BI-AAG cvičení 6,7 - Algoritmy

Bc. Eliška Šestáková

6.11.2014

1 RG $\to$ KA

Konstrukce NKA pro danou pravou regulární gramatiku :

- Vstup:
  Pravá regulární gramatika $G = (N, T, P, S)$.

- Výstup:
  NKA $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$ takový, ľe $L(G) = L(M)$.

- Metoda:
  1. Množina vstupních symbolů automatu M je rovna T.
  2. Množina stavů $Q = N \cup \{A\}, A \notin N$.
  3. Zobrazení δ:
     je-li $B \to aC \in P$, pak $\delta(B, a)$ obsahuje C,
     je-li $B \to a \in P$, pak $\delta(B, a)$ obsahuje A.
  4. $q_0 = S$.
  5. $F = \{S, A\}$, jestliže $S \to \varepsilon \in P$,
     $F = \{A\}$, jestliže $S \to \varepsilon \notin P$.

Konstrukce NKA pro danou levou regulární gramatiku :

- Vstup:
  Levá regulární gramatika $G = (N, T, P, S)$.

- Výstup:
  NKA $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$ takový, ľe $L(G) = L(M)$.

- Metoda:
  1. Množina vstupních symbolů automatu M je rovna T.
  2. Množina stavů $Q = N \cup \{q_0\}$.
  3. Zobrazení δ:
     Je-li $A \to Ba \in P$, pak $\delta(B, a)$ obsahuje A,
     je-li $A \to a \in P$, pak $\delta(q_0, a)$ obsahuje A.
  4. $q_0 \in Q$ je počáteční stav automatu M.
  5. Je-li $S \to \varepsilon \in P$, pak $F = \{S, q_0\}$,
     v opačném případě $F = \{S\}$.

2 KA $\rightarrow$ RG

Konstrukce pravé regulární gramatiky pro daný NKA :

- Vstup:
  NKA $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$.

- Výstup:
  Pravá regulární gramatika $G = (N, T, P, S)$, $L(M) = L(G)$.

- Metoda:
  1. $N = Q$.
  2. P sestrojíme takto:
     (a) Jestliže $\delta(B, a)$ obsahuje C, pak $B \rightarrow aC$ dáme do P.
     (b) Jestliže $\delta(B, a)$ obsahuje C a $C \in F$, pak $B \rightarrow a$ dáme do P.
     (c) Symbol $S = q_0$.
     (d) Jestliže $q_0 \in F$ a S není na pravé straně, pak $S \rightarrow \varepsilon$ dáme do P a počáteční symbol je S.
     (e) Jestliže $q_0 \in F$ a S je na pravé straně, pak přidáme do P pravidla tvaru $S' \rightarrow \alpha$, kde α jsou pravé strany pravidel tvaru $S \rightarrow \alpha$, S' je počáteční symbol a pravidlo $S' \rightarrow \varepsilon$ přidáme do P.

3 RV $\rightarrow$ KA

Konstrukce KA pro daný RV – metoda sousedů, Glushkov :

- Vstup:
  Regulární výraz V.

- Výstup:
  Konečný (homogenní) automat $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$, $h(V) = L(M)$.

- Metoda:
  1. Očíslujeme čísly $1, 2, \ldots, n$ všechny výskyty symbolů z T ve výrazu V. Vzniklý regulární výraz označíme V'.
  2. Množina začátečních symbolů $Z = \{x_i : x \in T$, symbolem x_i může začínat nějaký řetězec z $h(V')\}$.
  3. Množinu sousedů $P = \{x_i y_j :$ symboly x_i a y_j mohou být vedle sebe v nějakém řetězci z $h(V')\}$.
  4. Množinu koncových symbolů $F = \{x_i :$ symbolem x_i může končit nějaký řetězec z $h(V)\} \cup \{q_0 : \varepsilon \in h(V)\}$.
  5. $Q = \{q_0\} \cup \{x_i : x \in T, i \in \langle 1, n \rangle\}$.

Konstrukce DKA pro daný RV – metoda derivací, Brzozowski. :

- Vstup:
  Regulární výraz V.

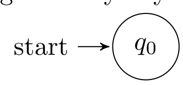
- Výstup:
  Konečný automat $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$, $h(V) = L(M)$.

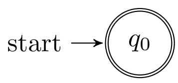
- Metoda:
  1. $Q = \{V\}, Q_0 = \{V\}, i := 1$.
  2. $Q_i = \{\frac{dU}{da} : U \in Q_{i-1}, a \in T\} \setminus Q$.
  3. Jestliže $Q_i \neq \emptyset$, $Q = Q \cup Q_i$, $i := i + 1$, jdi na krok 2.
     Jestliže $Q_i = \emptyset$, vytvoříme automat M takto:
     $M = (Q, T, \delta, V, F)$,
     $\delta(\frac{dU}{dx}, a) = \frac{dU}{d(xa)}$.
     Množina $F = \{\frac{dU}{dx} : \varepsilon \in h(\frac{dU}{dx})\}$.

