Développement : construction d'un analyseur syntaxique

PIERRON Théo – LACOSTE Cyril

18 avril 2014

On s'intéresse à la grammaire suivante :

$$E \to E + T|T, \quad T \to T \times F|F, \quad F \to (E)|\text{id}$$

d'axiome E.

Cette grammaire a des transitions linéaires à gauche, ce qui est incompatible avec une analyse descendante. On va donc la modifier pour ne plus avoir de transition de la forme $X \to X\alpha$ (forme de Greibach ?). On va travailler avec la grammaire :

$$E \to TE', \quad E' \to +TE'|\varepsilon, \quad T \to FT', \quad T' \to \times FT'|\varepsilon, \quad F \to (E)|\text{id}$$

d'axiome E.

On va calculer les ensembles Premier et Suivant :

- Premier(α) est l'ensemble des premières lettres des mots w tels que $\alpha \to^* w$ (et ε s'il est dérivable à partir de α
- Suivant(A) est l'ensemble des terminaux a telles que $E \to^* \alpha A a \beta$. (Par convention Suivant(E) contient le symbole \$ symbolisant la fin du mot)

On a les propriétés suivantes :

Proposition 1

- Si a est un terminal, Premier$(a) = \{a\}$
- Si $X \to \varepsilon$, $\varepsilon \in$ Premier(X)
- Si $X \to Y_1 \dots Y_k$, Premier$(Y_1) \subset$ Premier(X) et si pour tout $i < j$, $\varepsilon \in$ Premier(Y_i), Premier$(Y_j) \subset$ Premier(X)

Proposition 2

- $\$ \in$ Suivant(E)
- Si $A \to \alpha B \beta$, Premier$(\beta) \setminus \{\varepsilon\} \in$ Suivant(B)
- Si $A \to \alpha B$ ou $A \to \alpha B \beta$ avec $\varepsilon \in$ Premier(β), Suivant$(A) \subset$ Suivant(B).

Calcul des Premier :

- Premier$(F) = \{(, \text{id}\}$
- Premier$(T') = \{\times, \varepsilon\}$
- Premier$(T) =$ Premier$(F) = \{(, \text{id}\}$
- Premier$(E') = \{+, \varepsilon\}$
- Premier$(E) =$ Premier$(T) = \{(, \text{id}\}$

Calcul des Suivant :

- Suivant$(E) = \{\$,)\}$ car on a la transition $F \to (E)$
- Suivant$(E') =$ Suivant$(E) = \{\$,)\}$ par $E \to TE'$
- Suivant$(T) =$ (Premier$(E') \setminus \{\varepsilon\}) \cup$ Suivant$(E) = \{+, \$,)\}$ par $E \to TE'$ et $\varepsilon \in$ Premier(E')
- Suivant$(T') =$ Suivant$(T) = \{+, \$,)\}$ par $T \to FT'$
- Suivant$(F) =$ (Premier$(T') \setminus \{\varepsilon\}) \cup$ Suivant$(T') = \{), \times, +, \$\}$ par $T \to FT'$

On construit donc la table d'analyse syntaxique via l'algorithme 1. On obtient la table suivante :

Algorithme 1: Construction d'une table d'analyse syntaxique

Entrées : G une grammaire

Sorties : M la table d'analyse

pour $A \to \alpha \in G$ **faire**
  pour $a \in \text{Premier}(\alpha)$ **faire**
    $M[A, \alpha] \leftarrow M[A, \alpha] \cup \{A \to \alpha\}$
    si $\varepsilon \in \text{Premier}(\alpha)$ **alors**
      pour $b \in \text{Suivant}(A)$ **faire**
        $M[A, b] \leftarrow M[A, b] \cup \{A \to \alpha\}$

retourner M

	id	$+$	$\times$	(	)	\$
E	$E \to TE'$	Échec	Échec	$E \to TE'$	Échec	Échec
E'	Échec	$E' \to +TE'$	Échec	$E' \to \varepsilon$	Échec	$E' \to \varepsilon$
T	$T \to FT'$	Échec	Échec	$T \to FT'$	Échec	Échec
T'	Échec	$T' \to \varepsilon$	$T' \to \times FT'$	Échec	$T' \to \varepsilon$	$T' \to \varepsilon$
F	$F \to \text{id}$	Échec	Échec	$F \to (E)$	Échec	Échec