

Gramatika

$$G = (V, T, P, S)$$

V ... neterminály

T ... terminály

P ... pravidla

S ... finální stav

$$\alpha \rightarrow \beta \quad \dots \quad \alpha, \beta \in (V \cup T)^*, \alpha \text{ alespoň 1 neterminál}$$

$$\gamma \xRightarrow{G} \delta \quad \dots \quad \exists \alpha \rightarrow \beta \in P$$

$$\begin{array}{c} \parallel \\ \alpha' \alpha \alpha'' \end{array} \quad \begin{array}{c} \parallel \\ \alpha' \beta \alpha'' \end{array}$$

$\rightarrow$ pravidla se aplikují na podřetězce

$$L(G) = \{w \in T^* \mid S \xRightarrow{G}^* w\}$$

$\rightarrow$ Pravidla v úplné obecné formě

Definition 6.2 (Klasifikace gramatik podle tvaru přepisovacích pravidel)

- **gramatiky typu 0 (rekurzivně spočetné jazyky $\mathcal{L}_0$)**
pravidla v obecné formě $\alpha \rightarrow \omega$, $\alpha, \omega \in (V \cup T)^*$, α obsahuje neterminál
- **gramatiky typu 1 (kontextové gramatiky, jazyky $\mathcal{L}_1$)**
 - pouze pravidla ve tvaru $\gamma A \beta \rightarrow \gamma \omega \beta$
 $A \in V, \gamma, \beta \in (V \cup T)^*, \omega \in (V \cup T)^+$ $\rightarrow$ nezkracující pravidlo
 - jedinou výjimkou je pravidlo $S \rightarrow \lambda$, potom se ale S nevyskytuje na pravé straně žádného pravidla
- **gramatiky typu 2 (bezkontextové gramatiky, jazyky $\mathcal{L}_2$)**
pouze pravidla ve tvaru $A \rightarrow \omega$, $A \in V, \omega \in (V \cup T)^*$
- **gramatiky typu 3 (regulární / pravé lineární gramatiky, regulární jazyky $\mathcal{L}_3$)**
pouze pravidla ve tvaru $A \rightarrow \omega B$, $A \rightarrow \omega$, $A, B \in V, \omega \in T^*$

$\rightarrow$ Vždy přepisují jen jeden neterminál, řídí se kontextem okolo (γ, β)

$\rightarrow$ přepisují znaky na řetězc.
Již bez kontextu

$\rightarrow$ můžeme si napsat nové neterminály jen uprostřed řetězce.

1h:40 - ukončení úvodu do gramatik, nyní příklady:

Př.: $\{0, 1\}^* = L(G)$

$G: S \rightarrow 0S \mid 1S \mid \lambda$

L = všechna slova nad abecedou $\{0, 1\}$

L = je to první lin.-gram. typu 3.

Př.: $\{0, 1\}^* \mid |w_0| = 2i, i \in \mathbb{N}\}$

$G: S \rightarrow 0N \mid 1S \mid \lambda$

$N \rightarrow 0S \mid 1N$

S generuje sudý počet 0, N lichý počet nul

Pr.: $\{ww^R \mid w \in \{0,1\}^*\}$

G: $S \rightarrow 0S0 \mid 1S1 \mid \lambda$

→ generují zpravidla, pak
to umíme vyřešit a máš hotovo.
→ je pouze lineární. Máme vždy jen jeden nový
neterminál vpravo. Píší tedy pravidla lineárně.
Přesto je to bezkontextový jazyk.

Pr.: Správné uzačínání: $\{w \in \{(,)\}^* \mid |w|_ = |w|_ , \text{ AND } |w|_ \geq |w|_ \forall \text{ prefix u slova } w\}$

G: $S \rightarrow (S) \mid SS \mid \lambda$

buď se uzavře

nebo skládám ze sebe

nebo: $S \rightarrow (S)S \mid \lambda$

Pr.: $\{a^i b^j \mid i \leq j, i, j \in \mathbb{N}\}$

→ takže zjistíš $i \leq j$

G: $S \rightarrow aaSb \mid Sb \mid \lambda$

→ takže by bylo $i=j$
→ opět lineární

Pr.: $\{w \in \{a,b\}^* \mid |w|_a = 2|w|_b\}$

1

G: $S \rightarrow \lambda \mid SaSaSb \mid SaSbSa \mid SbSaSa \mid$

DÚ:
①

$S \rightarrow aabS \mid (a \text{ možná permutace}) \mid \lambda$

$aS:ab$
 $aS:ba$
 $\vdots$
 $\vdots$

(je lineární)

generuje jazyk?

Pr.: $L = \{a^i b^j c^i \mid i \in \mathbb{N}\}$

$S \rightarrow ABS c \mid \lambda$

pravidla typu 0

BA	$\rightarrow AB$
Bc	$\rightarrow bc$
Bb	$\rightarrow bb$
Ab	$\rightarrow ab$
Aa	$\rightarrow aa$

už jsou
na správné pozici

ANO:

BA	$\rightarrow XA$
XA	$\rightarrow XY$
XY	$\rightarrow BY$
BY	$\rightarrow BA$

Obud jsou správně přeházeny

DÚ:

②

$\{a^i \mid i \in \mathbb{N}\}$

ukážete grammatiku generující tuto jazyk

2. dravím slůvko Julii