Analyseurs II

INFO010 – Théorie des langages – Partie pratique

Sébastien Collette Gilles Geeraerts

Problèmes de prévision

- Lors du précédent TP, on avait vu qu'il n'était pas toujours facile de choisir l'action à effectuer dans l'analyseur.
  - Analyseur gauche : quelle règle choisir pour faire une expansion ?
  - Analyseur droit : faut-il faire un *shift* ou un *reduce* ?
- Une solution : essayer toutes les possibilités (*backtracking*). . .
- Plus intelligemment : tenter de prévoir la règle à appliquer en regardant «en avant» dans l'*input*.

Notion de *First*

- Soit une forme phrasée $\alpha \in (V \cup T)^*$. On définit $\text{First}^k(\alpha)$ comme l'ensemble des k premiers caractères des *strings* que l'on peut produire à partir de α.
- Formellement :

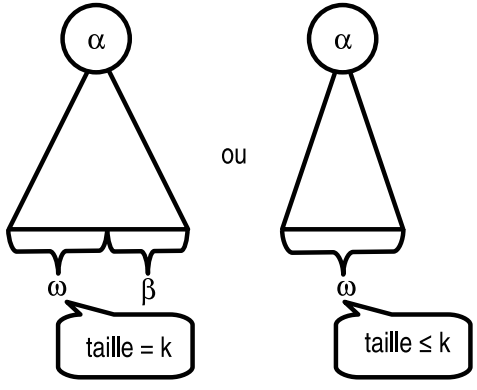
$$\forall \alpha \in (V \cup T)^* \ : \ \text{First}^k(\alpha) =$$

$$\{\omega \in T^* | \alpha \stackrel{*}{\Rightarrow} \omega\beta$$

$$\wedge ((|\omega| = k \wedge \beta \in T^*) \vee (|\omega| < k \wedge \beta = \varepsilon))\}$$

First – Illustration intuitive

Pour le $\text{First}^k(\alpha)$:



Notion de *First* – Algorithme de calcul

begin

  pour chaque $a \in T$ **faire** $F_0(a) \leftarrow \{a\}$;

  pour chaque $A \in V$ **faire**

    $F_0(A) \leftarrow \{\omega \in T^* | A \rightarrow \omega\beta \wedge ((|\omega| = k \wedge \beta \in T^*) \vee (|\omega| < k \wedge \beta = \varepsilon))$;

  $i \leftarrow 0$;

  répéter

    pour chaque $A \in V$ **faire**

      $F_i(A) \leftarrow F_{i-1}(A) \cup \{\omega \in T^* | A \rightarrow X_1X_2 \cdots X_n \wedge \omega \in (F_{i-1}(X_1) \oplus^k F_{i-1}(X_2) \oplus^k \cdots \oplus^k F_{i-1}(X_n))\}$;

      $i \leftarrow i + 1$;

  jusqu'à $F_i(A) = F_{i-1}(A)$;

end

Notion de *Follow*

- Soit une variable A. On définit $\text{Follow}^k(A)$ comme l'ensemble des k premiers caractères des *strings* qui peuvent suivre la production de A.
- Comment on le calcule :

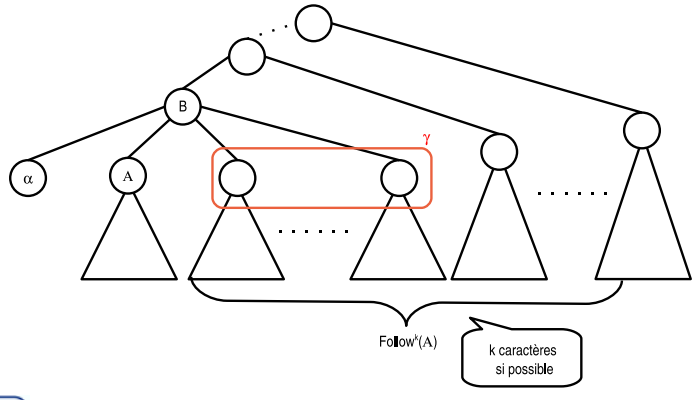
$$\forall A \in V \setminus \{S\} : \text{Follow}^k(A) =$$

$$\bigcup_{B \rightarrow \alpha A \gamma} \{\text{First}^k(\gamma) \oplus^k \text{Follow}^k(B)\}$$

$$\bigcup (if\ S \stackrel{+}{\Rightarrow} \alpha A\ then\ \{\varepsilon\}\ else\ \emptyset)$$

