

Gramatici LR(k)

- analizoare LR(k)
 - analiza sintactica ascendenta
 - secv. de intrare este citita de la stanga spre dreapta
 - se folosesc derivari de dreapta
- metoda: deplasare - reducere

Analiza sintactica ascendenta

Exemplu:

Cum “arata” analiza sintactica ascendenta pentru gramatica:

$$S \rightarrow AB \quad (1)$$

$$A \rightarrow a \quad (2)$$

$$B \rightarrow b \quad (3)$$

si intrarea: ab ?

Gramatica LR(K)

Analizoarele sintactice LR(k) lucreaza cu gramatica imbogatita:

$$G' = (N \cup \{S'\}, \Sigma, P \cup \{S' \rightarrow S\}, S')$$

$$(S' \notin N)$$

pentru a evita ca simbolul de start sa apara in membrul drept al unei reguli de productie.

Gramatica LR(K)

O gramatica $G = (N, \Sigma, P, S)$

este de tip LR(k) pentru $k \geq 0$

ddaca din:

- $S' \overset{*}{\Rightarrow}_{dr} \alpha A w \Rightarrow_{dr} \alpha \beta w$
- $S' \overset{*}{\Rightarrow}_{dr} \gamma B x \Rightarrow_{dr} \alpha \beta y$
- $FIRST_k(w) = FIRST_k(y)$

rezulta ca:

- $A = B$
- $x = y$
- $\alpha = \gamma$

Gramatici LR(K) - terminologie

Prefix viabil

Fie: $S \overset{*}{\Rightarrow}_{dr} \alpha A w \Rightarrow_{dr} \alpha \beta w$

Orice prefix al lui $\alpha\beta$ se numeste prefix viabil

Element de analiza LR(k)

se defineste ca fiind: $[A \rightarrow \alpha.\beta, u]$

unde $A \rightarrow \alpha\beta \in P$ si $u \in \Sigma^k$ u-predictie

Element de analiza valid

$[A \rightarrow \alpha.\beta, u]$ valid pentru prefixul viabil $\gamma\alpha$ daca:

- $S \overset{*}{\Rightarrow}_{dr} \gamma A w \Rightarrow_{dr} \gamma \alpha \beta w$
- $u = \text{FIRST}_k(w)$

Analizor sintactic LR(K)

Vom studia:

- LR(0)
- SLR
- LR(1)
- LALR

Pasi in analiza LR(k):

- gramatica imbogatita
- constructia colectiei canonice
- constructia tabelului de analiza
- analiza: \rightarrow automat

Vom lucra astfel:

la multimea cuv. de analizat se adauga la sfarsit \$

\$ - marcator de sfarsit de cuvant

Colectia canonica LR(K)

$C = \{I_i - \text{elementele de analiza pentru un prefix viabil}\}$

- in I_0 avem un prim element de analiza
- am cel putin un element in I_j *(pentru fiecare)*
 \Rightarrow adaug altele: functia *Closure*
- am o multime I_j *(pentru fiecare)*
 \Rightarrow construiesc multimele $goto(I_i, X)$

Observatie: I_i corespunde unei stari a automatului

Notatie: \mathcal{E} – multimea elementelor de analiza

Constructia colectiei canonice LR(k)

$C = \{I_i \text{-elementele de analiza pentru un prefix viabil}\}$

in I_0 avem: $[S' \rightarrow .S, \dots]$

- $I_0 = \text{Closure}([S' \rightarrow .S, \dots])$
 - $C = \{I_0\}$
 - repeta
 - pentru toti I_i din C , $X \in (N \cup \Sigma)$ executa
$$C = C \cup \text{goto}(I_i, X)$$
 - sf. pentru
- pana cand C nu se mai modifica

K=0: LR(0)

Gramatica imbogatita

- se adauga S'
 - nou simbol de start
 - $S' \rightarrow S$
-

Colectia canonica:

- In I_0 avem: $[S' \rightarrow .S]$
- ...

