

# **Analiza sintactica descendenta.**

## **Gramatici si analiza LL(K)**

.

# FIRST<sub>k</sub>

- FIRST<sub>k</sub>: (N ∪ Σ)\* →  $\mathcal{P}(\Sigma^*)$
- FIRST<sub>k</sub>(α) = {u ∈ Σ\* | (α =\*> ux, |u| = k)  
sau (α =\*> u, |u| < k) }

# FOLLOW<sub>k</sub>

FOLLOW<sub>k</sub>: (N ∪ Σ)\* →  $\mathcal{P}(\Sigma^*)$

FOLLOW<sub>k</sub>(α) = {u ∈ Σ\* | S = \* > γαβ, u ∈ FIRST<sub>k</sub>(β)}

# Operatia $\oplus_k$

Fie  $L_1, L_2 - 2$  limbaje peste  $\Sigma$

$L_1 \oplus_k L_2 = \{w \mid \exists x \in L_1, y \in L_2$  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 FIRST<sub>1</sub>

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

- FIRST<sub>1</sub> =  $F_i$

Obs:

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

$\forall A \in N$ : FIRST<sub>1</sub>(A) se determina pe baza reg. productie:  $A \rightarrow \dots$

# FOLLOW<sub>1</sub>

- $\text{FOLL}(\text{S}) = \{\$\}$   
 $\text{FOLL}(X) = \Phi \quad (X \neq S)$
  - 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: FIRST<sub>1</sub> si FOLLOW<sub>1</sub>

Problema:

- determinati FIRST<sub>1</sub> si FOLLOW<sub>1</sub> pentru toate terminalele si neterminalele gramaticii cu regulile de productie:

$$\begin{array}{ll} S \rightarrow BA & (1) \\ A \rightarrow +BA & (2) \\ A \rightarrow \varepsilon & (3) \\ B \rightarrow DC & (4) \\ C \rightarrow *DC & (5) \\ C \rightarrow \varepsilon & (6) \\ D \rightarrow (S) & (7) \\ D \rightarrow a & (8) \end{array}$$

# Gramatici LL(k)

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

# Gramatici 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

# Gramatici 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:

$$\forall A \in N$$

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

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

# 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)

$M(X,a) =$

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

# Analizorul LL(1)

- Automat:  $(\alpha, \beta, \Pi)$ 
  - banda de intrare:  $\alpha$  (stiva de intrare)
  - stiva  $\beta$  (stiva de lucru)
  - banda de iesire  $\Pi \Rightarrow$  sirul regulilor de productie
- config. initiala:  $(w\$, \$, \epsilon)$
- 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

...