Kapitola 6

LL gramatiky

6.1 Definice LL(k) gramatik

Definice 6.1. Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je CFG, $k \geq 1$ je celé číslo. Definujme funkci $FIRST_k^G : (N \cup \Sigma)^+ \to \mathcal{P}(\{w \in \Sigma^* \mid |w| \leq k\})$ předpisem

$$FIRST_k^G(\alpha) = \{w \in \Sigma^* \mid (\alpha \Rightarrow^* w \wedge |w| \leq k) \vee (\alpha \Rightarrow^* wx \wedge |w| = k \wedge x \in \Sigma^*)\}$$

a funkci $FOLLOW_k^G : N \to \mathcal{P}(\{w \in \Sigma^* \mid |w| \leq k\})$ předpisem

$$FOLLOW_k^G(A) = \{w \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow^* \gamma A \alpha,\ \ w \in FIRST_k^G(\alpha)\}.$$

Nechť dále $w = a_1 a_2 \ldots a_n$ je libovolný řetěz. Pak klademe

$$k : w = \begin{cases} a_1 \ldots a_k & k < n \\ w & k \geq n \end{cases}$$

Poznámka 6.2. Nechť relace $\Rightarrow_L$ značí levou derivaci, $\Rightarrow_L^*$ jako obvykle její transitivní a reflexivní uzávěr. Není těžké ukázat, že pokud bychom v definicích funkcí $FIRST$ a $FOLLOW$ použili $\Rightarrow_L^*$ namísto $\Rightarrow^*$, obdržíme tytéž množiny terminálních řetězů, tj. například platí: $FOLLOW_k^G(A) = \{w \in \Sigma^* \mid S \Rightarrow_L^* xA\alpha,\ \ w \in FIRST_k^G(\alpha)\}$. K tomu stačí indukcí ověřit následující dvě tvrzení (při obvyklém značení a $X, Y \in (N \cup \Sigma)^*$):

(1) $\{w \in \Sigma^* \mid \gamma \Rightarrow_L^n w\} = \{w \in \Sigma^* \mid \gamma \Rightarrow^n w\}$ a

(2) je-li $Y \Rightarrow^n \gamma X \beta \wedge \gamma \Rightarrow^* x \wedge \beta \Rightarrow^* y$, pak $Y \Rightarrow_L^* xX\alpha \wedge \alpha \Rightarrow^* y$ pro nějaké α.

Úmluva: V dalším textu budeme i levé derivace značit symbolem $\Rightarrow$ resp. $\Rightarrow^*$, pokud nebude řečeno jinak.

Definice 6.3. Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je CFG, $k \geq 1$ je celé číslo. Řekneme, že G je LL(k) gramatika, právě když pro libovolné dvě nejlevější derivace ($w \in \Sigma^*$)

$$(1)\quad S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\beta\alpha \Rightarrow^* wx \tag{6.1}$$

$$(2)\quad S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\gamma\alpha \Rightarrow^* wy \text{ , podmínka} \tag{6.2}$$

$$(3)\quad k : x = k : y \tag{6.3}$$

$$\text{implikuje rovnost } \beta = \gamma. \tag{6.4}$$

Řekneme, že gramatika G je LL právě když je LL(k) pro nějaké $k \in \mathbb{N}$, jazyk L je LL(k) právě když existuje LL(k) gramatika G taková, že $L = L(G)$.

6.2 Vlastnosti LL gramatik

Věta 6.4. *Každá LL(k) gramatika je jednoznačná.*

Důkaz. Předpokládejme, že G není jednoznačná. Pak existuje věta $u \in L(G)$, která má alespoň dvě různé levé derivace:

$$(1)\ \ S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\beta\alpha \Rightarrow^* wx = u$$
$$(2)\ \ S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\gamma\alpha \Rightarrow^* wy = u$$

kde $A \to \beta \mid \gamma$ jsou dvě různá pravidla. Pak $k : x = k : y =$, ale $\beta \neq \gamma$, a tedy G není LL(k). □

Věta 6.5. *Je-li G levorekurzivní, pak není LL(k) pro žádné k.*

Důkaz. Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$. Buď $A \in N$ levorekursivní neterminál, tj. $A \Rightarrow^* A\alpha$ pro nějaké α. Jestliže $\alpha \Rightarrow^* \varepsilon$, pak G není jednoznačná, a tedy ani LL(k).

