Fakulta informačních technologií
Vysoké učení technické v Brně

Typografie a publikování - 2. projekt
Sazba dokumentů a matematických výrazů

2017

Martin Omacht

Úvod

V této úloze si vyzkoušíme sazbu titulní strany, matematických vzorců, prostředí a dalších textových struktur obvyklých pro technicky zaměřené texty (například rovnice ... nebo definice ... na straně ...).

Na titulní straně je využito sázení nadpisu podle optického středu s využitím zlatého řezu. Tento postup byl probírán na přednášce.

1 Matematický text

Nejprve se podíváme na sázení matematických symbolů a výrazů v plynulém textu. Pro množinu V označuje $\mathrm{card}(V)$ kardinalitu V. Pro množinu V reprezentuje V^* volný monoid generovaný množinou V s operací konkatenace. Prvek identity ve volném monoidu V^* značíme symbolem ε. Nechť $V^+ = V^* - \{\varepsilon\}$. Algebraicky je tedy V^* volná pologrupa generovaná množinou V s operací konkatenace. Konečnou neprázdnou množinu V nazvěme *abeceda*. Pro $\omega \in V^*$ označuje $|\omega|$ délku řetězce ω. Pro $W \subseteq V$ označuje $\mathrm{occur}(w, W)$ počet výskytů symbolů z W v řetězci w a $\mathrm{sym}(w, i)$ určuje i-tý symbol řetězce w; například $\mathrm{sym}(abcd, 3) = c$.

Nyní zkusíme sazbu definic a vět s využitím balíku `amsthm`.

Definice 1.1. *Bezkontextová gramatika* je čtveřice $G = (V, T, P, S)$, kde V je totální abeceda, $T \subseteq V$ je abeceda terminálů, $S \in (V-T)$ je startující symbol a P je konečná množina *pravidel* tvaru $q : A \to \alpha$, kde $A \in (V-T), \alpha \in V^*$ a q je návěští tohoto pravidla. Nechť $N = V - T$ značí abecedu neterminálů. Pokud $q : A \to \alpha \in P, \gamma, \delta \in V^*$, G provádí derivační krok z $\gamma A\delta$ do $\gamma\alpha\delta$ podle pravidla $q : A \to \alpha$, symbolicky píšeme $\gamma A\delta \Rightarrow \gamma\alpha\delta[q : A \to \alpha]$ nebo zjednodušeně $\gamma A\delta \Rightarrow \gamma\alpha\delta$. Standardním způsobem definujeme $\Rightarrow^m$, kde $m \geq 0$. Dále definujeme tranzitivní uzávěr $\Rightarrow^+$ a tranzitivně-reflexivní uzávěr $\Rightarrow^*$.

Algoritmus můžeme uvádět podobně jako definice textově, nebo využít pseudokódu vysázeného ve vhodném prostředí (například `algorithm2e`).

Algoritmus 1.1. *Algoritmus pro ověření bezkontextovosti gramatiky. Mějme gramatiku G = (N, T, P, S).*

1. *Pro každé pravidlo $p \in P$ proveď test, zda p na levé straně obsahuje právě jeden symbol z N.*

2. *Pokud všechna pravidla splňují podmínku z kroku 1, tak je gramatika G bezkontextová.*

Definice 1.2. Jazyk definovaný gramatikou G definujeme jako $L(G) = w \in T^*|S \Rightarrow^* w$.

1.1 Podsekce obsahující větu

Definice 1.3. Nechť L je libovolný jazyk. L je *bezkontextový jazyk*, když a jen když $L = L(G)$, kde G je libovolná bezkontextová.

Definice 1.4. Množinu $\mathcal{L}_{CF} = \{L|L$ je bezkontextový jazyk$\}$ nazýváme *třídou bezkontextových jazyků.*

Věta 1. *Nechť $L_{abc} = \{a^n b^n c^n | n \geq 0\}$. Platí, že $L_{abc} \notin \mathcal{L}_{CF}$.*

Důkaz. Důkaz se provede pomocí Pumping lemma pro bezkontextové jazyky, kdy ukážeme, že není možné, aby platilo, což bude implikovat pravdivost věty 1. □