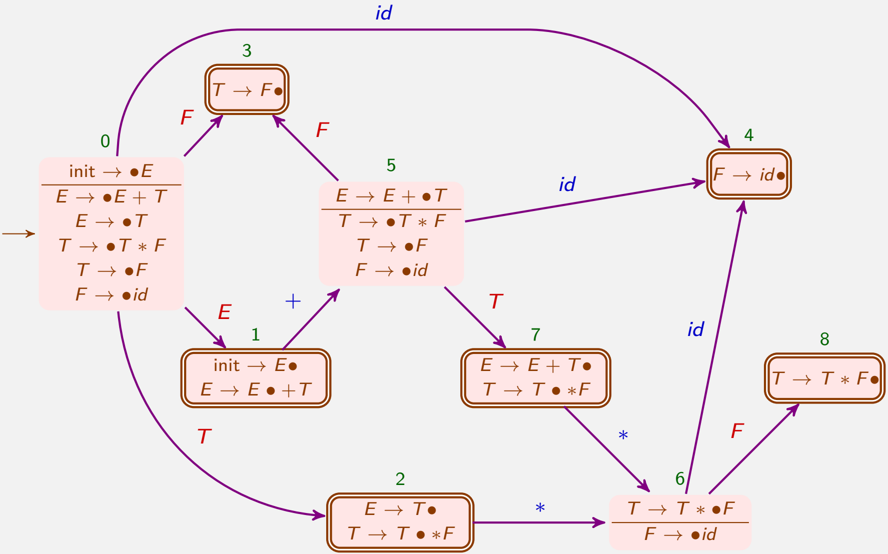
$$5 = \delta(1, +) \qquad \boxed{\begin{array}{c} E \to E + \bullet T \\ \hline \left.\begin{array}{c} T \to \bullet T * F \\ T \to \bullet F \\ F \to \bullet id \end{array}\right\} \text{clôture} \end{array}}$$

$$6 = \delta(2, *) \qquad \boxed{\begin{array}{c} T \to T * \bullet F \\ \hline \left.F \to \bullet id\right\} \text{clôture} \end{array}}$$

$$7 = \delta(5, T) \qquad \boxed{\boxed{\begin{array}{c} E \to E + T \bullet \\ T \to T \bullet * F \end{array}}} \qquad \delta(5, F) = 3 \;,\; \delta(5, id) = 4$$

$$8 = \delta(6, F) \qquad \boxed{\boxed{T \to T * F \bullet}} \qquad \delta(6, id) = 4$$

L'AFD


id
3
$T \to F\bullet$
F
F
0
init $\to \bullet E$
$E \to \bullet E + T$
$E \to \bullet T$
$T \to \bullet T * F$
$T \to \bullet F$
$F \to \bullet id$
5
$E \to E + \bullet T$
$T \to \bullet T * F$
$T \to \bullet F$
$F \to \bullet id$
id
4
$F \to id\bullet$
E
+
1
init $\to E\bullet$
$E \to E \bullet + T$
T
7
$E \to E + T\bullet$
$T \to T \bullet * F$
id
8
$T \to T * F\bullet$
T
*
F
2
$E \to T\bullet$
$T \to T \bullet * F$
*
6
$T \to T * \bullet F$
$F \to \bullet id$

Construction de la table d'analyse $LR(0)$

La table a en ligne les états de l'automate et en colonne le marqueur $\$$, les terminaux et variables de la grammaire. Cette table code l'AFD :

Pour chaque état $\mathcal{I}$ de l'automate :

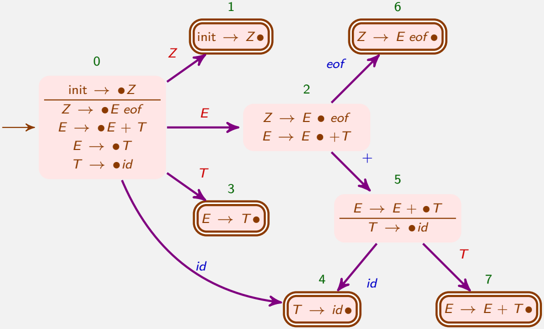
- pour chaque transition $\mathcal{I} \xrightarrow{a} \mathcal{J}$ étiquetée par un terminal a
  ajouter l'action **décaler** $\mathcal{J}$ à l'entrée table$[\mathcal{I}, a]$
- pour chaque transition $\mathcal{I} \xrightarrow{X} \mathcal{J}$ étiquetée par une variable X,
  enregistrer $\mathcal{J}$ à l'entrée table$[\mathcal{I}, X]$