Jestliže $\alpha \not\Rightarrow^* \varepsilon$, nechť $\alpha \Rightarrow^* v, v \in \Sigma^+$, a $A \Rightarrow^+ \beta \Rightarrow^* u$, kde $\beta \not\Rightarrow^* A\alpha$ (použití pravidla, které již nevede k levé rekurzi $A \Rightarrow^* A\alpha$). Pak existují levé derivace:

$$(1)\ \ S \Rightarrow^* wA\alpha' \Rightarrow^* wA\alpha^k\alpha' \Rightarrow^+ w\beta\alpha^k\alpha' \Rightarrow^* wuv^k\alpha'$$
$$(2)\ \ S \Rightarrow^* wA\alpha' \Rightarrow^* wA\alpha^k\alpha' \Rightarrow^+ wA\alpha^{k+1}\alpha' \Rightarrow^* wuv^{k+1}\alpha'\ ,$$

kde $k : uv^k = k : uv^{k+1}$. Současně však muselo být (viz kroky $\Rightarrow^+$) v jistém kroku derivace (1), konkrétně v části $A \Rightarrow^+ \beta$, použito nějakého pravidla p_1, které již nemůže vést na levou rekurzi; v odpovídajícím kroku derivace (2), konkrétně v části $A \Rightarrow^+ A\alpha$, ale bylo použito jiného pravidla p_2, které k levé rekuzi vede. Tedy $p_1 \neq p_2$ a G není LL(k). □

Věta 6.6. *Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je CFG. Pak G je LL(k) právě když platí podmínka: Jsou-li $A \to \beta$ a $A \to \gamma$ dvě libovolná různá pravidla v P, pak pro všechny nejlevější větné formy $wA\alpha$ platí:*

$$FIRST_k(\beta\alpha) \cap FIRST_k(\gamma\alpha) = \emptyset.$$

Důkaz. Předpokládejme, že existují $w, A, \alpha, \beta, \gamma$ tak, jak uvedeno výše, ale $FIRST_k(\beta\alpha) \cap FIRST_k(\gamma\alpha) \neq \emptyset$. Nechť $x \in FIRST_k(\beta\alpha) \cap FIRST_k(\gamma\alpha)$. Odtud (a z předpokladu o $wA\alpha$ a z definice funkce *FIRST*) plyne existence dvou derivací

$$S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\beta\alpha \Rightarrow^* wxy$$
$$S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\gamma\alpha \Rightarrow^* wxz$$

a současně $k : xy = k : xz$, protože $x \in FIRST_k(\beta\alpha) \cap FIRST_k(\gamma\alpha)$ (je-li $|x| < k$, pak $y = \varepsilon = z$). Jelikož máme $\beta \neq \gamma$, pak G není LL(k).

Naopak, předpokládejme, že G není LL(k). To jest, existují dvě různé derivace

$$S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\beta\alpha \Rightarrow^* wx$$
$$S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\gamma\alpha \Rightarrow^* wy$$

takové, že $k : x = k : y$, ale $\beta \neq \gamma$. Tedy $A \to \beta$ a $A \to \gamma$ jsou dvě různá pravidla, ale množiny $FIRST_k(\beta\alpha)$ a $FIRST_k(\gamma\alpha)$ nejsou disjunktní – obě obsahují řetěz $k : x$. □

Důsledek 6.7. *Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je CFG bez ε-pravidel. Pak G je LL(1) právě když $\forall A \in N$ a pro každá dvě různá A-pravidla $A \to \beta$, $A \to \gamma$ z P platí*

$$FIRST_1(\beta) \cap FIRST_1(\gamma) = \emptyset.$$

Důkaz. Jelikož $\beta \not\Rightarrow^* \varepsilon$ a $\gamma \not\Rightarrow^* \varepsilon$, pak
$\forall\alpha.\ FIRST_1(\beta\alpha) \cap FIRST_1(\gamma\alpha) = FIRST_1(\beta) \cap FIRST_1(\gamma)$. □

