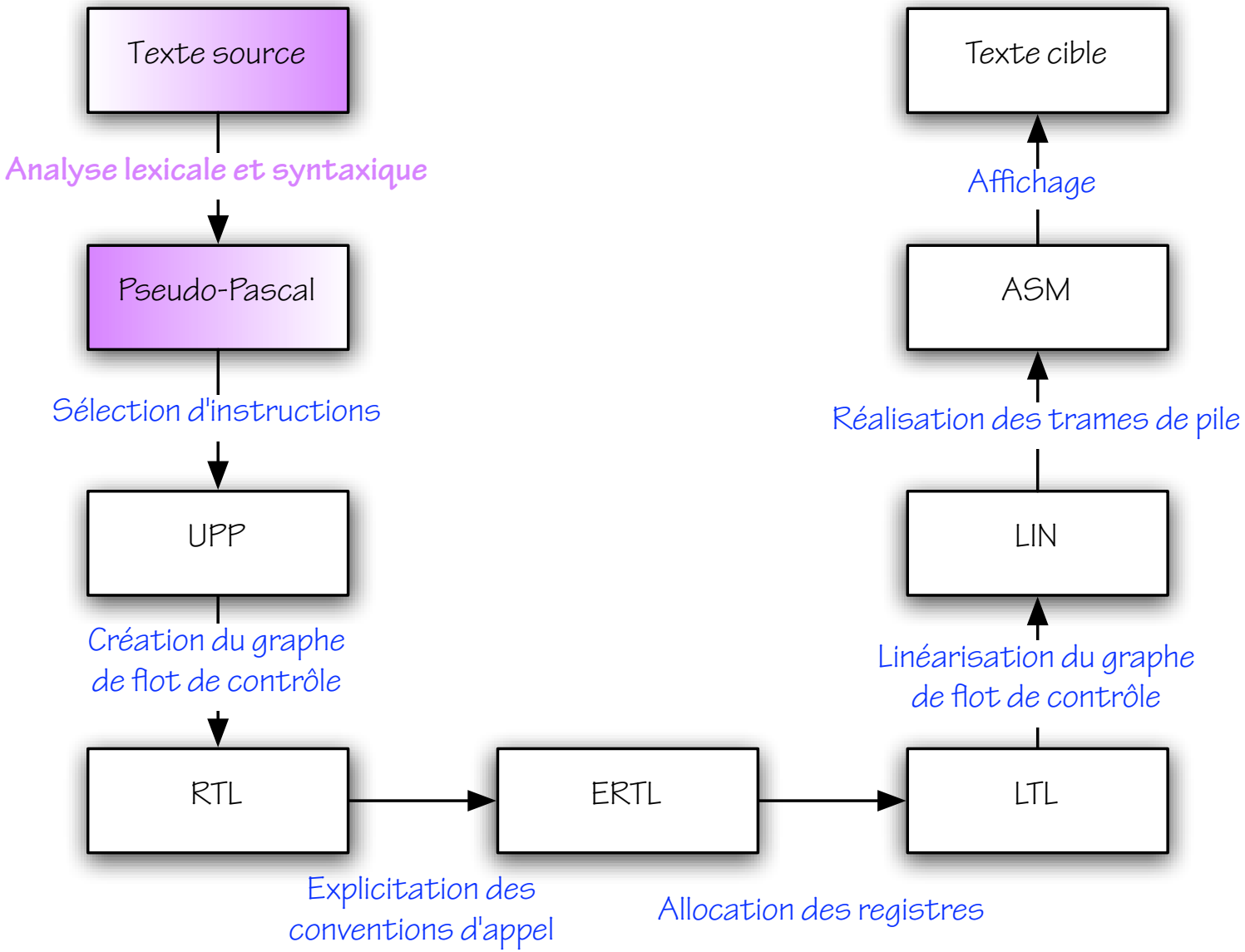
Compilation (INF 553)

Analyse syntaxique

François Pottier

30 janvier 2008


Texte source
Analyse lexicale et syntaxique
Pseudo-Pascal
Sélection d'instructions
UPP
Création du graphe de flot de contrôle
RTL
Explicitation des conventions d'appel
ERTL
Allocation des registres
LTL
Linéarisation du graphe de flot de contrôle
LIN
Réalisation des trames de pile
ASM
Affichage
Texte cible

Analyses lexicale et syntaxique

Analyse lexicale et analyse syntaxique

L'analyse lexicale (le *« lexer »* ou *« scanner »*) transforme une suite de caractères en une suite d'entités de plus haut niveau appelées *lexèmes* (*« tokens »*).

L'analyse syntaxique ou *analyse grammaticale* (le *« parser »*) transforme une suite de lexèmes en un arbre de syntaxe abstraite.

Pourquoi séparer ces deux phases ?

Un analyseur lexical est typiquement spécifié à l'aide *d'expressions régulières* (outils : *lex*, *ocamllex*), tandis qu'un analyseur syntaxique est typiquement spécifié à l'aide d'une *grammaire non contextuelle* (« context-free ») appartenant à une *classe* particulière : LL(1) (*JavaCC*), LALR(1) (*yacc*, *bison*, *ocamlyacc*), LR(1) (*Menhir*), etc.

Il existe toutefois des formalismes et outils permettant de combiner ces deux aspects en une seule spécification (*SDF2*). On parle alors de *« scannerless parsing »*.

Pipelining

Bien que conceptuellement séparées, analyses lexicale et syntaxique sont habituellement « *pipelinées* ». L'analyseur lexical fournit chaque lexème *sur demande* de l'analyseur syntaxique, ce qui évite de construire en mémoire l'intégralité de la suite de lexèmes.

Les deux analyses sont donc exécutées de façon *entremêlée*.