Pour chaque état d'acceptation $\mathcal{I}$ de l'automate :

- Si $\mathcal{I}$ contient l'item complet $\text{init} \to S\bullet$
  ajouter l'action **accepter** à l'entrée table$[\mathcal{I}, \$]$ et l'action **rejeter** à l'entrée table$[\mathcal{I}, \$]$ pour tout terminal a
- Pour tout autre item complet $X \to \alpha\bullet$ de $\mathcal{I}$,
  ajouter l'action **réduire** $X \to \alpha$ aux entrées table$[\mathcal{I}, a]$ pour tout a terminal ou marqueur de fin de mot

Construction de la table d'analyse $LR(0)$

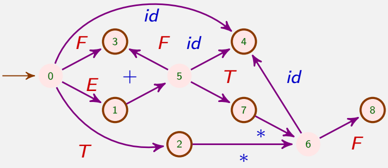
$$\begin{cases} Z & \rightarrow & E\ eof \\ E & \rightarrow & E + T \mid T \\ T & \rightarrow & id \end{cases}$$



	$\$$	*eof*	$+$	*id*	E	T	F
0				**d** 4	2	3	1
1	**accepter**	**rejeter**	**rejeter**	**rejeter**			
2		**d** 6	**d** 5				
3	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$			
4	**r** $T \rightarrow id$	**r** $T \rightarrow id$	**r** $T \rightarrow id$	**r** $T \rightarrow id$			
5				**d** 4		7	
6	**r** $Z \rightarrow E\ eof$	**r** $Z \rightarrow E\ eof$	**r** $Z \rightarrow E\ eof$	**r** $Z \rightarrow E\ eof$			
7	**r** $E \rightarrow E + T$	**r** $E \rightarrow E + T$	**r** $E \rightarrow E + T$	**r** $E \rightarrow E + T$			

La table d'analyse $LR(0)$

$$\begin{cases} \text{init} & \to & E \\ E & \to & E + T \mid T \\ T & \to & T * F \mid F \\ F & \to & id \end{cases}$$



	\$	$+$	$*$	id	E	T	F
0				**d** 4	1	2	3
1	**accepter**	**rejeter** **d** 5	**rejeter**	**rejeter**			
2	**r** $E \to T$	**r** $E \to T$	**r** $E \to T$ **d** 6	**r** $E \to T$			
3	**r** $T \to F$	**r** $T \to F$	**r** $T \to F$	**r** $T \to F$			
4	**r** $F \to id$	**r** $F \to id$	**r** $F \to id$	**r** $F \to id$			
5				**d** 4		7	3
6				**d** 4			8
7	**r** $E \to E + T$	**r** $E \to E + T$	**r** $E \to E + T$ **d** 6	**r** $E \to E + T$			
8	**r** $T \to T * F$	**r** $T \to T * F$	**r** $T \to T * F$	**r** $T \to T * F$			

Grammaire $LR(0)$

Définition

Une grammaire est $LR(0)$ s'il existe au plus une action par entrée dans la table $LR(0)$.

Une grammaire ne sera pas $LR(0)$ si l'on a :

- soit un **conflit décaler/réduire**
  un état de l'AFD caractéristique contient conjointement
  un item non complet $X \to \alpha \bullet a\beta$ où a est un terminal
  et un item complet $Y \to \gamma\bullet$
- soit un **conflit réduire/réduire**
  un état de l'AFD caractéristique contient deux items complets
  $X \to \alpha\bullet$ et $Y \to \beta\bullet$

pas de conflit décaler/décaler possible, l'automate est déterministe

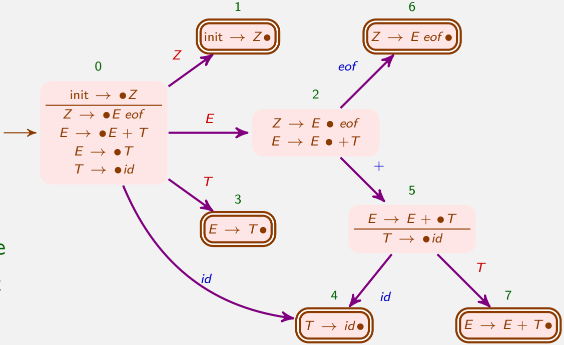
Grammaire $LR(0)$

La grammaire

$$\begin{cases} Z & \rightarrow & E\ eof \\ E & \rightarrow & E + T \mid T \\ T & \rightarrow & id \end{cases}$$

est $LR(0)$.

