Gramatici

- Recapitulare, Exemple, Aplicatii

Limbaje formale si tehnici de compilare

Limbaj formal

Limbaj regulare:

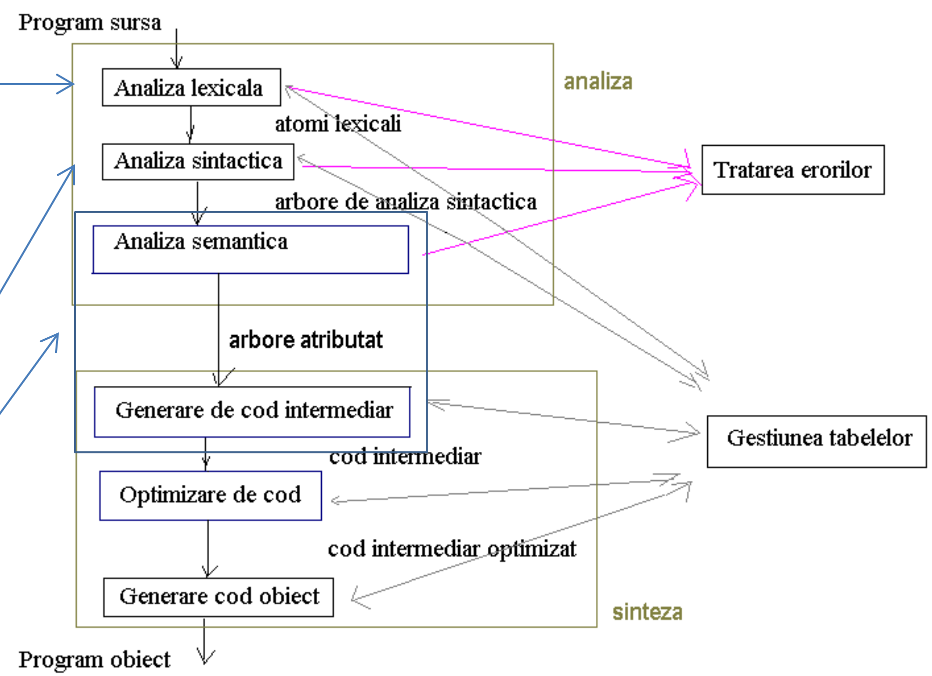
- gramatici regulare,
- automate finite,
- expresii regulare.

Limbaje independente de context:

- Gramatici independente de context, automate push-down
- Gramatici speciale: LL(k), LR(k)

Gramatici de atribute

Structura unui compilator



Gramatica

O gramatica este un cvadruplu **$G = (N, \Sigma, P, S)$**

- **N** este un alfabet de simboluri ***neterminale***
- Σ este un alfabet de simboluri ***terminale***
- $N \cap \Sigma = \phi$
- $P \subseteq (N \cup \Sigma)^* N (N \cup \Sigma)^* \times (N \cup \Sigma)^*$

  P multime finitã **(**multimea regulilor de productie**)**
- $S \in N$ (simbolul de start - simbolul initial)

Notatie:

$(\alpha, \beta) \in P$ se noteaza: $\alpha \to \beta$

(α se înlocuieste cu β)

- Gramatici de tip **0**

  nici o restrictie *(suplimentara)* referitoare la forma regulilor de productie
- Gramaticile de tip **1**

  dependente de context $\Leftrightarrow$ ***gramatici monotone***

  (monotonic, non-contracting)
- Gramaticile de tip **2**

  gramatici independente de context
- Gramaticile de tip **3**

  gramatici regulare

Clasificarea Chomsky

- Gramaticile monotona
  - $\forall\ \alpha \to \beta \in$ P: $|\alpha| <= |\beta|$ $\alpha, \beta \in (N \cup \Sigma)^*$
  - caz special: **S→ ε** poate $\in$. P In acest caz S nu apare în membrul drept al nici unei reguli de productie.

- Gramatica dependenta de context

  reguli de productie sunt de forma:

  $\alpha A \beta \to \alpha \gamma \beta$ $A \in N$

  $\alpha, \beta, \gamma \in (N \cup \Sigma)^*$, $\gamma \neq \boldsymbol{\varepsilon}$

  - caz special: **S→ ε** poate $\in$. P In acest caz S nu apare în membrul drept al nici unei reguli de productie.