Note

L'analyse lexicale pour Pseudo-Pascal est sans grande difficulté. *Je n'en parlerai pas* afin de consacrer notre temps à des aspects plus intéressants du compilateur.

Le chapitre 4 du poly de Luc Maranget y est consacré.

Voir également le chapitre 2 du livre d'Appel.

Grammaires algébriques

Une *grammaire algébrique* ou *non contextuelle* est donnée par un quadruplet (Σ, V, S, P), où :

- Σ est l'alphabet des *symboles terminaux*, notés a, b, etc. Les symboles terminaux sont typiquement les lexèmes produits par l'analyseur syntaxique.
- V est un ensemble de *symboles non-terminaux*, notés A, B, etc.
- $S \in V$ est le *symbole de départ*.
- P est un ensemble de *productions* de la forme $A \longrightarrow w$, où w dénote un *mot* sur l'alphabet $\Sigma \cup V$.

Exemple de grammaire algébrique

Soient :

- $\Sigma = \{\textbf{int}, \textbf{(}, \textbf{)}, \textbf{+}, \textbf{-}, \textbf{*}, \textbf{/}\}$.
- $V = \{E\}$.
- $S = E$.
- L'ensemble P des productions est :

$$
\begin{array}{lcl}
E & \longrightarrow & E \,\textbf{+}\, E \\
E & \longrightarrow & E \,\textbf{-}\, E \\
E & \longrightarrow & E \,\textbf{*}\, E \\
E & \longrightarrow & E \,\textbf{/}\, E \\
E & \longrightarrow & \textbf{(}\, E \,\textbf{)} \\
E & \longrightarrow & \textbf{int}
\end{array}
$$

Langage engendré par une grammaire

Une grammaire G définit un *langage* $L(G)$ sur l'alphabet Σ, dont les éléments sont les mots *engendrés par dérivation* à partir du symbole de départ S.

On pose

$$uAv \longrightarrow uwv \qquad \text{si } A \longrightarrow w \in P$$

Le langage $L(G)$ est alors défini par

$$L(G) = \{w \in \Sigma^\star \mid S \longrightarrow^\star w\}$$

Exemples de dérivations

Voici trois dérivations menant au mot **int + int * int**.

$$\underline{E} \longrightarrow E + \underline{E} \longrightarrow \underline{E} + E * E \longrightarrow \texttt{int} + \underline{E} * E \longrightarrow \texttt{int} + \texttt{int} * \underline{E} \longrightarrow \texttt{int} + \texttt{int} * \texttt{int}$$

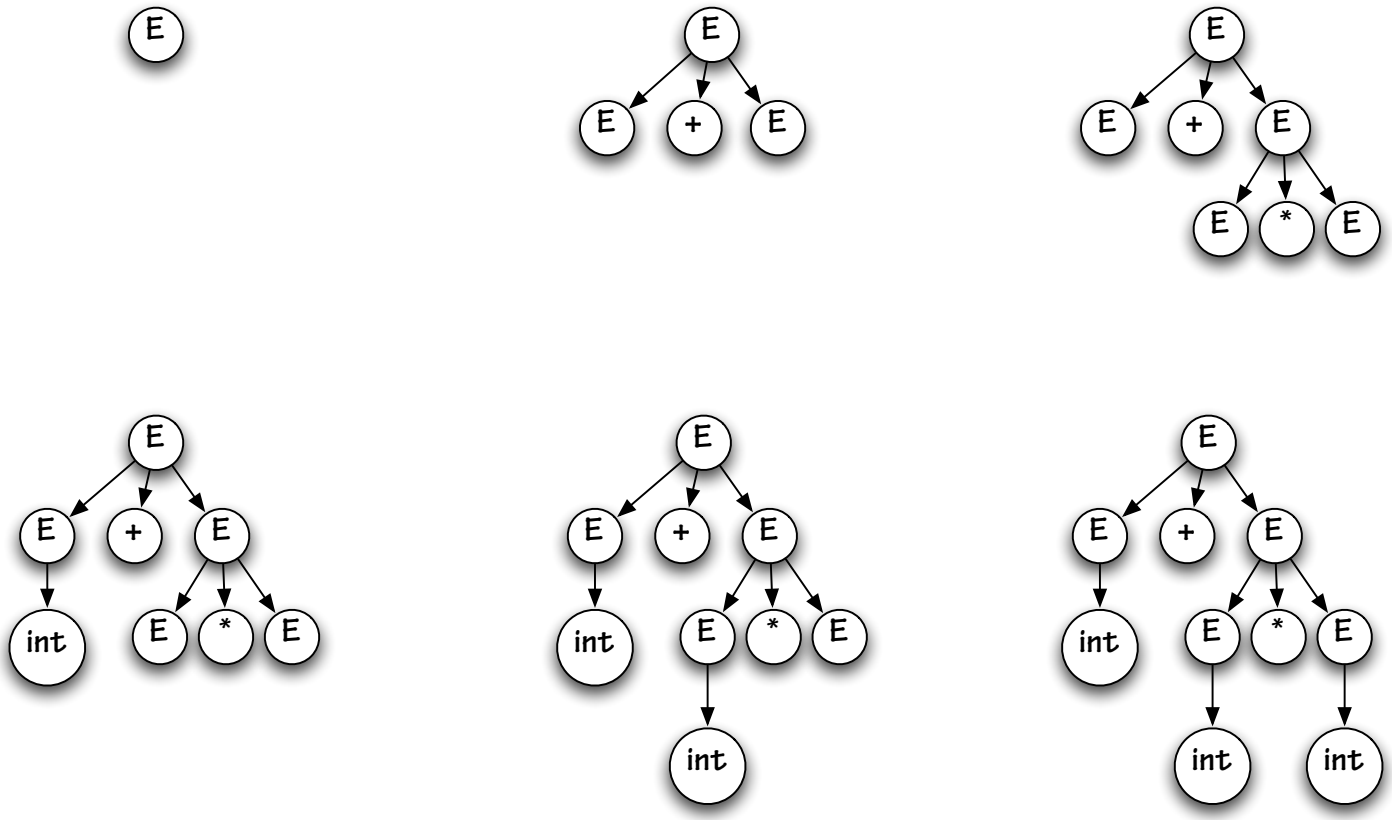
$$\underline{E} \longrightarrow \underline{E} * E \longrightarrow \underline{E} + E * E \longrightarrow \texttt{int} + \underline{E} * E \longrightarrow \texttt{int} + \texttt{int} * \underline{E} \longrightarrow \texttt{int} + \texttt{int} * \texttt{int}$$