Les états de son automate caractéristique n'induisent pas de conflit.



	\$	*eof*	+	*id*	*E*	*T*	*F*
0				**d** 4	2	3	1
1	**accepter**	**rejeter**	**rejeter**	**rejeter**			
2		**d** 6	**d** 5				
3	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$			
4	**r** $T \rightarrow id$	**r** $T \rightarrow id$	**r** $T \rightarrow id$	**r** $T \rightarrow id$			
5				**d** 4		7	
6	**r** $Z \rightarrow E\ eof$	**r** $Z \rightarrow E\ eof$	**r** $Z \rightarrow E\ eof$	**r** $Z \rightarrow E\ eof$			
7	**r** $E \rightarrow E + T$	**r** $E \rightarrow E + T$	**r** $E \rightarrow E + T$	**r** $E \rightarrow E + T$			

L'analyse est alors déterministe car une action au plus est possible à chaque étape.

Grammaire $LR(0)$

La grammaire $\left\{\begin{array}{lcl} E & \rightarrow & E+T \mid T \\ T & \rightarrow & T*F \mid F \\ F & \rightarrow & id \end{array}\right.$ n'est pas $LR(0)$

Trois états engendrent des conflits du type décaler/réduire.

$\text{init} \rightarrow E\bullet$ $E \rightarrow E \bullet +T$	$E \rightarrow T\bullet$ $T \rightarrow T \bullet *F$	$E \rightarrow E+T\bullet$ $T \rightarrow T \bullet *F$

	\$	$+$	$*$	id	E	T	F
0				**d** 4	1	2	3
1	**accepter**	**rejeter** **d** 5	**rejeter**	**rejeter**			
2	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$	**r** $E \rightarrow T$ **d** 6	**r** $E \rightarrow T$			
3	**r** $T \rightarrow F$	**r** $T \rightarrow F$	**r** $T \rightarrow F$	**r** $T \rightarrow F$			
4	**r** $F \rightarrow id$	**r** $F \rightarrow id$	**r** $F \rightarrow id$	**r** $F \rightarrow id$			
5				**d** 4		7	3
6				**d** 4			8
7	**r** $E \rightarrow E+T$	**r** $E \rightarrow E+T$	**r** $E \rightarrow E+T$ **d** 6	**r** $E \rightarrow E+T$			
8	**r** $T \rightarrow T*F$	**r** $T \rightarrow T*F$	**r** $T \rightarrow T*F$	**r** $T \rightarrow T*F$			

Analyseur $LR(0)$

Pour examiner un mot, l'analyseur $LR(0)$ utilise la table d'analyse $LR(0)$ et une pile.

Initialement la pile contient l'état initial 0.
Le mot complété du marqueur de fin $ est lu de gauche à droite.

À chaque étape on examine le symbole courant c du mot analysé et l'état q au sommet de la pile

- Si table$[q, c]$ = **décaler** r alors
  empiler c puis r, et avancer dans la lecture du mot analysé
- Si table$[q, c]$ = **réduire** $X \to \alpha$ alors
  dépiler $2|\alpha|$ symboles, étant donné r le nouvel état au sommet de la pile empiler X puis $\delta(r, X)$, et afficher $X \to \alpha$
- Si table$[q, c]$ = **accepter** alors retourner SUCCÈS
- Sinon retourner ÉCHEC

Analyseur $LR(0)$

	\$	*eof*	+	*id*	*E*	*T*	*Z*
0				**d** 4	2	3	1
1	**accepter**	**rejeter**	**rejeter**	**rejeter**			
2		**d** 6	**d** 5				
3	**r** $E \to T$	**r** $E \to T$	**r** $E \to T$	**r** $E \to T$			
4	**r** $T \to id$	**r** $T \to id$	**r** $T \to id$	**r** $T \to id$			
5				**d** 4		7	
6	**r** $Z \to E\ eof$	**r** $Z \to E\ eof$	**r** $Z \to E\ eof$	**r** $Z \to E\ eof$			
7	**r** $E \to E + T$	**r** $E \to E + T$	**r** $E \to E + T$	**r** $E \to E + T$			