Tipuri de gramatici

Transformarea gramaticilor monotone in gramatici dependente de context

Ideea:

Pentru fiecare regula de productie de forma: X1 ... Xm → Y1 ... Yn ,(stim ca m>=n,)

introducem:

X1 X2 ... Xm-1 Xm → Z1 X2 ... Xm-1 Xm
Z1 X2 ... Xm-1 Xm → Z1 Z2 ... Xm-1 Xm
...
Z1 Z2 ... Xm-1 Xm → Z1 Z2 ... Zm-1 Xm
Z1 Z2 ... Zm-1 Xm → Z1 Z2 ... Zm-1 Zm Ym+1 ... Yn

Z1 Z2 ... Zm-1 Zm Ym+1 ... Yn → Y1 Z2 ... Zm-1 Zm Ym+1 ... Yn
Y1 Z2 ... Zm-1 Zm Ym+1 ... Yn → Y1 Y2 ... Zm-1 Zm Ym+1 ... Yn
...
Y1 Y2 ... Zm-1 Zm Ym+1 ... Yn → Y1 Y2 ... Ym-1 Zm Ym+1 ... Yn
Y1 Y2 ... Ym-1 Zm Ym+1 ... Yn → Y1 Y2 ... Ym-1 Ym Ym+1 ... Yn

- unde Zi – sunt neterminale nou introduse, distincte pentru fiecare regula de productie

- Gramatica regulara:

reg. prod. sunt de forma

  - $A \rightarrow aB$
  - $A \rightarrow b$ unde $A,B \in N$ si $a,b \in \Sigma$

caz special: **$S \rightarrow \varepsilon$** poate $\in$. P In acest caz S nu apare în membrul drept al nici unei reguli de productie.

- Gramatica independenta de context:

reg. productie sunt de forma $A \rightarrow \alpha$, $A \in N$, $\alpha \in (N \cup \Sigma)^*$

Tipuri de gramatici

Gramaticile regulare si liniare in diverse surse.

Conventiile folosite in cadrul acestui curs:
vezi definitiile
de pe slide-urile anterioare.

Gramatica regulara la dreapta

- A→ aB
- A→ b

Discutie: unele surse accepta si: **A→ ε**

alte surse nu accepta deloc ε -productii

Gramatica regulara la stanga

- A→ B a
- A→ b ...

Gramatica liniara la dreapta (gr.regulara la dreapta extinsa)

- A→ a1 a2 … an B
- A→ b1 b2 … bm ...

Gramatica liniara la stanga (gr.regulara la dreapta extinsa)

…

Gramatica liniara:

- are cel mult un neterminal in membrul drept al regulii de productie

e.g.: S → aSb
S → ab

Gramatici independente de context

Ne reamintim:

- gram. ε -independenta
- eliminarea regulilor de productie de redenumire
- forma normala Greibach
- forma normala Chomsky (FNC)

[...] si echivalente

Forma normala Greibach

Gramatica in forma normala Greibach

- reg. prod. sunt de forma
    - $A \rightarrow a\ \alpha$ unde $\alpha \in (N \cup \Sigma)^*$ si $a \in \Sigma$

- caz special:

S→ ε poate $\in$ P

In acest caz S nu apare în membrul drept al nici unei reguli de productie.

Forma normala Greibach

Teorema:

Pentru orice gramatica independenta de context exista o gramatica in forma normala Greibach echivalenta.

Constructie:

Fie: gram. ε –independenta, fara redenumiri

1. (similar cu algoritmul pt. eliminarea recursivitatii stanga)
   - impunem o ordine asupra neterminalelor: $N = \{A_1, A_2, \ldots, A_n\}$ si apoi modific r.p. a.i. sa nu existe $A_i \rightarrow A_j\alpha$ cu $i<j$

2. Pentru k = n-1 , … , 1

   avem neterminalul A_k

   pentru toate r.p. $A_k \rightarrow A_j \alpha$ $(k<j)$

   se inlocuiesc cu: $A_k \rightarrow \beta\alpha$,

   pentru toti β a.i. : $A_j \rightarrow \beta$ (in toate modurile posibile)

Forma normala Chomsky

Gramatica in forma normala Chomsky

Regulile de productie sunt de forma:

- $A \to BC$
- $A \to d$ unde $A,B,C \in N$ si $d \in \Sigma$

caz special:

$S \to \varepsilon$ poate sa apara in multimea regulilor de productie,
dar in acest caz S nu apare în membrul drept al nici unei reguli de productie.

Forma normala Chomsky

Teorema:

Pentru orice gramatica independenta de context exista o gramatica in forma normala Chomsky echivalenta

Constructie:

Fie: gram. ε –independenta, fara redenumiri

Folosim transformari de forma:

$A \to X_1X_2 \dots X_n$: $A \to X_1Z_1$

$Z_1 \to X_2Z_2$

$Z_{n-2} \to X_{n-1}X_n$