$$\underline{E} \longrightarrow \underline{E} + E \longrightarrow \texttt{int} + \underline{E} \longrightarrow \texttt{int} + \underline{E} * E \longrightarrow \texttt{int} + \texttt{int} * \underline{E} \longrightarrow \texttt{int} + \texttt{int} * \texttt{int}$$

Lesquelles sont « équivalentes » et pourquoi ?

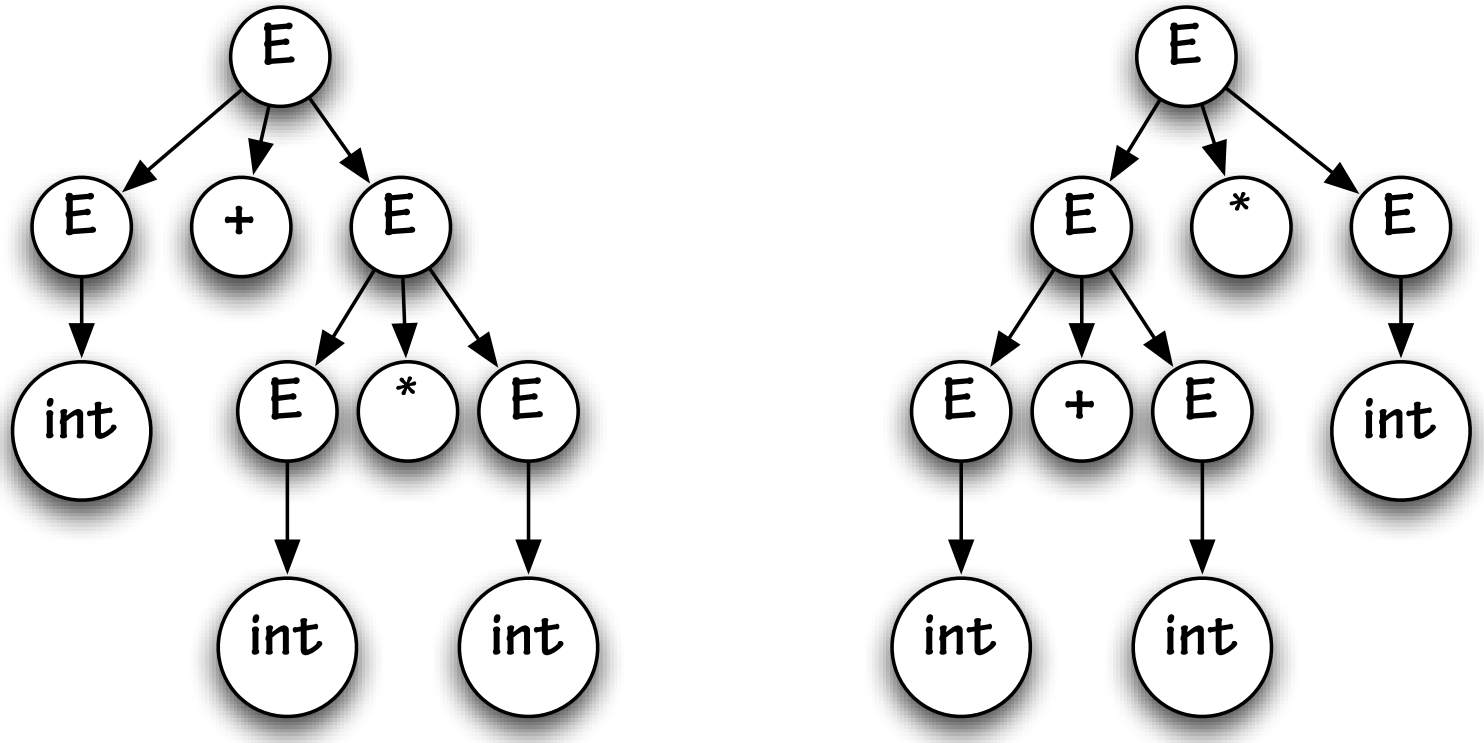
Arbres de dérivation

On peut préférer parler de dérivation en termes *d'arbres* et non en termes de mots. Par exemple :



Arbres de dérivation

Il existe deux arbres de dérivation pour le mot **int + int * int** :



Ambiguïté

L'existence de plus d'un arbre de dérivation pour un même mot signifie que la grammaire est *ambiguë*.

Quelles sont, pour cette grammaire des expressions arithmétiques, les sources d'ambiguïté ?

Pourquoi éviter l'ambiguïté

L'ambiguïté est clairement nuisible d'un point de vue *sémantique*. De plus, un analyseur syntaxique déterministe sera plus *efficace*. On souhaite donc en général *interdire* les grammaires ambiguës.

La question de savoir si une grammaire algébrique donnée est ou non ambiguë étant *indécidable*, on s'intéressera souvent à des classes décidables plus restreintes : LL(1), LR(1), etc.