Mot analysé	Pile	Action
$id + id\ eof\,\$$	0	**decaler** 4
$id\ + id\ eof\,\$$	0 *id* 4	**reduire** $T \to id$ $\quad \delta(0, T) = 3$
$id\ + id\ eof\,\$$	0 *T* 3	**reduire** $E \to T$ $\quad \delta(0, E) = 2$
$id\ + id\ eof\,\$$	0 *E* 2	**decaler** 5
$id +\ id\ eof\,\$$	0 *E* 2 + 5	**decaler** 4
$id + id\ \ eof\,\$$	0 *E* 2 + 5 *id* 4	**reduire** $T \to id$ $\quad \delta(5, T) = 7$
$id + id\ \ eof\,\$$	0 *E* 2 + 5 *T* 7	**reduire** $E \to E + T$ $\quad \delta(0, T) = 2$
$id + id\ \ eof\,\$$	0 *E* 2	**decaler** 6
$id + id\ eof\ \$$	0 *E* 2 *eof* 6	**reduire** $Z \to E\ eof$ $\quad \delta(0, Z) = 1$
$id + id\ eof\ \$$	0 *Z* 1	**accepter**

Analyseur $LR(0)$

Complexité de l'analyse $LR(0)$ $\equiv$ coût de la construction de l'arbre

- Le nombre de décalages (qui égale le nombre de feuilles) correspond à la taille n du mot d'entrée
- Le nombre de réductions (qui égale le nombre de nœuds internes)
  - le nombre de nœuds internes de degré au moins 2 est au plus n le nombre de feuilles
  - le nombre de nœuds internes de degré 1 est au plus Cn avec C une constante indépendante de n

Coût de la construction : linéaire en n, la taille du mot d'entrée

Grammaire *SLR*

On parle d'analyse *SLR* lorsque les ensembles Suivant sont pris en compte pour déterminer si une action réduire est possible ou non.
Une grammaire est alors dite *SLR* lorsque tous les conflits peuvent être tranchés par l'examen des ensembles Suivant.

$$\left\{\begin{array}{lcl} E & \rightarrow & E + T \mid T \\ T & \rightarrow & T * F \mid F \qquad \text{n'est pas } LR(0) \\ F & \rightarrow & id \end{array}\right.$$

car trois états engendrent des conflits du type décaler/réduire.

$$\boxed{\begin{array}{c} \text{init} \rightarrow E \bullet \\ E \rightarrow E \bullet + T \end{array}} \qquad \boxed{\begin{array}{c} E \rightarrow T \bullet \\ T \rightarrow T \bullet * F \end{array}} \qquad \boxed{\begin{array}{c} E \rightarrow E + T \bullet \\ T \rightarrow T \bullet * F \end{array}}$$

En fait, ces conflits peuvent être réglés car $+$ n'est pas un suivant de *init* et $*$ n'est pas un suivant de E

	Suivant		
init	\$		
E	\$	$+$	
T	\$	$+$	$*$
F	\$	$+$	$*$

L'action réduire par une règle $X \rightarrow \alpha$ n'est envisagée que si le prochain symbole d'entrée est dans **Suivant**(X).

Construction de la table d'analyse *SLR*

Même chose que pour $LR(0)$ mais avec raffinement pour les actions réduire.
La table a en ligne les états de l'automate et en colonne le marqueur \$, les terminaux et variables de la grammaire.

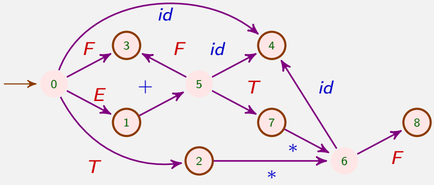
Pour chaque état $\mathcal{I}$ de l'automate :

- pour chaque transition $\mathcal{I} \xrightarrow{a} \mathcal{J}$ étiquetée par un terminal a ajouter l'action **décaler** $\mathcal{J}$ à l'entrée table$[\mathcal{I}, a]$
- pour chaque transition $\mathcal{I} \xrightarrow{X} \mathcal{J}$ étiquetée par une variable X, enregistrer $\mathcal{J}$ à l'entrée table$[\mathcal{I}, X]$