Follow – Illustration intuitive

Pour le $\text{Follow}^k(A)$:



Notion de *Follow* – Algorithme

begin

  pour chaque $A \in V$ **faire** $\text{Follow}^k(A) \leftarrow \emptyset$;

  répéter

    si $B \rightarrow \alpha A \beta \in P$ **alors**

      $\text{Follow}^k(A) \leftarrow$

      $\text{Follow}^k(A) \cup \{\text{First}^k(\beta) \oplus^k \text{Follow}^k(B)\}$;

  jusqu'à *Stabilité*;

end

Exercice 1

```
1   <program>          → begin <statement list> end
2   <statement list>   → <statement> <statement tail>
3   <statement tail>   → <statement> <statement tail>
4   <statement tail>   → λ
5   <statement>        → ID := <expression> ;
6   <statement>        → read ( <id list> ) ;
7   <statement>        → write ( <expr list> ) ;
8   <id list>          → ID <id tail>
9   <id tail>          → , ID <id tail>
10  <id tail>          → λ
11  <expr list>        → <expression> <expr tail>
12  <expr tail>        → , <expression> <expr tail>
13  <expr tail>        → λ
14  <expression>       → <primary> <primary tail>
15  <primary tail>     → <add op> <primary> <primary tail>
16  <primary tail>     → λ
17  <primary>          → ( <expression> )
18  <primary>          → ID
19  <primary>          → INTLIT
20  <add op>           → +
21  <add op>           → –
22  <system goal>      → <program> $
```

1. Donnez le $\text{First}^1(A)$ et le $\text{Follow}^1(A)$ pour tout $A \in V$.
2. Donnez le $\text{First}^2(< \text{expression} >)$ et le $\text{Follow}^2(< \text{expression} >)$.

Correction de l'exercice 1

Symbol	First()	Follow()
system goal	`begin`	
program	`begin`	`$`
statement list	`ID read write`	`end`
statement tail	`ID read write` ε	`end`
statement	`ID read write`	`ID read write end`
id list	`ID`	`)`
id tail	`,` ε	`)`

Correction de l'exercice 1 – 2

Symbol	First()	Follow()
expr list	`( ID INTLIT`	`)`
expr tail	`,` ε	`)`
expression	`( ID INTLIT`	`; , )`
primary tail	`+ -` ε	`; , )`
primary	`( ID INTLIT`	`+ - ; , )`
add op	`+ -`	`( ID INTLIT`

Correction de l'exercice 1 – 3

- $\text{First}^2(\text{expression}) = \{$ `((`, `(ID`, `(INTLIT`, `ID+`, `ID-`, `INTLIT+`, `INLIT-`, `ID`, `INTLIT` $\}$
- $\text{Follow}^2(\text{expression}) = \{$ `,(`, `,ID`, `,INTLIT`, `);`, `)+`, `)-`, `),`, `))`, `;read`, `;write`, `;ID`, `;end`$\}$

Grammaires LL(1)

- Une grammaire LL(1) est une grammaire qui peut être reconnue par un analyseur gauche avec un seul symbole de prévision.
- Plus formellement :

> Une grammaire G est LL(1) si et seulement si :
> Pour toute production $A \to \alpha_1$ et $A \to \alpha_2$ ($\alpha_1 \neq \alpha_2$)
> on a :
> $\text{First}^1(\alpha_1 \text{Follow}^1(A)) \cap \text{First}^1(\alpha_2 \text{Follow}^1(A)) = \emptyset$

Table des actions

- Avec une grammaire LL(1), on peut donc facilement construire une table des actions.
- Celle-ci donne l'action à effectuer en fonction du symbole au sommet du *stack* et du caractère de prévision.

(1) $S \to aS$
(2) $\to b$

	a	b	c	⋯
S	P1	P2	×	⋯
a	M	×	×	⋯
⋮	⋮	⋮	⋮	

Table des actions – Algorithme

begin
  $M \leftarrow \times$;
  pour chaque $A \to \alpha$ **faire**
    pour chaque $a \in \mathit{First}^1(\alpha)$ **faire**
      $M[A, a] \leftarrow M[A, a] \cup \text{Produce}(A \to \alpha)$;
    si $\varepsilon \in \mathit{First}^1(\alpha)$ **alors**
      pour chaque $a \in \mathit{Follow}^1(A)$ **faire**
        $M[A, a] \leftarrow M[A, a] \cup \text{Produce}(A \to \alpha)$;
  pour chaque $a \in T$ **faire** $M[a, a] \leftarrow \text{Match}$;
  $M[\$, \varepsilon] \leftarrow \text{Accept}$;
end

Exercice 2

Lesquelles de ces grammaires sont LL(1) ?