Comment éviter l'ambiguïté : exemple

Dans le cas de la grammaire des expressions arithmétiques, on peut éviter l'ambiguïté en modifiant la grammaire. On se donne trois non-terminaux E, T, F, pour *expressions*, *termes* et *facteurs* :

$$
\begin{array}{lcl@{\qquad}lcl}
E & \longrightarrow & E \texttt{ + } T & T & \longrightarrow & T \texttt{ / } F \\
E & \longrightarrow & E \texttt{ - } T & T & \longrightarrow & F \\
E & \longrightarrow & T & F & \longrightarrow & \texttt{(} E \texttt{)} \\
T & \longrightarrow & T \texttt{ * } F & F & \longrightarrow & \textbf{int}
\end{array}
$$

Le mot **int + int * int** n'admet qu'un seul arbre de dérivation.

Cette décomposition en niveaux, qui permet de refléter règles de *priorité* et *d'associativité*, est une technique classique.

Remarque

Cette nouvelle grammaire est *non ambiguë*. Elle appartient en fait à la classe LR(1).

Le langage qu'elle engendre est *le même* que celui engendré par la grammaire précédente.

L'ambiguïté est donc *une propriété de la grammaire* et non du langage qu'elle engendre.

Principe

L'analyse LL(1), dite également *récursive descendante*, consiste à *transcrire* la grammaire de façon quasi littérale en un programme d'analyse syntaxique :

- chaque non-terminal A devient une *fonction* de même nom ;
- la fonction A consulte le *premier* élément du flot de lexèmes puis décide laquelle des productions associées à A développer ;
- le développement d'une production $A \longrightarrow w$ se fait en reconnaissant successivement tous les éléments du mot w :
  - un terminal a est reconnu par extraction du flot de lexèmes ;
  - un non-terminal B est reconnu à l'aide d'un *appel récursif* à B.

Exemple

Cette approche est-elle applicable à notre grammaire ?

$$
\begin{array}{lcl@{\qquad}lcl}
E & \longrightarrow & E + T & T & \longrightarrow & T \,/\, F \\
E & \longrightarrow & E - T & T & \longrightarrow & F \\
E & \longrightarrow & T & F & \longrightarrow & (E) \\
T & \longrightarrow & T * F & F & \longrightarrow & \texttt{int}
\end{array}
$$

Peut-on la transcrire en un analyseur récursif descendant ?

Nouvelle modification

Pour contourner ce problème, *modifions* encore une fois la grammaire.

Une expression E commence nécessairement par un terme, suivi d'un reste E'. Exploitons cela :

$$
\begin{array}{lcl@{\qquad}lcl}
E & \longrightarrow & T\ E' & T & \longrightarrow & F\ T' \\
E' & \longrightarrow & \texttt{+}\ T\ E' & T' & \longrightarrow & \texttt{*}\ F\ T' \\
E' & \longrightarrow & \texttt{-}\ T\ E' & T' & \longrightarrow & \texttt{/}\ F\ T' \\
E' & \longrightarrow & \epsilon & T' & \longrightarrow & \epsilon \\
F & \longrightarrow & \textbf{int} & F & \longrightarrow & \texttt{(}\ E\ \texttt{)}
\end{array}
$$

Peut-on la transcrire en un analyseur récursif descendant ?

Construction systématique d'un analyseur LL(1)

Un analyseur LL(1) doit pouvoir *décider*, étant donnés un non-terminal A à développer et un premier lexème lu a, quelle production développer.

La règle générale est :

- Une production $A \longrightarrow w$ peut être développée si $a \in FIRST(w)$.
- Une production $A \longrightarrow w$ peut être développée si $w \longrightarrow^\star \epsilon$ et $a \in FOLLOW(A)$.

La grammaire appartient à la classe *LL(1)* si et seulement si un tel analyseur est *déterministe*, c'est-à-dire si au plus une décision est permise pour tous A et a.

Quelques définitions

L'assertion $a \in FIRST(w)$ est vraie si un mot dérivé de w peut *commencer* par le symbole a :

$$FIRST(w) = \{a \in \Sigma \mid \exists v \quad w \longrightarrow^\star av\}$$

L'assertion $a \in FOLLOW(A)$ est vraie si un mot dérivé de A peut *être suivi* du symbole a :

$$FOLLOW(A) = \{a \in \Sigma \mid \exists u, v \quad S \longrightarrow^\star uAav\}$$

Ces ensembles sont calculables en temps polynomial à l'aide d'un algorithme itératif.

Calcul itératif des ensembles FIRST

On démontre facilement que la famille des ensembles FIRST est la *plus petite solution* du système d'inéquations ensemblistes suivant :

$$
\begin{array}{rcll}
\mathit{FIRST}(a) & \supseteq & \{a\} & \\
\mathit{FIRST}(A) & \supseteq & \mathit{FIRST}(w) & \text{si } (A \longrightarrow w) \in P \\
\mathit{FIRST}(\epsilon) & \supseteq & \emptyset & \\
\mathit{FIRST}(sw) & \supseteq & \mathit{FIRST}(s) \cup \mathit{FIRST}(w) & \text{si } \mathit{NULLABLE}(s) \\
 & & \mathit{FIRST}(s) & \text{sinon}
\end{array}
$$

Calcul itératif des ensembles FIRST

La famille des ensembles NULLABLE est, de même, la plus petite solution du système d'inéquations booléennes suivant :

$$
\begin{array}{rcll}
\mathit{NULLABLE}(a) & \geq & \text{faux} & \\
\mathit{NULLABLE}(A) & \geq & \mathit{NULLABLE}(w) & \text{si } (A \longrightarrow w) \in P \\
\mathit{NULLABLE}(\epsilon) & \geq & \text{vrai} & \\
\mathit{NULLABLE}(sw) & \geq & \mathit{NULLABLE}(s) \wedge \mathit{NULLABLE}(w) &
\end{array}
$$

On notera que, pour cette solution minimale, $\mathit{NULLABLE}(w)$ est vrai si et seulement si $w \longrightarrow^\star \epsilon$.

