

Analiza sintactica descendenta.

Gramatici si analiza LL(K)

.

FIRST_k

FOLLOW_k

FOLLOW_k: (N ∪ Σ)* → $\mathcal{P}(\Sigma^*)$

FOLLOW_k(α) = {u ∈ Σ* | S=*>γαβ, u ∈ FIRST_k(β)}

Operatia \oplus_k

Fie $L_1, L_2 - 2$ limbaje peste Σ

$L_1 \oplus_k L_2 = \{w \mid \exists x \in L_1, y \in L_2$ astfel incat:

fie: $|w| = k$ si $\exists z: xy = wz$

fie: $|w| < k$ si $xy = w$

}

Exercitii: $L_1 = \{a, ab, abb, abbb, \dots\}$

$L_2 = \{c, cc, ccc, cccc, \dots\}$

$L_1 \oplus_3 L_2 = \dots$

$L_1 \oplus_1 L_2 = \dots$

Determinarea lui FIRST₁

- pentru fiecare $A \in N$:

$$F_0(A) = \{a \in \Sigma \mid A \rightarrow a\alpha \in P\} \cup \{\varepsilon \mid A \rightarrow \varepsilon\}$$

sf.pentru

$i = 0$

- repeta

$$i = i + 1$$

pentru fiecare $A \in N$:

$$F_i(A) = \{a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\} \mid A \rightarrow X_1 \dots X_k, a \in F_{i-1}(X_1) \oplus_1 \dots \oplus_1 F_{i-1}(X_k)\}$$

sf. pentru

pana cand $F_i = F_{i-1}, \forall A \in N$

- FIRST₁ = F_i

Obs:

$$\forall a \in \Sigma : \text{FIRST}_1(a) = \{a\}$$

$\forall A \in N$: FIRST₁(A) se determina pe baza reg. productie: $A \rightarrow \dots$

FOLLOW₁

- $\text{FOLL}(\text{S}) = \{\$\}$

$$\text{FOLL}(\text{X}) = \Phi \quad (\text{X} \neq \text{S})$$

- repeta

pentru fiecare B: $A \rightarrow \alpha B \beta$ executa

$$\text{FOLL}(B) = \text{FOLL}(B) \cup (\text{FIRST}_1(\beta) - \{\varepsilon\})$$

Daca $\varepsilon \in \text{FIRST}_1(\beta)$ atunci

$$\text{FOLL}(B) = \text{FOLL}(B) \cup \text{FOLL}(A)$$

sf. daca

sf. pentru

pana cand FOLL nu se mai modifica

$$\text{FOLLOW}_1 = \text{FOLL}$$

Proprietati:

$$\text{FIRST}_1(\alpha\beta) = \text{FIRST}_1(\alpha) \oplus_1 \text{FIRST}_1(\beta)$$

$$\text{FIRST}_1(X_1 \dots X_n) = \dots ?$$

- $A \rightarrow \alpha$
 $\text{FIRST}_1(A) \supset \text{FIRST}_1(\alpha)$
- $A \rightarrow \alpha X \beta$
 $(\text{FIRST}_1(\beta) - \{\varepsilon\}) \subset \text{FOLLOW}_1(X)$
- $A \rightarrow \alpha X$
 $\text{FOLLOW}_1(A) \subset \text{FOLLOW}_1(X)$

[...]

Exercitii: FIRST₁ si FOLLOW₁

Problema:

- determinati FIRST₁ si FOLLOW₁ pentru toate terminalele si neterminalele gramaticii cu regulile de productie:

$S \rightarrow BA$	(1)
$A \rightarrow +BA$	(2)
$A \rightarrow \epsilon$	(3)
$B \rightarrow DC$	(4)
$C \rightarrow *DC$	(5)
$C \rightarrow \epsilon$	(6)
$D \rightarrow (S)$	(7)
$D \rightarrow a$	(8)

Gramatici LL(k)

- analizoare LL(k)
 - analiza sintactica descendenta
 - secv. de intrare este citita de la stanga spre dreapta
 - se folosesc derivari de stanga

Gramatichi LL(k)

- $G = (N, \Sigma, P, S)$
? $w=a_1a_2\dots a_n \in L(G)$
 $S \Rightarrow_{st} \dots \Rightarrow_{st} a_1a_2\dots a_i A \alpha$
(derivari de stanga)
- LL(k) : alegerea r.p. pentru a-l retranscrie pe A este unic determinata de: $a_{i+1}a_{i+2}\dots a_{i+k}$
- terminologie:
 - parte inchisa: $a_1a_2\dots a_i$
 - predictia (de lungime k): $a_{i+1}a_{i+2}\dots a_{i+k}$
 - simbol de retranscris: A

