

# Greibachové normální forma

**Definice 3.33.** Bezkontextová gramatika  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  je v **Greibachové normální formě (GNF)** právě když

- $\mathcal{G}$  je bez  $\varepsilon$ -pravidel a
- každé pravidlo z  $P$  je tvaru  $A \rightarrow a\alpha$ , kde  $a \in \Sigma$  a  $\alpha \in N^*$  (s případnou výjimkou pravidla  $S \rightarrow \varepsilon$ ).

**Věta 3.34.** Každý bezkontextový jazyk lze generovat bezkontextovou gramatikou v Greibachové normální formě.

# Motivační příklad

$$A \rightarrow BB \mid aAa \mid b$$

$$B \rightarrow bBa \mid bAb$$

# Lemma o substituci (pro připomenutí)

## Lemma 3.20. (o substituci)

Nechť  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  je CFG. Nechť  $A \rightarrow \alpha_1 B \alpha_2 \in P$ .

Nechť  $B \rightarrow \beta_1 \mid \dots \mid \beta_r$  jsou všechna pravidla v  $P$  tvaru  $B \rightarrow \alpha$ .

Definujme  $\mathcal{G}' = (N, \Sigma, P', S)$ , kde

$$P' = (P \setminus \{A \rightarrow \alpha_1 B \alpha_2\}) \cup \{A \rightarrow \alpha_1 \beta_1 \alpha_2 \mid \dots \mid \alpha_1 \beta_r \alpha_2\}.$$

Pak  $L(\mathcal{G}) = L(\mathcal{G}')$ .

# Rekursivní neterminály a gramatiky

**Definice 3.28.** Neterminál  $A$  v CFG  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  se nazývá **levorekursivní** jestliže v  $\mathcal{G}$  existuje derivace  $A \Rightarrow^+ A\beta$ .

CFG bez levorekursivních neterminálů se nazývá **nelevorekursivní**.

## Převod bezkontextové gramatiky $\mathcal{G}$ do GNF:

$L(\mathcal{G})$  je prázdný: zřejmé ( $S \rightarrow aS$ )

$L(\mathcal{G})$  je neprázdný: 1. z vlastní gramatiky eliminujeme levou rekurzi  
2. pak převedeme do GNF

# Algoritmus odstranění přímé levé rekurze

Nechť  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  je bezkontextová gramatika bez jednoduchých a  $\varepsilon$ -pravidel, v níž všechna  $A$ -pravidla (pravidla mající na levé straně  $A$ ) jsou tvaru

$$A \rightarrow A\alpha_1 \mid \dots \mid A\alpha_m \mid \beta_1 \mid \dots \mid \beta_n,$$

kde každý řetěz  $\beta_i$  začíná symbolem různým od  $A$ .

Nechť  $\mathcal{G}' = (N \cup \{A'\}, \Sigma, P', S)$ , kde  $P'$  obdržíme z  $P$  tak, že všechna výše uvedená pravidla nahradíme pravidly

$$A \rightarrow \beta_1 \mid \dots \mid \beta_n \mid \beta_1 A' \mid \dots \mid \beta_n A'$$

$$A' \rightarrow \alpha_1 \mid \dots \mid \alpha_m \mid \alpha_1 A' \mid \dots \mid \alpha_m A'$$

Pak  $L(\mathcal{G}) = L(\mathcal{G}')$ .

## Příklad

$A \rightarrow Bd \mid c$

$B \rightarrow Bdd \mid Ccc \mid aAd$

$C \rightarrow Aa$

# Algoritmus odstranění levé rekurze

**Vstup:** Vlastní CFG  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$

**Výstup:** Ekvivalentní nelevorekursivní gramatika

```
1 Uspořádej libovolně  $N$ ,  $N = \{A_1, \dots, A_n\}$ 
2 for  $i \leftarrow 1$  to  $n$  do
3   for  $j \leftarrow 1$  to  $i - 1$  do
4     foreach pravidlo tvaru  $A_i \rightarrow A_j\alpha$  do
5       přidej pravidla  $A_i \rightarrow \beta_1\alpha \mid \dots \mid \beta_k\alpha$ 
6       (kde  $A_j \rightarrow \beta_1 \mid \dots \mid \beta_k$  jsou všechna  $A_j$ -pravidla)
7       vypuštěj pravidlo  $A_i \rightarrow A_j\alpha$  od
8   od
9   odstraň případnou přímou levou rekurzi na  $A_i$ 
10 od
```

# Korektnost algoritmu

**Konečnost.**

**Ekvivalence gramatik:** Všechny úpravy jsou dle Lemmatu o substituci nebo odstraňují přímou levou rekurzi.

**Výsledná gramatika je nelevorekursivní:**

1. po  $i$ -té iteraci vnějšího cyklu začíná každé  $A_i$ -pravidlo buď terminálem nebo neterminálem  $A_k$ , kde  $k > i$ .
2. po  $j$ -té iteraci vnitřního cyklu začíná každé  $A_i$ -pravidlo buď terminálem nebo neterminálem  $A_k$ , kde  $k > j$ .