- 1

$$\begin{aligned} S &\to ABBA \\ A &\to a|\varepsilon \\ B &\to b|\varepsilon \end{aligned}$$

- 2

$$\begin{aligned} S &\to aSe|B \\ B &\to bBe|C \\ C &\to cCe|d \end{aligned}$$

- 3

$$\begin{aligned} S &\to ABc \\ A &\to a|\varepsilon \\ B &\to b|\varepsilon \end{aligned}$$

- 4

$$\begin{aligned} S &\to Ab \\ A &\to a|B|\varepsilon \\ B &\to b|\varepsilon \end{aligned}$$

Exercice 3

Construisez la table des actions pour :

0 S → Expr$
1 Expr → - Expr
2 Expr → (Expr)
3 Expr → Var ExprTail
4 ExprTail → - Expr
5 ExprTail → ε
6 Var → `ID` VarTail
7 VarTail → (Expr)
8 VarTail → ε

Correction de l'exercice 2

- 1 : pas LL(1) car $a \in \text{Follow}^1(A)$ et $a \in \text{First}^1(A)$. Donc $M[A, a] = \{\text{Produce 2}, \text{Produce 3}\}$.
- 2 : LL(1).
- 3 : LL(1).
- 4 : pas LL(1) car $b \in \text{First}^1(A)$ et $b \in \text{Follow}^1(B)$. Donc $M[A, b] = \{\text{Produce 3}, \text{Produce 4}\}$.

Correction de l'exercice 3

	`-`	`(`	`)`	`ID`	`$`
S	0	0	×	0	×
Expr	1	2	×	3	×
ExprTail	4	×	5	×	5
Var	×	×	×	6	×
VarTail	8	7	8	×	8

Descente récursive

Comment programmer un analyseur gauche ?

- On crée une fonction par variable.
- Chacune de ces fonctions fait appel à `next_token()` pour lire sur l'*input*.
- En fonction du *token* lu (= prévision), elle choisit la suite d'actions à effectuer :
  - Appel(s) à `match(token)...`
  - Appel(s) à une fonction correspondant à une autre règle (= *produce*).
- Une fonction `syntax_error()` est aussi disponible.

Descente récursive – Exemple

statement⟶ `id :=`expr `;` | `read` (id list) `;` | `write` (expr list) `;`

```
void statement(void){
   token tok = next_token() ;
   switch(tok) {
   case ID:
       match(ID) ; match(ASSIGNOP) ; expression() ; match(SEMICOLON) ;
       break ;
   case READ:
       match(READ) ; match(LPAREN) ; id_list() ; match(RPAREN) ;
       match(SEMICOLON) ; break ;
   case WRITE:
       match(WRITE) ; match(LPAREN) ; expr_list() ; match(RPAREN) ;
       match(SEMICOLON) ; break ;
   default:
       syntax_error(tok) ; break ;
   }
}
```


Exercice 4

1	<program>	→ **begin** <statement list> **end**
2	<statement list>	→ <statement> <statement tail>
3	<statement tail>	→ <statement> <statement tail>
4	<statement tail>	→ λ
5	<statement>	→ ID := <expression> ;
6	<statement>	→ **read** (<id list>) ;
7	<statement>	→ **write** (<expr list>) ;
8	<id list>	→ ID <id tail>
9	<id tail>	→ , ID <id tail>
10	<id tail>	→ λ
11	<expr list>	→ <expression> <expr tail>
12	<expr tail>	→ , <expression> <expr tail>
13	<expr tail>	→ λ
14	<expression>	→ <primary> <primary tail>
15	<primary tail>	→ <add op> <primary> <primary tail>
16	<primary tail>	→ λ
17	<primary>	→ (<expression>)
18	<primary>	→ ID
19	<primary>	→ INTLIT
20	<add op>	→ +
21	<add op>	→ –
22	<system goal>	→ <program> $

1. Écrivez un analyseur en descente récursive pour les règles 14 à 21 de cette grammaire.