Gramatichi LL(k)

Definitie:

$G = (N, \Sigma, P, S)$ este LL(K):

- Daca:

- $S =^*_{st} w A \alpha \Rightarrow_{st} w \beta \alpha =^* w x$
 - $S =^*_{st} w A \alpha \Rightarrow_{st} w \gamma \alpha =^* w y$
 - $\text{FIRST}_k(x) = \text{FIRST}_k(y)$

- atunci:

$$\beta = \gamma$$

k=1

•

Gramatici LL(1)

- ? $w = a_1 a_2 \dots a_i a_{i+1} \dots a_n \in L(G)$
 $S \Rightarrow_{st} \dots \Rightarrow_{st} a_1 a_2 \dots a_i A \alpha$
- LL(1): rescrierea lui A este unic determin. de a_{i+1}

De exemplu:

Aleg:

$$A \rightarrow \gamma$$

$$A \rightarrow \epsilon$$

$$A \rightarrow \delta \quad (=^* > \epsilon)$$

atunci cand:

$$a_{i+1} \in \text{FIRST}_1(\gamma)$$

$$a_{i+1} \in \text{FOLLOW}_1(A)$$

$$a_{i+1} \in \text{FOLLOW}_1(A)$$

Gramatici LL(1)

Teorema:

LL(1)
 \Leftrightarrow nu există conflicte în
tabelul de analiză

G – este de tip LL(1)

dacă:

$$\forall A \in N$$

$$A \rightarrow \alpha_1 \mid \alpha_2 \mid \alpha_3 \mid \dots \mid \alpha_m$$

- $\text{FIRST}_1(\alpha_i) \cap \text{FIRST}_1(\alpha_j) = \Phi$, $i <> j$
- dacă $\exists i$ a.i. $\alpha_i =^* \varepsilon$ atunci: $\varepsilon \in \text{FIRST}_1(\alpha_i)$
 $\text{FIRST}_1(\alpha_j) \cap \text{FOLLOW}_1(A) = \Phi$, $i <> j$

Analiza sintactica LL(1)

- se construieste tabelul de analiza LL(1)
 - alegerea lui $A \rightarrow \alpha_i$ este indicata in tabel
- analizorul sintactic LL(1)
 - ~ modelare ca un **automat**

Conventie:

\$: la orice cuvant din limbaj se adauga \$:
marcator de sfarsit de cuvant

Observatie:

O gramatica este de tip LL(1) daca tabelul de analiza nu contine conflicte (nu exista mai mult de o valoare intr-o celula din tabel)

Tabelul de analiza LL(1)

indica actiunea posibila la un moment dat

- coloane: $\Sigma \cup \{\$\}$
- linii: $N \cup \Sigma \cup \{\$\}$
- celula \Rightarrow (membrul drept al reg.prod , nr. reg.prod.)

Tabelul de analiza LL(1)

$M(X,a) =$

- (α,i) daca $X \rightarrow \alpha \in P$, $a \in FIRST_1(\alpha)$
 $X \rightarrow \alpha - a$ i-a regula de productie
- (α,i) daca $\epsilon \in FIRST_1(\alpha)$, $a \in FOLLOW_1(X)$
 $X \rightarrow \alpha - a$ i-a regula de productie
- pop $X = a$
- acc $X = \$$, $a = \$$
- err in toate celelalte cazuri

Analizorul LL(1)

- Automat: (α, β, Π)
 - banda de intrare: α (stiva de intrare)
 - stiva β (stiva de lucru)
 - banda de iesire $\Pi \Rightarrow$ sirul regulilor de productie
- config. initiala: $(w\$, S\$, \epsilon)$
- config. finala: $(\$, \$, \Pi)$
- tranzitii
 - push $(ax\$, A\beta, \Pi) \vdash (ax\$, \alpha\beta, \Pi i)$ dc.: $M(A, a) = (\alpha, i)$
 - pop $(ax\$, a\beta, \Pi) \vdash (x\$, \beta, \Pi)$
 - acc $(\$, \$, \Pi) \vdash \text{acc}$
 - err in celelalte cazuri

Transformari echivalente

- \Rightarrow gram. LL(1) echiv. ?
- factorizare la stanga

...