Calcul itératif des ensembles FIRST

Ces plus petites solutions se calculent par approximations inférieures successives, que l'on fait croître jusqu'à atteindre un point fixe.

L'existence et l'unicité d'une plus petite solution sont garanties par le fait que ces systèmes d'inéquations sont *monotones :* ils peuvent être mis sous la forme $X \supseteq F(X)$, où F est une fonction monotone.

Nous reviendrons sur de tels systèmes d'inéquations lors de l'analyse de durée de vie (bloc 7).

Retour à notre exemple

La dernière version de notre grammaire *appartient* à la classe LL(1) :

$$
\begin{array}{lcl@{\qquad}lcl}
E & \longrightarrow & T\ E' & T & \longrightarrow & F\ T' \\
E' & \longrightarrow & \texttt{+}\ T\ E' & T' & \longrightarrow & \texttt{*}\ F\ T' \\
E' & \longrightarrow & \texttt{-}\ T\ E' & T' & \longrightarrow & \texttt{/}\ F\ T' \\
E' & \longrightarrow & \epsilon & T' & \longrightarrow & \epsilon \\
F & \longrightarrow & \texttt{int} & F & \longrightarrow & \texttt{(}\ E\ \texttt{)}
\end{array}
$$

Les ensembles

$$\mathit{FIRST}(\texttt{*}\ F\ T') = \{\texttt{*}\} \qquad \mathit{FIRST}(\texttt{/}\ F\ T') = \{\texttt{/}\} \qquad \mathit{FOLLOW}(T') = \{\texttt{)}, \texttt{+}, \texttt{-}\}$$

sont deux à deux *disjoints*, ce qui justifie qu'un seul développement de T' est possible si un lexème de prévision est connu.

Pourquoi LL(1)?

En résumé, l'approche LL(1) :

- est conceptuellement *simple* : on pourrait presque transcrire manuellement une grammaire LL(1) en un analyseur.
- mais nécessite des *transformations* si la grammaire initiale présente des facteurs à gauche ou une récursivité à gauche.

JavaCC est basé sur cette technique (avec des extensions).

Principe

L'approche LR est fondée sur les *automates finis à pile.*

On modélise d'abord l'analyse grammaticale par un automate fini à pile *non déterministe*, dont la construction est simple.

Ensuite, on tente de construire un automate *déterministe* équivalent, donc capable d'explorer « en parallèle » différents choix, et ce même si la grammaire présente des facteurs à gauche ou une récursivité à gauche.

Principe

Si l'automate obtenu est *effectivement* déterministe, alors la grammaire appartient à la classe LR(k), où k est le nombre de lexèmes de prévision utilisés pour la construction de l'automate.

Dans ce qui suit, j'illustre la construction pour k=0, puis évoque brièvement le cas k=1.

Construction LR(0)

Un *automate fini* est un graphe constitué d'un ensemble fini de sommets appelés *états* et d'arêtes étiquetées appelées *transitions*.

Pour la construction LR(0), les *états* sont étiquetés de l'une des deux façons suivantes :

- $\bullet A$, « je m'apprête à reconnaître un mot dérivé de A » ;
- $A \longrightarrow u \bullet v$, « j'ai reconnu un mot dérivé de u, il me reste à reconnaître un mot dérivé de v pour pouvoir affirmer avoir reconnu un mot dérivé de A ».

Les *transitions* sont étiquetées par des *symboles* (terminaux ou non) ou bien par ϵ.