Věta 6.8. *Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je CFG. G je LL(1) gramatika právě když $\forall A \in N$ a pro každá dvě různá A-pravidla $A \to \beta$, $A \to \gamma$ z P platí*

$$FIRST_1(\beta FOLLOW_1(A)) \cap FIRST_1(\gamma FOLLOW_1(A)) = \emptyset \tag{6.5}$$

Důkaz. Pro $\beta \neq \gamma$ provedeme rozbor po případech:

- je-li $\beta \Rightarrow^* \varepsilon$ a $\gamma \Rightarrow^* \varepsilon$, pak G není jednoznačná. Tedy G není LL(k) a současně průnik (6.5) je neprázdný: je roven $FOLLOW_1(A)$.
- je-li $\beta \not\Rightarrow^* \varepsilon$ a $\gamma \not\Rightarrow^* \varepsilon$, pak tvrzení platí díky důsledku 6.7.
- je-li $\beta \not\Rightarrow^* \varepsilon$ a $\gamma \Rightarrow^* \varepsilon$, pak z věty 6.6 pro tento případ plyne, že G není LL(1), právě když existuje levá větná forma $wA\alpha$ tavová, že $FIRST_1(\beta) \cap FIRST_1(\alpha) \neq \emptyset$, právě když $FIRST_1(\beta FOLLOW_1(A)) \cap FIRST_1(\gamma FOLLOW_1(A)) \neq \emptyset$, protože $FIRST_1(\alpha) \subseteq FOLLOW_1(A)$. Identicky pro případ $\beta \Rightarrow^* \varepsilon$ a $\gamma \not\Rightarrow^* \varepsilon$.

□

6.3 Syntaktická analýza LL(1) gramatik

Syntaktickou analýzu LL(k) gramatik lze provádět deterministickým zásobníkovým automatem automatem (DPDA). Požadujeme však, aby v případě, že vstupní slovo patří do jazyka, automat navíc poskytl informaci o struktuře věty (například její levé odvození, či derivační strom, resp. jednoznačné zakódování tohoto stromu). Proto automat rozšíříme o možnost zápisu výstupního symbolu na (přidanou) výstupní pásku Formální definici takového automatu s výstupem ponecháváme čtenáři.

Syntaktickou analýzu ukážeme nejprve pro LL(1) gramatiky, přičemž přímo vycházíme z tvrzení věty 6.8.

Nechť je dána LL(1) gramatika $G = (N, \Sigma, P, S)$, kde pravidla z P jsou očíslována $i = 1, \ldots, card(P)$. Je-li $w \in L(G)$, pak *levým rozborem* w nazveme posloupnost čísel pravidel použitých v levém odvození věty w.

DPDA $\mathcal{A}$ provádějící LL(1) syntaktickou analýzu vět z $L(G)$ má jeden stav, počáteční obsah zásobníku je $S\$$, kde S je kořen gramatiky G a \$ je symbol nevyskytující se v gramatice. Automat akceptuje prázdným zásobníkem. Označme M přechodovou funkci[1] typu

$$M : (N \cup \Sigma \cup \{\$\}) \times (\Sigma \cup \varepsilon) \to \quad \{<\alpha, i> \mid A \to \alpha \text{ je } i\text{-té pravidlo v } P\} \cup \{\text{odstraň, přijmi, chyba}\},$$

a je definována takto:

1. Je-li $A \to \alpha$ i-té pravidlo, klademe $M(A, a) =<\alpha, i>$ pro všechna $a \in \mathit{FIRST}_1(\alpha)$. Je-li též $\varepsilon \in \mathit{FIRST}_1(\alpha)$, pak $M(A, b) =<\alpha, i>$ pro všechna $b \in \mathit{FOLLOW}_1(A)$. V obou případech: je-li
2. $M(a, a) =$ odstraň, pro všechna $a \in \Sigma$.
3. $M(\$, \varepsilon)$ = přijmi. Automat vymaže ze zásobníku symbol \$ a akceptuje.
4. $M(x, a) =$ chyba, pro $x \in \Sigma, x \neq a$.