Pour chaque état d'acceptation $\mathcal{I}$ de l'automate :

- Si $\mathcal{I}$ contient l'item complet init $\rightarrow S\bullet$
  ajouter l'action accepter à l'entrée table$[\mathcal{I}, \$]$
- Pour tout autre item complet $X \rightarrow \alpha\bullet$ de $\mathcal{I}$,
  ajouter l'action réduire $X \rightarrow \alpha$ **aux entrées table**$[\mathcal{I}, a]$ **pour tout terminal** a **dans Suivant(**X**)**

La table d'analyse *SLR*



	Suivant		
init	\$		
E	\$	$+$	
T	\$	$+$	$*$
F	\$	$+$	$*$

	\$	$+$	$*$	id	E	T	F
0				**d** 4	1	2	3
1	**accepter**	**d** 5					
2	**r** $E \to T$	**r** $E \to T$	**d** 6				
3	**r** $T \to F$	**r** $T \to F$	**r** $T \to F$				
4	**r** $F \to id$	**r** $F \to id$	**r** $F \to id$				
5				**d** 4		7	3
6				**d** 4			8
7	**r** $E \to E + T$	**r** $E \to E + T$	**d** 6				
8	**r** $T \to T * F$	**r** $T \to T * F$	**r** $T \to T * F$				

Analyseur *SLR*

L'analyseur *SLR* fonctionne comme l'analyseur *LR*(0).

	$\$$	$+$	$*$	*id*	E	T	F
0				**d** 4	1	2	3
1	**acc**	**d** 5					
2	**r** 2	**r** 2	**d** 6				
3	**r** 4	**r** 4	**r** 4				
4	**r** 5	**r** 5	**r** 5				
5				**d** 4		7	3
6				**d** 4			8
7	**r** 1	**r** 1	**d** 6				
8	**r** 3	**r** 3	**r** 4				

1	E	$\rightarrow$	$E + T$
2	E	$\rightarrow$	T
3	T	$\rightarrow$	$T * F$
4	T	$\rightarrow$	F
5	F	$\rightarrow$	id

Mot analysé	Pile	Action
$id + id * id\$$	0	**decaler** 4
$id\ +id * id\$$	0 id 4	**reduire** $F \rightarrow id \quad \delta(0, F) = 3$
$id\ +id * id\$$	0 F 3	**reduire** $T \rightarrow F \quad \delta(0, T) = 2$
$id\ +id * id\$$	0 T 2	**reduire** $E \rightarrow T \quad \delta(0, E) = 1$
$id\ +id * id\$$	0 E 1	**decaler** 5
$id+\ id * id\$$	0 E 1 $+$ 5	**decaler** 4

Analyseur *SLR*

$\vdots$	$\vdots$	$\vdots$
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ id\ 4$	**reduire** $F \rightarrow id$ $\quad \delta(5, F) = 3$
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ F\ 3$	**reduire** $T \rightarrow F$ $\quad \delta(5, T) = 7$
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ T\ 7$	**decaler** 6
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ T\ 7 * 6$	**decaler** 4
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ T\ 7 * 6\ id\ 4$	**reduire** $F \rightarrow id$ $\quad \delta(6, F) = 8$
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ T\ 7 * 6\ F\ 8$	**reduire** $T \rightarrow T * F$ $\quad \delta(5, T) = 7$
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1 + 5\ T\ 7$	**reduire** $E \rightarrow E + T$ $\quad \delta(0, E) = 1$
$id + id * id\$$	$0\ E\ 1$	SUCCES

	\$	+	*	*id*	*E*	*T*	*F*
0				**d** 4	1	2	3
1	**acc**	**d** 5					
2	**r** 2	**r** 2	**d** 6				
3	**r** 4	**r** 4	**r** 4				
4	**r** 5	**r** 5	**r** 5				
5				**d** 4		7	3
6				**d** 4			8
7	**r** 1	**r** 1	**d** 6				
8	**r** 3	**r** 3	**r** 4				

1 $E \rightarrow E + T$
2 $E \rightarrow T$
3 $T \rightarrow T * F$
4 $T \rightarrow F$
5 $F \rightarrow id$

Analyse $LR(1)$

Une méthode qui définit plus finement qu'avec les ensembles Suivant, les lettres pouvant suivre une variable pendant la construction.