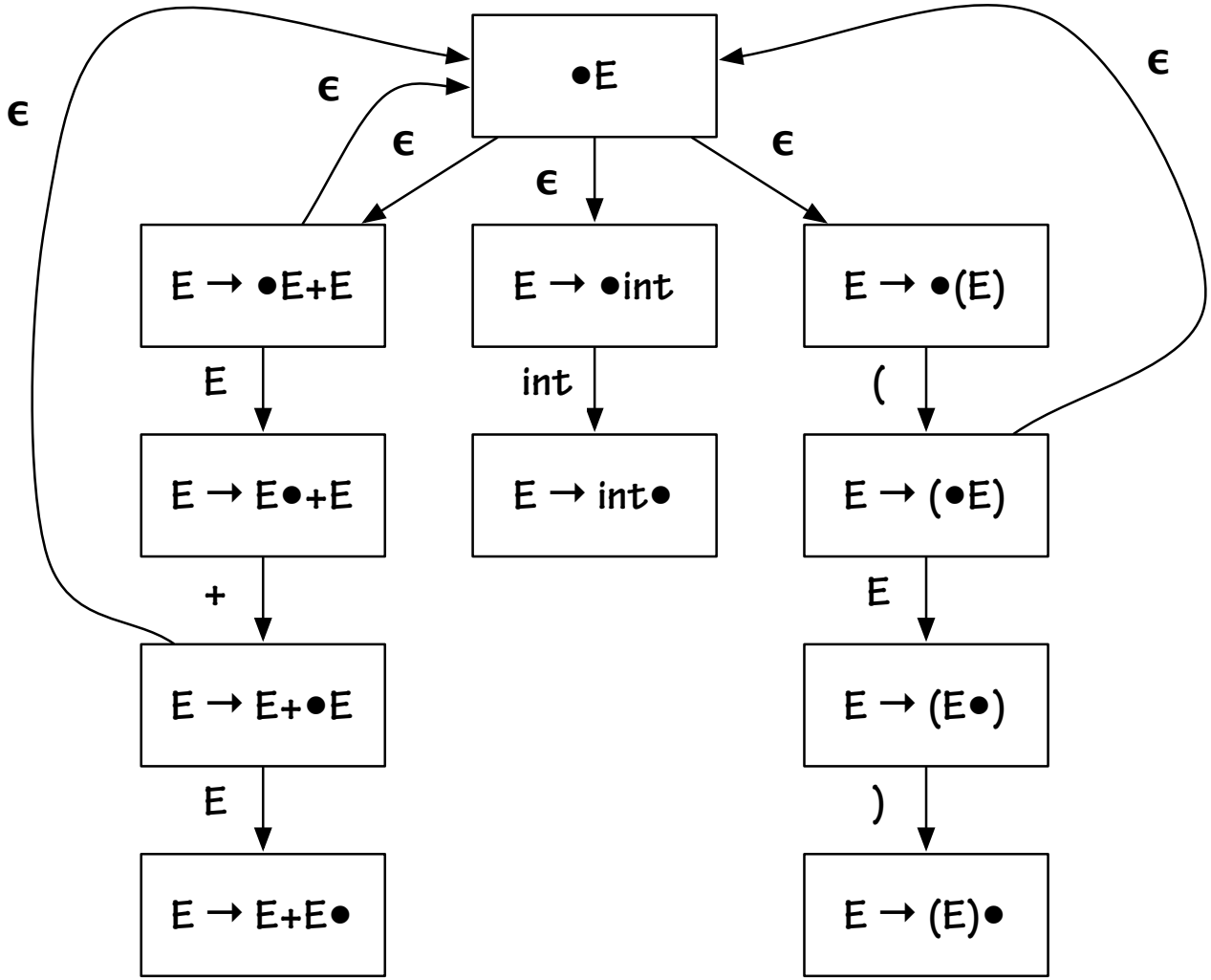
Exemple

Illustrons la construction LR(0) pour cette grammaire simplifiée :

$$
\begin{array}{lcl}
E & \longrightarrow & E + E \\
E & \longrightarrow & (\ E\ ) \\
E & \longrightarrow & \textbf{int}
\end{array}
$$

Puisque cette grammaire est *ambiguë*, la construction ne mènera *certainement pas* à un automate déterministe... Nous verrons apparaître un *conflit*.

Automate LR(0) non déterministe



Interprétation de l'automate

L'automate maintient à tout instant une *pile d'états*, dont le sommet constitue *l'état courant*, ainsi qu'un *flux de lexèmes*.

L'automate peut effectuer des actions de deux natures :

- *décaler* : si le lexème de tête est a, l'automate peut retirer a du flux et empiler un nouvel état s' accessible à partir de l'état courant s à travers un chemin étiqueté $\epsilon^\star a$.
- *réduire* : si l'état courant s est étiqueté $A \longrightarrow w\bullet$, l'automate peut dépiler $|w|$ éléments, ce qui découvre un état antérieur s_0, puis empiler un nouvel état s' accessible à partir de s_0 à travers un chemin étiqueté $\epsilon^\star A$.

Exemple d'exécution

Voici comment l'automate peut analyser le mot **int + int + int** :

action	**pile**	**flux**
	$(\bullet E)$	**int + int + int**
décaler **int**	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow \textbf{int}\bullet)$	**+ int +int**
réduire	$(\bullet E)$	E **+ int + int**
décaler E	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \textbf{+} E)$	**+ int +int**
décaler **+**	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \textbf{+} E)\ (E \longrightarrow E \textbf{+} \bullet E)$	**int + int**
décaler **int**	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \textbf{+} E)\ (E \longrightarrow E \textbf{+} \bullet E)\ (E \longrightarrow \textbf{int}\bullet)$	**+ int**
réduire	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \textbf{+} E)\ (E \longrightarrow E \textbf{+} \bullet E)$	E **+ int**

À ce point, l'automate peut continuer de *deux façons* possibles... lesquelles et pourquoi ?

Exemple d'exécution

Première possibilité : *réduire*.

action	**pile**	**flux**
	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \mathbf{+} E)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} \bullet E)$	$E \mathbf{+ int}$
décaler E	$(\bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \mathbf{+} E)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} \bullet E)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} E \bullet)$	$\mathbf{+ int}$
réduire	$(\bullet E)$	$E \mathbf{+ int}$
	...	

Seconde possibilité : *décaler*.

