Зміст

4 Скінченно-автоматні мови і праволінійні граматики

4.1 Скінченно-автоматні мови

Ознайомившись з деякими результатами теорії скінчених автоматів, спробуємо з'ясувати, які мови (множини слів) є скінчено-автоматними.

4.1.1 Базові мови

Твердження: Скінчено автоматними є наступні множини:

1. порожня словарна множина — $\varnothing$;

2. словарна множина, що складається з одного ε-слова — $\{\varepsilon\}$;

3. множина $\{a\}$, $a \in \Sigma$.

Доведення: в кожному випадку нам доведеться конструктивно побудувати відповідний скінчений автомат:

1. Довільний скінчений автомат з пустою множиною заключних станів (а мінімальний — з пустою множиною станів) допускає $\varnothing$;

2. Розглянемо автомат $M = \langle \{q_0\}, \Sigma, q_0, \delta, \{q_0\} \rangle$, у якому δ не визначено ні для яких $a \in \Sigma$. Тоді $L(M) = \{\varepsilon\}$.

3. Розглянемо автомат $M = \langle \{q_0, q_1\}, \Sigma, q_0, \delta, \{q_1\} \rangle$, у якому функція δ визначена лише для пари (q_0, a), а саме: $\delta(q_0, a) = \{q_1\}$. Тоді $L(M) = \{a\}$.

4.1.2 Операції над мовами

Твердження: Якщо $M_1 = \langle Q_1, \Sigma, q_0^1, \delta_1, F_1 \rangle$ та $M_2 = \langle Q_2, \Sigma, q_0^2, \delta_2, F_2 \rangle$, що визначають відповідно мови $L(M_1)$ та $L(M_2)$, то скінченно-автоматними мовами будуть:

1. $L(M_1) \cup L(M_2) = \{w \mid q \in L(M_1) \text{ or } q \in L(M_2)\}$;
2. $L(M_1) \cdot L(M_2) = \{w = xy \mid x \in L(M_1), y \in L(M_2)\}$;
3. $L(M_1)^\star = \{\varepsilon\} \cup L(M_1) \cup L(M_1)^2 \cup L(M_1)^3 \cup \ldots$.

Доведення: в кожному випадку нам доведеться конструктивно побудувати відповідний скінчений автомат:

1. Побудуємо автомат $M = \langle Q, \Sigma, q_0, \delta, F \rangle$ такий, що $L(M) = L(M_1) \cup L(M_2)$:
   - $Q = Q_1 \cup Q_2 \cup \{q_0\}$, де q_0 — новий стан ($q_0 \notin Q_1 \cup Q_2$);
   - Функцію δ визначимо таким чином:
   $$\delta(q, a) = \begin{cases} \delta_1(q, a), & q \in Q_1, \\ \delta_2(q, a), & q \in Q_2, \\ \delta_1(q_0^1, a) \cup \delta_2(q_0^2, a), & q = q_0. \end{cases} \tag{4.1}$$
   - Множина заключних станів:
   $$F = \begin{cases} F_1 \cup F_2, & \text{if } \varepsilon \notin L_1 \cup L_2, \\ F_1 \cup F_2 \cup \{q_0\}, & \text{otherwise.} \end{cases} \tag{4.2}$$

   Побудований таким чином автомат взагалі кажучи недетермінований.

   Індукцією по i показуємо, що $(q_0, w) \models^i (q, \varepsilon)$ тоді і тільки тоді, коли $(q_0^1, w) \models^i (q, \varepsilon), q \in F_1$ або $(q_0^2, w) \models^i (q, \varepsilon), q \in F_2$.