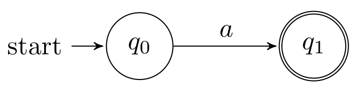
Konstrukce KA pro daný RV – postupná konstrukce, Thompson. :

- Vstup:
  Regulární výraz V.

- Výstup:
  Konečný automat $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$, $h(V) = L(M)$.

- Metoda:
  1. Sestrojíme KA pro elementární regulární výrazy:
     (a) Pro regulární výraz $V = \emptyset$:
     

     (b) Pro regulární výraz $V = \varepsilon$:
     

     (c) pro regulární výraz $V = a$:
     

  2. Pro části regulárního výrazu tvaru

$$V = V_1 + V_2,\ V = V_1V_2,\ V = V_1^*$$

sestrojíme konečné automaty pomocí příslušných algoritmů.

4 KA $\rightarrow$ RV

Řešení regulárních rovnic, příchozí přechody :

- Vstup:
  Konečný automat $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$.

- Výstup:
  Regulární výraz V, $h(V) = L(M)$.

- Metoda:
  1. Pro každý stav q z Q:
     $X_q = X_{p_1}a_1 + X_{p_2}a_2 + \cdots + X_{p_n}a_n$, když $q \in \delta(p_i, a_i)$. V případě, že q je počáteční stav, přidáme ε.
  2. Soustavu levých regulárních rovnic řešíme substituční metodou.
  3. Výsledný regulární výraz:
     $V = X_{p_1} + X_{p_2} + ... + X_{p_n}$, jestliže $p_i \in F,\ i = 1, 2, ..., n$.

Řešení regulárních rovnic, odchozí přechody :

- Vstup:
  Konečný automat $M = (Q, T, \delta, q_0, F)$.

- Výstup:
  Regulární výraz V, $h(V) = L(M)$.

- Metoda:
  1. Pro každý stav q z Q:
     $X_q = a_1X_{p_1} + a_2X_{p_2} + ... + a_nX_{p_n}$, když $p_i \in \delta(q, a_i)$.
     V případě, že q je koncový stav, přidáme ε.
  2. Vzniklou soustavu pravých regulárních rovnic řešíme substituční metodou.
  3. Výsledný regulární výraz je výraz pro počáteční stav q_0 (pro proměnnou X_{q_0}).

5 RG $\rightarrow$ RV

Metoda regulárních rovnic :

- Vstup:
  Regulární gramatika $G = (N, T, P, S)$.

- Výstup:
  Regulární výraz V takový, že $h(V) = L(G)$.

- Metoda:
  1. Pro každý neterminální symbol z N sestrojíme regulární rovnici.
  2. Vzniklou soustavu regulárních rovnic řešíme substituční metodou pro počáteční symbol gramatiky S.

6 RV $\rightarrow$ RG

Konstrukce pravé RG pro daný RV – **metoda derivací** :

- Vstup:
  Regulární výraz V nad abecedou T.

- Výstup:
  $G = (N, T, P, S)$, $L(G) = h(V)$

- Metoda:
  1. $N = \{V\}, N_0 = \{V\}, i = 1$.
  2. Vytvoříme derivace všech výrazů z N_{i-1} podle všech symbolů z abecedy T. Do množiny N_i vložíme všechny výrazy vzniklé derivací výrazů z N_{i-1}.
  3. Jestliže $N_i \neq \emptyset$, přidáme N_i do N, $i = i+1$ a přejdeme na krok 2. Jinak vytvoříme gramatiku $G = (N, T, P, V)$, kde P:
     $\frac{dV}{dx} \rightarrow a\frac{dV}{d(xa)}$ přidáme do P.
     $\frac{dV}{dx} \rightarrow a$ přidáme do P v případě, že $\varepsilon \in h\ (\frac{dV}{d(xa)})$.
     $V \rightarrow \varepsilon$ přidáme do P v případě, že $\varepsilon \in h(V)$.

Konstrukce pravé RG pro daný RV – postupná konstrukce :

- Vstup:
  Regulární výraz V nad abecedou T.

- Výstup:
  $G = (N, T, P, S)$, $L(G) = h(V)$

- Metoda:
  1. $\forall a \in T$ sestrojíme gramatiky:
     $G_a = (\{A\}, \{a\}, \{A \to a\}, A)$.
  2. Sestrojíme gramatiku $G_\varepsilon = (\{E\}, \emptyset, \{E \to \varepsilon\}, E)$.
  3. Gramatiky pro podvýrazy tvaru $x_1 + x_2$, $x_1 x_2$, x_1^*,
     pokud jsme již sestrojili gramatiky pro podvýrazy x_1, x_2.
  4. Vyloučíme ε-pravidla a jednoduchá pravidla.