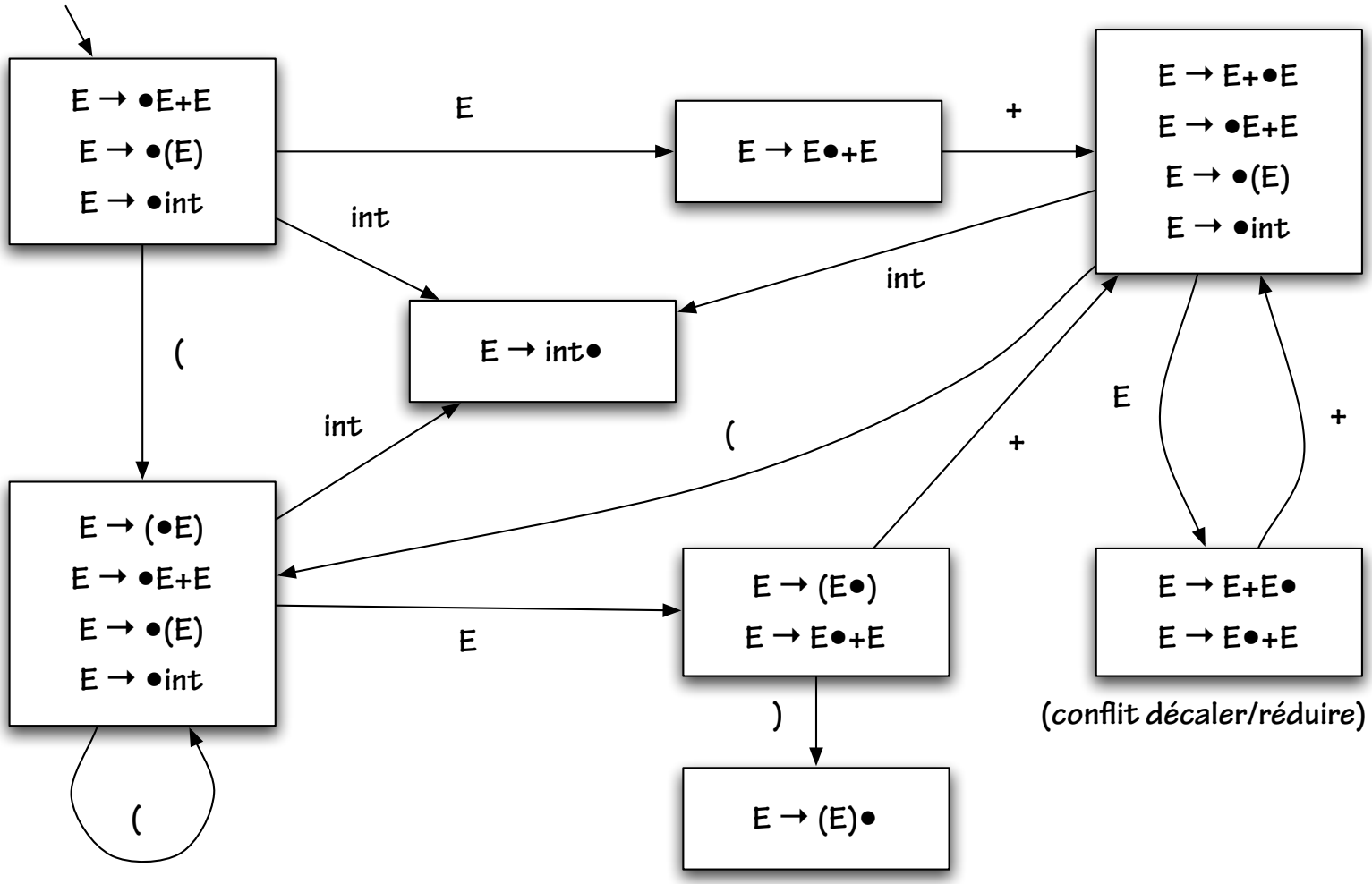
action	**pile**	**flux**
	$(\bullet E)\ (\ldots)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} \bullet E)$	$E \mathbf{+ int}$
décaler E	$(\bullet E)\ (\ldots)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} \bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \mathbf{+} E)$	$\mathbf{+ int}$
décaler $\mathbf{+}$	$(\bullet E)\ (\ldots)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} \bullet E)\ (E \longrightarrow E \bullet \mathbf{+} E)\ (E \longrightarrow E \mathbf{+} \bullet E)$	$\mathbf{int}$
	...	

Déterminisation

Une fois cet automate obtenu, on tente d'en éliminer le non-déterminisme en construisant un nouvel automate, *sans ε-transitions*, dont les états correspondent à des *ensembles d'états* de l'automate initial (« powerset construction »).

Le nouvel automate *simule* le précédent : étant donnée une suite de lexèmes fixés, il atteint l'état $\{s_1, \ldots, s_n\}$ si et seulement l'automate original pouvait atteindre l'état s_1 *ou* ... *ou* s_n.

Automate LR(0) sans ϵ-transitions



Conflits LR(0)

L'automate sans ϵ-transitions peut exhiber deux sortes de conflits :

- *décaler/réduire* : en un certain état s, l'automate hésite entre interpréter ce qui a déjà été lu ou bien continuer à lire.
- *réduire/réduire* : en un certain état s, l'automate hésite entre deux interprétations de ce qui a déjà été lu.

Les conflits décaler/décaler *n'existent pas* car la « powerset construction » est précisément conçue pour les supprimer.

De LR(0) à LR(1)

Pour supprimer certains conflits, on peut effectuer une construction légèrement plus complexe, en prenant en compte *un* symbole de prévision : c'est la technique *LR(1)*.

La construction LR(1) s'appuie sur des items de la forme

$$A \longrightarrow u \bullet v \ [a]$$

à savoir : « j'ai reconnu un mot dérivé de u, il me reste à reconnaître un mot dérivé de v *et à vérifier que le lexème suivant est a* pour pouvoir affirmer avoir reconnu un mot dérivé de A ».

L'automate LR(1) aura (beaucoup) plus d'états que l'automate LR(0).

Conflits LR(1)

Un automate LR(1) consulte l'état courant s et le lexème a situé en tête de flux pour décider s'il doit décaler ou réduire.

Un conflit décaler/réduire ou réduire/réduire ne peut donc se produire que si deux actions sont possibles pour un même s et un même a.

La grammaire appartient à la classe LR(1) si et seulement si l'automate obtenu ne présente aucun conflit.

LR(1) en pratique

La classe LR(1) *contient strictement* la classe LL(1).

La construction LR(1) est *coûteuse* en pratique, d'où l'existence d'approximations : SLR(1), LALR(1).

Ces approximations engendrent malheureusement des conflits *« artificiels »* difficiles à expliquer.

Menhir effectue une version optimisée, *non approchée*, de la construction LR(1).

Comment résoudre un conflit LR(1) ?