2. Побудуємо автомат $M = \langle Q, \Sigma, q_0, \delta, F \rangle$ такий, що $L(M) = L(M_1) \cdot L(M_2)$:
   - $Q = Q_1 \cup Q_2$;
   - $q_0 = q_0^1$;

- Функцію δ визначимо таким чином:

$$\delta(q,a) = \begin{cases} \delta_1(q,a), & q \in Q_1 \setminus F_1, \\ \delta_2(q,a), & q \in Q_2, \\ \delta_1(q,a) \cup \delta_2(q_0^2,a), & q \in F_1. \end{cases} \quad (4.3)$$

- Множина заключних станів:

$$F = \begin{cases} F_2, & \text{if } \varepsilon \notin L_2, \\ F_1 \cup F_2, & \text{otherwise}. \end{cases} \quad (4.4)$$

3. Побудуємо автомат $M = \langle Q, \Sigma, q_0, \delta, F \rangle$ такий, що $L(M) = L(M_1)^\star$:

   - $Q = Q_1 \cup \{q_0\}$, де q_0 — новий стан ($q_0 \notin Q_1$);
   - Функцію δ визначимо таким чином:

$$\delta(q,a) = \begin{cases} \delta_1(q,a), & q \in Q_1 \setminus F_1, \\ \delta_1(q_0^1,a), & q = q_0, \\ \delta_1(q,a) \cup \delta_1(q_0^1,a), & q \in F_1. \end{cases} \quad (4.5)$$

   - Множина заключних станів $F = F_1 \cup \{q_0\}$.

4.2 Скінченні автомати та праволінійні граматики

Породжуюча граматика G — це четвірка

$$G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle, \quad (4.6)$$

де:

- N — скінченна множина — допоміжний алфавіт (нетермінали);
- Σ — скінченна множина — основний алфавіт (термінали);
- P — скінченна множина правил вигляду

$$\alpha \mapsto \beta, \quad \alpha \in (N \cup \Sigma)^\star \times N \times (N \cup \Sigma)^\star, \quad \beta \in (N \cup \Sigma). \quad (4.7)$$

- S — виділений нетермінал (аксіома).

4.2.1 Класифікація граматик Хомського

В залежності від структури правил граматики діляться на чотири типи:

- Тип 0: граматики загального вигляду, коли правила не мають обмежень, тобто

$$\alpha \mapsto \beta, \quad \alpha \in (N \cup \Sigma)^\star \times N \times (N \cup \Sigma)^\star, \quad \beta \in (N \cup \Sigma). \tag{4.8}$$

- Тип 1: граматики, що не укорочуються, коли обмеження на правила мінімальні, а саме:

$$\alpha \mapsto \beta, \quad \alpha \in (N \cup \Sigma)^\star \times N \times (N \cup \Sigma)^\star, \quad \beta \in (N \cup \Sigma), \quad |\alpha| \leq |\beta|. \tag{4.9}$$

- Тип 2: контекстно-вільні граматики, коли правила в схемі P мають вигляд:

$$A_i \mapsto \beta, \quad A_i \in N, \quad \beta \in (N \cup \Sigma)^\star. \tag{4.10}$$

- Тип 3: скінченно-автоматні граматики, коли правила в схемі P мають вигляд:

$$A_i \mapsto wA_j, \quad A_i \mapsto w, \quad Ai \mapsto A_j w, \tag{4.11}$$

  де $A_i, A_j \in N$, $w \in \Sigma^\star$.

В класі скінченно-автоматних граматик виділимо так звані *праволінійні граматики* — це граматики, які в схемі P мають правила вигляду:

$$A_i \mapsto wA_j, \quad A_i \mapsto w, \tag{4.12}$$

де $A_i, A_j \in N$, $w \in \Sigma^\star$.

Нескладно довести, що клас праволінійних граматик співпадає з класом граматик типу 3.

4.2.2 Мова породжена граматикою

Ланцюжок w_1 *безпосередньо виводиться* з ланцюжка w (позначається $w \Rightarrow w_1$), якщо $w = x\alpha y$, $w_1 = x\beta y$ та в схемі P граматики G є правило виду $\alpha \mapsto \beta$. Оскільки поняття "безпосередньо виводиться" розглядається на парах ланцюжків, то в подальшому символ $\Rightarrow$ буде трактуватися як бінарне вдіношення.