Funcția *Closure*

LR(0)

- $Closure : \text{Part}(\mathcal{E}) \rightarrow \text{Part}(\mathcal{E})$
- Fie: $e \in \mathcal{E}$
daca $e = [A \rightarrow \alpha . B\beta]$
atunci $\forall B \rightarrow \delta \in P: [B \rightarrow . \delta] \in Closure(e)$

Funcția *goto* LR(0)

- $goto : \text{Part}(\mathcal{E}) \times (\mathbf{N} \cup \Sigma) \rightarrow \text{Part}(\mathcal{E})$
- $goto(I, X) = \text{Closure}(\{ [A \rightarrow \alpha X \beta] \mid [A \rightarrow \alpha . X \beta] \in I \})$

Tabelul de analiza LR(0)

		goto		
		N	U	Σ
I_0 I_1 \vdots \cdot	actiune			
	deplasare (s)			
	reducere (nr. r.p.)			
	acceptare (acc)			
	eroare			

Tabelul de analiza LR(0)

$T(I_i, \text{actiune}) =$

- s (shift, deplasare)

daca: $[A \rightarrow \alpha.\beta] \in I_i$, $\beta \neq \epsilon$

si: $T(I_i, X) = I_j$, daca $I_j = \text{goto}(I_i, X)$

- L (reducere cu r.p. nr. L)

daca $[A \rightarrow \alpha.] \in I_i$

$A \rightarrow \alpha \in P$: regula de prod. cu numarul L

si: $T(I_i, X)$ nu se completeaza

- acc daca: $[S' \rightarrow S.] \in I_i$

Toate celelalte cazuri se considera eroare .

Automatul LR(0) – model matematic

- configuratie:
 (α, β, Π)
(stiva_de_lucru, banda_de_intrare, banda_de_iesire)
- pe stiva: prefixe viabile, stari ale analizorului
- config. initiala: $(\$0, w$, ε)$
- config. finala: $(\$0S I_{acc}, \$, \Pi)$

Automatul LR(0) – model matematic

Tranzitii

- **deplasare:**

$$(\$ \gamma s_k, a_i \dots a_n \$, \Pi) \vdash (\$ \gamma s_k a_i s_m, a_{i+1} \dots a_n \$, \Pi)$$

daca: $T(s_k, \text{actiune}) = s$ si $T(s_k, a_i) = s_m$

- **reducere:**

$$(\$ \gamma s_{p-1} X_p s_p \dots X_k s_k, a_i \dots a_n \$, \Pi) \vdash (\$ \gamma s_{p-1} A s_m, a_i \dots a_n \$, L\Pi)$$

daca: $T(s_k, \text{action}) = L$

si: $A \rightarrow X_p \dots X_k - \text{r.p. cu nr. } L$

$T(s_{p-1}, \text{actiune}) = s$

$T(s_{p-1}, A) = s_m$

- **acceptare:** $(\$ 0 S s_{\text{acc}}, \$, \Pi) \vdash \text{acc.}$

- **eroare:** *orice alta situatie*

Gramatica LR(0)

O gramatica este LR(0)

ddaca tabelul de analiza nu contine conflicte.

Gramatica data prin urmatoarele r.p. este LR(0) ?

$S \rightarrow Ax$

$S \rightarrow By$

$A \rightarrow a$

$B \rightarrow a$

K=1: SLR, LR(1), LALR

Analiza sintactica SLR

- SLR = Simple LR
- element de analiza SLR:

$$[A \rightarrow \alpha.\beta, u]$$

$$u = \text{FOLLOW}_1(A)$$

$$|u| = 1$$

- SLR tine cont de
predictie numai
pentru reducere

- constructia colectiei canonice ($\sim\text{LR}(0)$)
 - $[A \rightarrow \alpha.\beta, u]$, $u = \text{FOLLOW}_1(A)$