Revenons à notre grammaire simplifiée :

$$
\begin{array}{lcl}
E & \longrightarrow & E + E \\
E & \longrightarrow & (\ E\ ) \\
E & \longrightarrow & \textbf{int}
\end{array}
$$

Cette grammaire est ambiguë, donc ni LR(0) ni LR(1). On a un conflit *décaler/réduire* après avoir lu $E + E$ et lorsque le lexème de prévision est $+$.

Comment résoudre un conflit LR(1) ?

On peut résoudre ce conflit de deux façons :

- Réécrire la grammaire pour utiliser deux non-terminaux E et T ; technique exposée précédemment.
- Sans modifier la grammaire, indiquer *manuellement* si l'automate doit préférer *réduire* ou *décaler*. L'un de ces choix rend l'opérateur + associatif à gauche, l'autre le rend associatif à droite. Pourquoi ?

La seconde solution *sort* du cadre strict des grammaires algébriques, pour gagner un peu de confort.

Pourquoi LR(1)?

En résumé, l'approche LR(1) :

- est *puissante* et nécessite en général peu de transformations de la grammaire initiale.
- mais exige une bonne compréhension de la notion de *conflit*.

Menhir

Menhir est un *générateur d'analyseurs syntaxiques* : il transforme une spécification de grammaire en un analyseur écrit en Objective Caml.

Un analyseur ne se contente pas d'indiquer si la suite de lexèmes appartient ou non à la grammaire : il produit une *valeur sémantique*, en général un arbre de syntaxe abstraite.

La spécification doit donc contenir des fragments de code Objective Caml, appelés *actions sémantiques*, qui indiquent comment construire cette valeur sémantique.

Exemple de spécification

Voici notre grammaire ambiguë (fichier **.mly**) :

```
%token PLUS LPAR RPAR EOF
%token <int> INT
%start <int> phrase
%%
expression:
  e1 = expression; PLUS; e2 = expression { e1 + e2 }
| LPAR; e = expression; RPAR             { e }
| i = INT                                { i }

phrase:
  e = expression; EOF                    { e }
```

Comment comprendre un conflit

Menhir rapporte les conflits de deux façons :

- dans le fichier **.automaton**, il *décrit* l'automate et indique quels états présentent un conflit ;
- dans le fichier **.conflicts**, il *explique* les conflits : « pour telle séquence de symboles, on peut construire *deux* arbres de dérivation, que voici ».

Comment comprendre un conflit

Voici une explication proposée par Menhir (page 1/4) :

```
** Conflict (shift/reduce) in state 6.
** Token involved: PLUS
** This state is reached from phrase after reading:

expression PLUS expression
```

Comme prévu, le conflit se produit après avoir lu un début de *phrase* de la forme $E + E$ et lorsque le lexème de prévision est $+$.

Comment comprendre un conflit

Voici une explication proposée par Menhir (page 2/4) :

```
** The derivations that appear below have the following common factor:
** (The question mark symbol (?) represents the spot where the derivat

phrase
expression EOF
(?)
```

Menhir s'apprête à exhiber deux arbres de dérivation possibles, et commence par en présenter la partie commune.

Comment comprendre un conflit

Menhir explique ensuite pourquoi *décaler* est permis (page 3/4) :

```
** In state 6, looking ahead at PLUS, shifting is permitted
** because of the following sub-derivation:

expression PLUS expression
           expression . PLUS expression
```

Ceci doit être lu comme un *arbre de dérivation* dont la *frange* commence par $E + E +$.

Comment comprendre un conflit

Enfin, Menhir explique pourquoi *réduire* est permis (page 4/4) :

```
** In state 6, looking ahead at PLUS, reducing production
** expression -> expression PLUS expression
** is permitted because of the following sub-derivation:

expression PLUS expression // lookahead token appears
expression PLUS expression .
```

Ceci constitue un second arbre de dérivation dont la frange commence *également* par $E + E +$.

Comment supprimer un conflit

Pour choisir entre *réduire* et *décaler*, Menhir adopte une convention héritée de *yacc* : il compare la *priorité* de la production à réduire avec celle du lexème à décaler.

La *priorité d'une production* est, par défaut, la priorité du lexème situé le plus à droite dans son membre droit.

La *priorité d'un lexème* lui est attribuée par l'utilisateur à l'aide de déclarations explicites.

Comment supprimer un conflit

Si la priorité de la *production* est supérieure, l'analyseur préfère *réduire*.

Si la priorité du *lexème* est supérieure, l'analyseur préfère *décaler*.

Si tous deux sont situés au *même* niveau de priorité, l'analyseur préfère *réduire* si ce niveau a été déclaré associatif à *gauche* et *décaler* si ce niveau a été déclaré associatif à *droite*.

Si l'une de ces deux priorités est *indéfinie*, aucun choix n'est effectué et le conflit est signalé.

Exemple de déclaration d'associativité

Voici donc comment éviter notre conflit. On ajoute la ligne suivante au fichier **.mly** :

```
%left PLUS
```

La production $E \longrightarrow E + E$ et le lexème **+** sont au même niveau, que nous déclarons associatif à gauche. L'automate préfère donc *réduire*.

Exemple de déclaration de priorité

Pour une grammaire un peu moins simpliste, on aurait pu avoir besoin de plusieurs niveaux :

```
%left MINUS PLUS
%left TIMES SLASH
```

On déclare ici *deux* niveaux de priorité distincts, un par ligne. Par convention, les niveaux sont déclarés par ordre de priorité *croissante*. Deux lexèmes sont associés à chacun de ces niveaux.

Prudence !

Les déclarations de priorité et d'associativité constituent un mécanisme délicat, *difficile à maîtriser*, en dehors de quelques cas simples comme le précédent.

En pratique, il faut l'utiliser avec parcimonie, et préférer le plus souvent *réécrire la grammaire* pour s'approcher autant que possible de la classe LR(1).