Ланцюжок w_1 *виводиться* з ланцюжка w (позначається $w \Rightarrow^\star w_1$), якщо існує скінчена послідовність виду $w \Rightarrow w'_1 \Rightarrow w'_2 \Rightarrow \ldots \Rightarrow w'_n \Rightarrow w_1$.

Або кажуть, що бінарне відношення $\Rightarrow^\star$ — це рефлексивно-транзитивне замикання бінарного відношення $\Rightarrow$.

Мова, яку породжує граматика G (позначається $L(G)$) — це множина термінальних ланцюжків:

$$L(G) = \{w \mid S \Rightarrow^\star w, w \in \Sigma^\star\}\,. \tag{4.13}$$

4.2.3 Праволінійна граматика $\sim$ скінченний автомат

Теорема. *Клас мов, що породжуються праволінійними граматиками, співпадає з класом мов, які розпізнаються скінченими автоматами.*

Доведення. Спочатку покажемо, що для довільної праволінійної граматики G можна побудувати скінчений автомат M, такий що $L(M) = L(G)$.

Розглянемо правила праволінійної граматики. Вони бувають двох типів: $A_i \mapsto wA_j$, і $A_i \mapsto w$.

На основі правил граматики G побудуємо схему P_1 нової граматики, яка буде еквівалентною початковій, а саме:

- правила виду $A_i \mapsto a_1 a_2 \ldots a_p A_j$ замінимо послідовністю правил

$$\begin{aligned} A_i &\mapsto a_1 B_1, \\ B_1 &\mapsto a_2 B_2, \\ &\ldots \\ B_{p-1} &\mapsto a_p A_j. \end{aligned} \tag{4.14}$$

- правила виду $A_i \mapsto a_1 a_2 \ldots a_p$ замінимо послідовністю правил

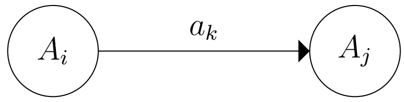
$$\begin{aligned} A_i &\mapsto a_1 B_1, \\ B_1 &\mapsto a_2 B_2, \\ &\ldots \\ B_{p-1} &\mapsto a_p B_p, \\ B_p &\mapsto \varepsilon. \end{aligned} \tag{4.15}$$

  де $B_1, B_2, \ldots$ — це нові нетермінали граматики G_1.

Очевидно, що граматика G_1 ьуде еквівалентна граматиці G.

Далі, на основі граматики G_1 побудуємо скінчений автомат M, таким чином:

- як імена станів автомата візьмемо нетермінали граматики G_1;
- початковий стан автомата позначається аксіомою S;
- функція δ визначається діаграмою переходів, яка будується на основі правил вигляду $A_i \mapsto a_k A_j$:



- множина F заключних станів скінченого автомата визначається так: $F = \{A_i \mid A_i \mapsto \varepsilon\}$.

Індукцією по довжині вхідного слова покажемо, що якщо $S \Rightarrow^{n+1} w$, то $(q_0, w) \models^n (q, \varepsilon)$:

- База: $i = 0$: $S \Rightarrow \varepsilon$, тоді $(q_0, \varepsilon) \models^0 (q_0, \varepsilon)$.
- Перехід: нехай $|w| = i + 1$, тобто $w = aw_1$. Тоді $S \Rightarrow aA_p \Rightarrow^i aw_1$ та $(q_0, aw_1) \models (q_i, w_1) \models^{i-1} (q, \varepsilon)$, де $q \in F$.

Доведення навпаки є очевидним.

4.3 Контрольні запитання

1. Які три базові скінченно-автоматні мови ви знаєте?
2. Доведіть, що мови з попереднього питання справді є скінченно-автоматними.
3. Які три операції над скінченно-автоматними мовами ви знаєте?
4. Доведіть, що результати операцій з попереднього питання справді є скінченно-автоматними.
5. Що таке породжуюча граматика?
6. Які чотири типи граматик за Хомським ви знаєте?
7. Що таке праволінійна граматика?
8. Дайте визначення безпосереднього виведення, виведення, породженої граматикою мови.
9. Доведіть, що скінченний автомат це майже праволінійна граматика.