On redéfinit l'AFN caractéristique pour l'analyse $LR(1)$

Les états sont maintenant des items $LR(1)$ de la forme

$[A \to \alpha \bullet \beta, a]$ où $A \to \alpha\beta$ une règle de la grammaire et a un terminal.

ce qui a déjà été analysé • ce qu'on attend , a terminal qui peut suivre A

L'état initial est celui qui contient $[\text{init} \to S\bullet, \$]$

Les états d'acceptation sont ceux avec des items $[Y \to \delta\bullet, c]$

Les transitions sont définies ainsi

$$[X \to \alpha \bullet a\beta, b] \xrightarrow{a} [X \to \alpha a \bullet \beta, b]$$
$$[X \to \alpha \bullet Y\beta, b] \xrightarrow{Y} [X \to \alpha Y \bullet \beta, b]$$
$$[X \to \alpha \bullet Y\beta, b] \xrightarrow{\varepsilon} [Y \to \bullet\delta, c]$$

pour toute production $Y \to \delta$ et **tout c dans Premier(βb)**

Analyse $LR(1)$

On déterminise ensuite l'AFN.

La construction de la table d'analyse $LR(1)$ est similaire à celle de la table SLR sauf pour les réductions.

> *On ajoute l'action* **réduire** $X \to \alpha$ *à l'entrée table*$[\mathcal{I}, a]$ *uniquement si* $\mathcal{I}$ *contient l'item* $[X \to \alpha\bullet, a]$.

La grammaire est $LR(1)$ si sa table est sans conflit. L'analyse est alors déterministe.

L'analyse $LR(1)$ est plus puissante que les analyses SLR et $LL(1)$.

L'inconvénient est qu'on se retrouve avec un très grand nombre d'états.
$\rightsquigarrow$ Compromis : analyse $LALR$ ...

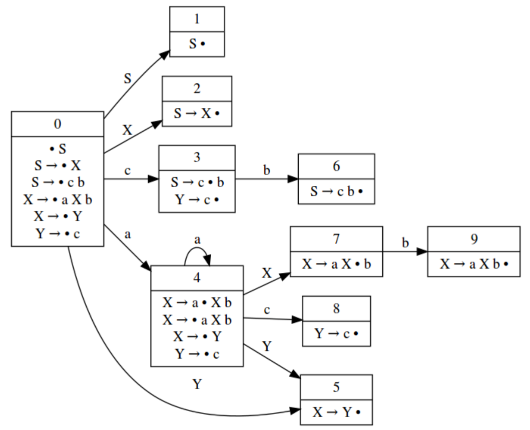
La grammaire

$$\left\{ \begin{array}{lcl} S & \rightarrow & X \mid cb \\ X & \rightarrow & aXb \mid Y \\ Y & \rightarrow & c \end{array} \right.$$

n'est pas SLR.

L'automate caractéristique des items $LR(0)$ donné par *Grammophone* présente un conflit décaler/réduire dans l'état 3.

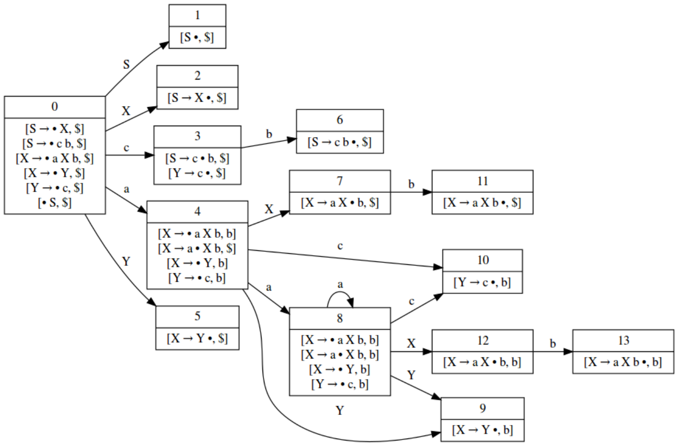
Ce conflit ne peut être tranché avec une analyse SLR car b appartient à Suivant(Y).



