Gramatici independente de context

- gramatici de tip 2

  G = (N, Σ , P, S)

  reguli de productie de forma

  $A \rightarrow \alpha$, $A \in N$, $\alpha \in (N \cup \Sigma)^*$

derivari de stanga/ dreapta

- ***derivare de stânga*** $\Rightarrow_{st}$
  o derivare directã in care se înlocuieste cel mai din stânga neterminal
- ***derivare de dreapta*** $\Rightarrow_{dr}$
  o derivare directã in care se înlocuieste cel mai din dreapta neterminal

Analiza sintactica

- ***analizã sintacticã*** pt. cuvantul w

  succesiunea de derivãri directe:

  - $\mathbf{S \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \alpha_2 \Rightarrow \ldots \Rightarrow \alpha_n = w}$

  altfel spus: reprezintã o derivare pentru cuvântul **w**

- ***analizã sintacticã descendentã***

  dacã aceastã succesiune de derivãri directe se obtine pornind de la **S** si terminand cu w

- ***analizã sintacticã ascendentã***

  dacã aceastã succesiune de derivãri directe se obtine pornind de la w si terminand cu **S**

Arbore de derivare

- **Fie G = (N,Σ,P,S)** o gramaticã independentã de context. Numim ***arbore de derivare*** sau ***arbore de analizã sintacticã*** un arbore cu radacina, ordonat,

  cu urmãtoarele proprietãþi:

1. Orice nod interior - o eticheta din ***N*****;**
2. Orice nod frunza - o ***etichetã*** din $\Sigma \cup \{\varepsilon\}$
3. Eticheta rãdãcinii este **S;**
4. Dacã un nod are eticheta A iar nodurile succesoare acestuia, în ordine de la stânga la dreapta sunt etichetate cu $\mathbf{X_1, X_2, \ldots X_n}$ atunci $\mathbf{A \to X_1X_2 \ldots X_n}$ trebuie sã fie o productie din **P.**

Arbore de derivare

- **frontiera (frontul)**: nodurile terminale, în ordine de la stânga la dreapta
- etichetele lor formeaza o secventa peste Σ^*
- obs: denumirea de frontiera (front) se foloseste si pentru a denumi succesiunea etichetelor nodurilor terminale

<u>Teoremã</u>.

Fie $\mathbf{G = (N, \Sigma, P, S)}$ o gramaticã independentã de context. Un cuvânt **w** peste alfabetul $\mathbf{\Sigma}$, deci din $\mathbf{\Sigma}^*$, apartine limbajului generat de **G**, adicã $\mathbf{w \in L(G)}$, dacã si numai dacã **w** este frontul unui arbore de analizã sintacticã.

Gramatica ambigua

O gramaticã **G = (N, Σ, P, S)** independentã de context este ***ambiguã***

dacã si numai dacã existã cel putin un cuvânt w care admite doi a.a.s. distincti; în caz contrar gramatica este ***neambiguã***.

- ⬄ ∃ 2 analize sintactice care folosesc numai derivari de stanga, diferite
- ⬄ ∃ 2 analize sintactice care folosesc numai derivari de dreapta, diferite

Simplificarea GIC

- ***simbol neproductiv***

  Un simbol $A \in N$ este ***neproductiv*** dacã nu existã nici o derivare de forma $A \overset{*}{\Rightarrow} \mathbf{x}$ $(\mathbf{x} \in \Sigma^*)$

- în caz contrar **A** este ***simbol productiv***

- <u>Teorema</u>

  $\forall$ **G= (N, Σ, P, S)** $\exists$ **G' = (N', Σ', P', S)** echivalentã, fãrã simboluri neproductive

Simplificarea GIC

(transformari echivalente)

- ***simbol inaccesibil***

  Un simbol $X \in N \cup \Sigma$ este ***simbol inaccesibil*** dacã nu existã nici o * derivare: $S \Rightarrow^{*} \alpha X \beta \quad (\alpha,\beta \in (N \cup \Sigma)^{*})$

- în caz contrar simbolul este ***accesibil***
- <u>Teorema</u>

  $\forall$ **G= (N, Σ, P, S)** $\exists$ **G' = (N', Σ', P', S)** echivalentã, fãrã simboluri inaccesibile

Simplificarea GIC

- Un simbol este **neutilizabil** dacã el este fie inaccesibil, fie neproductiv
- Teorema

$\forall$ **G= (N, Σ, P, S)** $\exists$ **G' = (N', Σ', P', S)** echivalentã fãrã simboluri neutilizabile