Uvedená přechodová funkce M se též někdy nazývá $LL(1)$ *tabulkou* pro G, její část zkonstruovaná dle bodu 1 pak *redukovanou* $LL(1)$ tabulkou. Díky Větě 6.8 se snadno nahléne, že M je přechodovou funkcí *deterministického* PDA (s výstupem), a to právě když G je $LL(1)$; v opačném případě by $M(A, a)$ obsahovala dvě různé položky $<\alpha, i>$ a $<\beta, j>$ pro nějaká $A \in N, a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\}$. Činnost automatu lze neformálně popsat takto:

1. Je-li na vrcholu zásobníku neterminál, řekněme A, pak automat má (v obou podpřípadech) udělat krok dle bodu 1 definice funkce M. Nechť první symbol ještě nezpracované části vstupu je a: automat provede ε-krok, nahradí A na vrcholu zásobníku řetězem α a na výstup zapíše i, tj. číslo použitého pravidla $A \to \alpha$.
2. Je-li na vrcholu zásobníku terminál, řekněme a a na vstupu je rovněž a, pak (tak jako u nedetermininistické analýzy shora dolů) automat přečte ze vstupu a a z vrcholu zásobníku a odstraní.
3. Je-li na vrcholu zásobníku symbol \$ (indikující "prázdný" zásobník) a na vstupu je (již jen) ε (indikující **eof** vstupního souboru), automat akceptuje (vymaže zásobník).
4. ve všech ostatních případech automat ukončí výpočet a neakceptuje.

Výše uvedené úvahy lze formalizovat takto: množinu konfigurací K automatu $\mathcal{A}$ definujeme jako $(N \cup \Sigma \cup \{\$\})^* \times (\Sigma \cup \varepsilon)^* \times \{1, \ldots, \mathit{card}(P)\}^*$ reprezentující obsah zásobníku, dosud nepřečteno část vstupního slova a dosud vyprodukovaný výstup. Počáteční konfigurací pro vstupní slovo w je $(S\$, w, \varepsilon)$. Na K definujeme binární relaci (krok výpočtu) $\vdash$ takto:

1. $(ax, A\gamma, \pi) \vdash (ax, \alpha\gamma, \pi i)$ jestliže $M(A, a) =<\alpha, i>$.
2. $(ax, a\gamma, \pi) \vdash (x, \gamma, \pi)$ (pozn.: v tomto případě je $M(a, a) =$ odstraň).
3. $(\varepsilon, \$, \pi) \vdash (\varepsilon, \varepsilon, \pi)$, kde $(\varepsilon, \varepsilon, \pi)$ je akceptující konfigurace a π je levý rozbor $w \in L(G)$.
   Pro ostatní konfigurace není krok výpočtu definován. Případně je možné K rozšířit o konfiguraci "chyba" a definovat:
4. $(ax, X\gamma, \pi) \vdash$ chyba

Tvrzení obsažené v bodě 3 je třeba dokázat:

---

1. Protože automat má jen jeden stav, v definci přechodové funkce ho neuvádíme.

Věta 6.9. *Nechť* $G = (N, \Sigma, P, S)$ *je LL(1) gramatika, jejíž pravidla jsou očíslována* $i = 1, \ldots, card(P)$ *a nechť* $\mathcal{A}$ *s přechodovou funkcí* M *jsou takové, jak definováno výše. Pak platí:* $(S\$, w, \varepsilon) \vdash^* (\varepsilon, \varepsilon, \pi) \iff w \in L(G)$ *a* π *je levý rozbor* w.