# Příklad

$A \rightarrow Ba \mid Db \mid c$

$B \rightarrow CC$

$C \rightarrow aE$

$D \rightarrow CDa \mid Eb$

$E \rightarrow bb$

# Algoritmus transformace do GNF

**Vstup:** Nelevorekursivní CFG  $\mathcal{G} = (N, \Sigma, P, S)$  bez  $\varepsilon$ -pravidel

**Výstup:** CFG  $\mathcal{G}'$  v GNF splňující  $L(\mathcal{G}) = L(\mathcal{G}')$

- 1 najdi lineární uspořádání  $\prec$  splňující  $(A \rightarrow B\alpha) \in P \implies A \prec B$
- 2 Označme  $N = \{A_1, \dots, A_n \mid A_{i-1} \prec A_i, 1 < i \leq n\}$
- 3 **for**  $i \leftarrow n - 1$  **downto** 1 **do**
- 4     **foreach** pravidlo tvaru  $A_i \rightarrow A_j\alpha$ , kde  $j > i$
- 5         přidej pravidlo  $A_i \rightarrow \beta_1\alpha \mid \dots \mid \beta_k\alpha$
- 6         (kde  $A_j \rightarrow \beta_1 \mid \dots \mid \beta_k$  jsou všechna  $A_j$ -pravidla)
- 7         vypuť pravidlo  $A_i \rightarrow A_j\alpha$
- 8     **od**
- 9 **od**
- 10 nahraď potřebné terminály novými neterminály
- 11 a přidej příslušná pravidla

# Korektnost algoritmu

**Konečnost.**

**Ekvivalence gramatik.**

**Výsledná gramatika je v GNF.**

# Zásobníkové automaty

# Definice zásobníkového automatu

**Definice 3.36.** Nedeterministický zásobníkový automat (PushDown Automaton, PDA) je sedmice  $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ , kde

- $Q$  je konečná množina, jejíž prvky nazýváme **stavy**,
- $\Sigma$  je konečná množina, tzv. **vstupní abeceda**,
- $\Gamma$  je konečná množina, tzv. **zásobníková abeceda**,
- $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \times \Gamma \rightarrow \mathcal{P}_{Fin}(Q \times \Gamma^*)$ , tzv. (parciální) **přechodová funkce**<sup>1</sup>,
- $q_0 \in Q$  je **počáteční stav**,
- $Z_0 \in \Gamma$  je **počáteční symbol v zásobníku**,
- $F \subseteq Q$  je množina **koncových stavů**.

---

<sup>1</sup>Zápis  $\mathcal{P}_{Fin}(Q \times \Gamma^*)$  značí množinu všech **konečných** podmnožin množiny  $Q \times \Gamma^*$ .

# Výpočet zásobníkového automatu

**Definice 3.37.** Nechť  $\mathcal{M} = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$  je PDA.

**Konfigurací** nazveme libovolný prvek  $(p, w, \alpha) \in Q \times \Sigma^* \times \Gamma^*$ .

Na množině všech konfigurací automatu  $\mathcal{M}$  definujeme binární relaci **krok výpočtu**  $\vdash_{\mathcal{M}}$  takto:

$$(p, aw, Z\alpha) \vdash_{\mathcal{M}} (q, w, \gamma\alpha) \stackrel{def}{\iff} \exists (q, \gamma) \in \delta(p, a, Z) \text{ pro } a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\}$$

Reflexivní a tranzitivní uzávěr relace  $\vdash_{\mathcal{M}}$  značíme  $\vdash_{\mathcal{M}}^*$ .

Je-li  $\mathcal{M}$  zřejmý z kontextu, píšeme pouze  $\vdash$  resp.  $\vdash^*$ .

# Akceptující výpočet zásobníkového automatu

## Definice 3.37.(pokračování)

**Jazyk akceptovaný PDA  $\mathcal{M}$  koncovým stavem** definujeme jako

$$L(\mathcal{M}) = \{w \in \Sigma^* \mid (q_0, w, Z_0) \vdash^* (q_f, \varepsilon, \alpha), \text{ kde } q_f \in F, \alpha \in \Gamma^*\}$$

a jazyk akceptovaný PDA  $\mathcal{M}$  **prázdným zásobníkem** definujeme

$$L_e(\mathcal{M}) = \{w \in \Sigma^* \mid (q_0, w, Z_0) \vdash^* (q, \varepsilon, \varepsilon), \text{ kde } q \in Q\}.$$