Analiza sintactica SLR

- constructia tabelului de analiza SLR
 - actiunea de reducere depinde de predictia u
 - \Rightarrow reducerea va avea o coloana pentru fiecare $a \in \Sigma$
 - tabelul: linii: elementele colectiei canonice
 - coloane: $N \cup \Sigma \cup \{\$ \}$
 - celula: $s_{stare}, r_{nr.r.p}, acc$
- analizorul \sim analizorul pt. LR(0)
 - automat: configuratii si tranzitii

Analiza sintactica SLR

In tabelul de analiza SLR vom avea:

actiune: **reducere** + **deplasare**
(goto)

$X \in \Sigma \cup \{\$ \}$

$X \in N \cup \Sigma$

linii: elementele colectiei canonice

coloane: $N \cup \Sigma \cup \{\$ \}$

Gramatica SLR

O gramatica este SLR

ddaca tabelul de analiza nu contine conflicte.

Gramatica data prin urmatoarele r.p. este SLR ?

$S \rightarrow A$ 1

$S \rightarrow xb$ 2

$A \rightarrow aAb$ 3

$A \rightarrow B$ 4

$B \rightarrow x$ 5

- Gramatica data prin urmatoarele r.p. este SLR ?

$$S \rightarrow A \quad 1$$

$$S \rightarrow xb \quad 2$$

$$A \rightarrow aAb \quad 3$$

$$A \rightarrow B \quad 4$$

$$B \rightarrow x \quad 5$$

Analizor sintactic LR(1)

- îmbogățirea gramaticii
- construcția colecției canonice
- element de analiză LR(1):
 - $[A \rightarrow \alpha.\beta, u], |u| = 1$
- construcția tabelului de analiză
- analiză: automat

Colectia canonica LR(1)

- elem. initial

$$[S' \rightarrow .S, \$]$$

- *Closure*

$$[A \rightarrow \alpha.B\beta, a] \Rightarrow [B \rightarrow .\gamma, b] \in \text{Closure}([A \rightarrow \alpha.B\beta, a])$$

$$B \rightarrow \gamma \quad \forall b \in \text{FIRST}_1(\beta a)$$

- *goto*

$$\text{goto}(I, X) =$$

$$\text{Closure}(\{[A \rightarrow \alpha X.\beta, a] \mid [A \rightarrow \alpha.X\beta, a] \in I\})$$

Tabelul LR(1)

shift + reduce

stare

N U Σ U \$

(I_{acc})

I_0	
I_1	
I_2	
\vdots	

Construirea tab. de analiza LR(1)

- $[A \rightarrow \alpha.X\beta, b] \in I_i$: $goto(I_i, X) = I_j \Leftarrow$ functia *goto*
 $action(I_i, X) = sj$
- $[A \rightarrow \alpha. , a] \in I_i$ $action(I_i, a) = rL$
 L – nr. reg. de productie: $A \rightarrow \alpha$
 $A \triangleleft S'$
- $[S' \rightarrow S., \$] \in I_i$ $action(I_i, \$) = acc$

Obs: o gram. este LR(...) daca tabelul de analiza nu
contine conflicte; si reciproc

Analizorul LR(1)

pe baza tabelului de analiza
→ similar LR(0), SLR

Analizor sintactic LALR

- $[\underbrace{A \rightarrow \alpha.\beta}_{\text{nucleu}} , a]$
 - colectia canonica LR(1)
 - fuzioneaza elementele de analiza cu nuclee identice si care nu creeaza conflicte
 - predictia: reuniunea predictiilor
-
- tabelul LALR & analiza : similar LR(1)

LR (1 –uri)

- Conflict:

$[A \rightarrow \alpha_1 . a \alpha_2 , u]$

deplasare-reducere

$[B \rightarrow \beta_1 . , a]$

$[A \rightarrow \alpha_1 . , a]$

reducere-reducere

$[B \rightarrow \beta_1 . , a]$



Vezi si resursa bibliografica:

S. MOTOGNA

Metode de proiectare a compilatoarelor, 2006