		...	b	...
...				
3			**decaler** 6 **reduire** $Y \rightarrow c$	

Analyse $LR(1)$

La grammaire $\begin{cases} S & \rightarrow & X \mid cb \\ X & \rightarrow & aXb \mid Y \\ Y & \rightarrow & c \end{cases}$ est $LR(1)$.



L'automate caractéristique des items $LR(1)$ ne présente pas de conflit.

Analyse $LR(1)$

La table d'analyse $LR(1)$ construite avec *Grammophone* a au plus une action par entrée.

State	c	b	a	$	S	X	Y
0	shift(3)		shift(4)		1	2	5
1				accept			
2				reduce($S \to X$)			
3		shift(6)		reduce($Y \to$ c)			
4	shift(10)		shift(8)			7	9
5				reduce($X \to Y$)			
6				reduce($S \to$ c b)			
7		shift(11)					
8	shift(10)		shift(8)			12	9
9		reduce($X \to Y$)					
10		reduce($Y \to$ c)					
11				reduce($X \to$ a X b)			
12		shift(13)					
13		reduce($X \to$ a X b)					

Analyse LR et ambiguïté

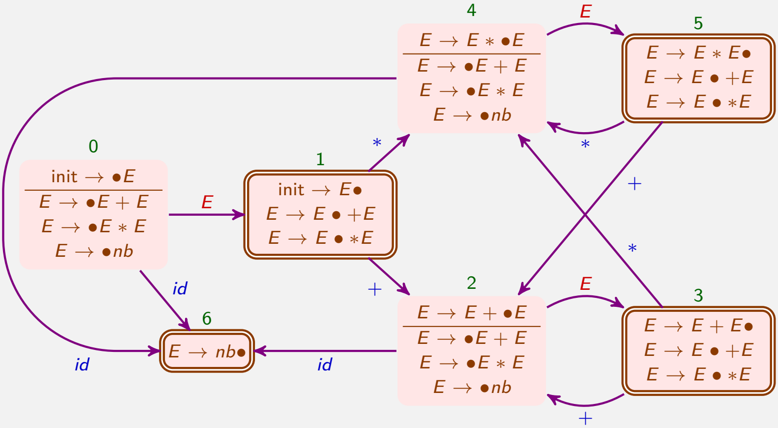
La grammaire $E \to E + E \mid E * E \mid nb$ est ambiguë.
Ce n'est donc pas une grammaire LR.

Cependant, on peut supprimer les conflits décaler/réduire en forçant l'application des règles de priorité et d'associativité des opérateurs.

Pour un conflit $\left|\begin{array}{ll} \textbf{décaler} & B \to Z \bullet op1\ T \\ \textbf{réduire} & A \to X\ op2\ Y \bullet \end{array}\right.$

- si $op1$ est prioritaire sur $op2$
  on choisit l'action **décaler** $B \to Z \bullet op1\ T$
- si $op2$ est prioritaire sur $op1$
  on choisit l'action **réduire** $A \to X\ op2\ Y \bullet$
- si $op1$ et $op2$ ont même priorité
  - privilégier l'associativité gauche
    $\leadsto$ choisir l'action **réduire** $A \to X\ op2\ Y \bullet$
  - privilégier l'associativité droite
    $\leadsto$ choisir l'action **décaler** $B \to Z \bullet op1\ T$

L'automate caractéristique



L'état 1 induit deux conflits décaler/réduire qui se résolvent en inspectant la table des Suivant.

L'état 3 induit deux conflits décaler/réduire sur $+$ et $*$.

L'état 5 induit deux conflits décaler/réduire sur $+$ et $*$.

Supprimer les conflits

	$\$$	$+$	$*$	*nb*	E
0				**d** 6	1
1	**accepter**	**d** 2	**d** 4		
2				**d** 6	3
3	**r** $E \to E + E$	**r** $E \to E + E$ **d** 2	**r** $E \to E + E$ **d** 4		
4				**d** 6	5
5	**r** $E \to E * E$	**r** $E \to E * E$ **d** 2	**r** $E \to E * E$ **d** 4		
6	**r** $E \to nb$	**r** $E \to nb$	**r** $E \to nb$		

Lever les conflits et rendre l'analyse déterministe en appliquant les règles usuelles de priorité et d'associativité :

- **priorité de la multiplication sur l'addition**
- **associativité gauche de l'addition**
- **associativité gauche de la multiplication**