Důkaz. Idea důkazu: nechť $\mathcal{N}$ je PDA provádějící nedeterministickou syntaktickou analýzu vět z $L(G)$ zkonstruovaný dle lemmatu o nedeterministické syntaktické analýze shora dolů. Lze ověřit, že každý úspěšný výpočet automatu $\mathcal{N}$ lze simulovat výpočtem v $\mathcal{A}$ a též i obráceně, že ke každému akceptujícímu výpočtu v $\mathcal{A}$ existuje úspěšný výpočet automatu $\mathcal{N}$ (po případech dle definice přechodových funkcí automatů $\mathcal{N}$ a $\mathcal{A}$). Jelikož nahrazování neterminálů na vrcholu zásobníku odpovídá levé derivaci, je π je levým rozborem w. □

6.4 SLL(k) gramatiky a jejich analýza

Pozorný čtenář si jistě položil otázku, zda tvrzení Věty 6.6 nejde z případu $k = 1$ zobecnit na $k > 1$. Ukážeme, že tomu tak není. Nejprve se zabývejme podmínkou (6.5) z Věty 6.6 zobecněnou pro $k \geq 1$.

Věta 6.10. *Pro libovolnou redukovanou CFG* $G = (N, \Sigma, P, S)$ *a libovolné* $k \geq 1$ *celé jsou následující dvě tvrzení* (6.6) *a* (6.7) *ekvivalentní:*

$$\left.\begin{array}{l}\forall A \in N.\ \forall A \to \beta \mid \gamma.\ \beta \neq \gamma : \\ \mathit{FIRST}_k(\beta \mathit{FOLLOW}_k(A)) \cap \mathit{FIRST}_k(\gamma \mathit{FOLLOW}_k(A)) = \emptyset\end{array}\right\} \quad (6.6)$$

$$\left.\begin{array}{lll}\text{Pro libovolné dvě levé derivace} & (1) & S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\beta\alpha \Rightarrow^* wx \\ & (2) & S \Rightarrow^* w'A\alpha' \Rightarrow w'\gamma\alpha' \Rightarrow^* w'y \\ & (3) & \text{podmínka } k : x = k : y \\ & & \text{implikuje rovnost } \beta = \gamma.\end{array}\right\} \quad (6.7)$$

Důkaz. Negace tvrzení (6.6) je ekvivaletní s tvrzením:

$$\begin{array}{l}\exists A \in N.\ \exists A \to \beta \mid \gamma.\ \beta \neq \gamma : \\ \exists y \in \mathit{FIRST}_k(\beta \mathit{FOLLOW}_k(A)) \cap \mathit{FIRST}_k(\gamma \mathit{FOLLOW}_k(A)),\end{array}$$

které je ekvivaletní tvrzení:

$$\begin{array}{l}\exists A \in N.\ \exists A \to \beta \mid \gamma : \\ S \Rightarrow_L^* wA\delta_1,\quad y \in \mathit{FIRST}_k(\beta\delta_1), \\ S \Rightarrow_L^* w'A\delta_2,\quad y \in \mathit{FIRST}_k(\gamma\delta_2) \text{ a } \beta \neq \gamma,\end{array}$$

což je ekvivalentní negaci trvrzení (6.7) – viz definice *FIRST*, *FOLLOW* a poznámka 6.2. □

Je tedy vidět, že každá gramatika splňující podmínku (6.7) je LL(k) gramatikou, ale obrácené tvrzení neplatí: lze ukázat (viz níže), že pro každé $k > 1$ existuje LL(k) gramatika taková, že nesplňuje podmínku (6.7). Má tedy smysl definovat tzv. SLL(k) gramatiky, a to (například) takto:

Definice 6.11. Nechť $G = (N, \Sigma, P, S)$ je redukovaná CFG, $k \geq 1$ je celé číslo. řekneme, že G je SLL(k) gramatika, právě když pro libovolné dvě nejlevější derivace ($w \in \Sigma^*$)

(1) $S \Rightarrow^* wA\alpha \Rightarrow w\beta\alpha \Rightarrow^* wx$

(2) $S \Rightarrow^* w'A\alpha' \Rightarrow w'\gamma\alpha' \Rightarrow^* w'y$, podmínka

(3) $k : x = k : y$

implikuje rovnost $\beta = \gamma$.

Řekneme, že gramatika G je SLL právě když je SLL(k) pro nějaké $k \in \mathbb{N}$, jazyk L je SLL(k) právě když existuje SLL(k) gramatika G taková, že $L = L(G)$.

Je tedy vidět, že syntaktická analýza SLL(k) gramatik je přímočarým rozšírením syntaktické analýzy LL(1) gramatik. Detaily (zatím) ponecháváme čtenáři.

6.5 Příloha: algoritmy pro výpočet funkcí FIRST a FOLLOW

Nechť Σ je abeceda, $L_1, L_2 \subseteq \Sigma^*, k \geq 1$. Definujeme funkci $\oplus_k : \Sigma^* \times \Sigma^* \longrightarrow \Sigma^*$ takto: $L_1 \oplus_k L_2 = \{w \mid \ w = k : xy \ \text{ pro nějaká } \ x \in L_1, y \in L_2\}$.

Je dána gramatika $G = (N, \Sigma, P, S)$ a řetězec $\alpha = Y_1 \cdot Y_2 \cdot \dots \cdot Y_l$, kde $Y_x = N \cup \Sigma$.

1) $FI_k(x) = \{x\}$ pro $x \in \Sigma$

2) Výpočet $FI_k(x)$ pro $x \in N$:

   Nechť $N = \{X_1, X_2, \dots, X_n\}$. Budeme počítat hodnotu $FI_k(X_i)$ současně pro všechny neterminály ($i = 1, \dots, n$). Nechť všechna pravidla pro neterminál X_i jsou tato:

   $$X_i \to Y_1^1 \dots Y_{k_1}^1 \mid Y_1^2 \dots Y_{k_2}^2 \mid \dots \mid Y_1^j \dots Y_{k_j}^j$$

   Potom

   $$\begin{aligned} FI_k(X_i) = {} & [\ FI_k(Y_1^1) \oplus_k FI_k(Y_2^1) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_{k_1}^1)\ ] \\ & \cup \dots \cup \\ & [\ FI_k(Y_1^1) \oplus_k FI_k(Y_2^1) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_{k_1}^1)\ ]. \end{aligned}$$

   Hodnoty $FI_k(X_i)$ jsou pevnými body uvedené soustavy rekurzivních rovnic. Počáteční hodnoty jsou $FI_k(X_i) = \emptyset$.

3) $FIRST_k(\alpha) = FI_k(Y_1) \oplus_k FI_k(Y_2) \oplus_k \dots \oplus_k FI_k(Y_l)$

Je dána gramatika $G = (N, \Sigma, P, S)$. Funkce FO je definována pro $A \in N$.

Postupně počítáme hodnoty: $FO_1(A)$ pro všechny $A \in N$,
$FO_2(A)$ pro všechny $A \in N$
$\vdots$
$FO_k(A)$ pro všechny $A \in N$

Při výpočtu $FO_i(A)$ postupujeme následovně:

1) $FO_i(S) := \{\epsilon\}$ pro počáteční neterminál S.
   $FO_i(A) := \emptyset$ pro ostatní neterminály.
2) Pro každé pravidlo tvaru: $B \rightarrow \alpha A\beta \in P$, kde $\beta \neq \epsilon$

$$FO_i(A) := FO_i(A) \cup [(FI_i(\beta) - \{\epsilon\}) \oplus_i FO_{i-1}(B)]$$

3) OPAKUJ
   Pro každé pravidlo tvaru: $B \rightarrow \alpha A\beta \in P$, kde $\beta = \epsilon$ nebo $\epsilon \in FI_1(\beta)$

$$FO_i(A) := FO_i(A) \cup FO_i(B)$$

   Tak dlouho, dokud se nedosáhne pevného bodu.

6.6 Transformace gramatik do LL(1) tvaru

- odstranění levé rekurze
- levá substituce — odstranění konfliktu FIRST-FIRST
- pohlcení pravého kontextu — odstranění konfliktu FIRST-FOLLOW