

Скінченний автомат $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, I, F \rangle$ називається *детермінованим* (deterministic), якщо

1. Множина I містить рівно один елемент;
2. Для кожного переходу $\langle p, x, q \rangle \in \Delta$ виконується рівність $|x| = 1$, тобто мітки переходів автомата є однобуквеними;
3. Автомат не містить дуг з пустими λ мітками;
4. Для кожного символу $a \in \Sigma$ і для довільного стану $p \in Q$ існує тільки один стан $q \in Q$ такий, що $\langle p, a, q \rangle \in \Delta$, тобто перехід зі стану p у стан q по дузі з міткою a повинен бути єдиним для кожної букви алфавіту.

Детермінізація

Вважаємо, що автомат, який підлягає процедурі власне детермінізації, вже не містить λ переходів.

Спочатку зауважимо, що автоматна граматика (надалі А-граматика) відповідає детермінованому автомату тоді і тільки тоді, коли за кожним її правилом вигляду

$$A \rightarrow a_1 A_1 | \dots | a_n A_n \quad \text{або} \quad A \rightarrow a_1 A_1 | \dots | a_n A_n | \varepsilon$$

виконується умова: $a_i \neq a_j$ при $i \neq j$.

Для кожного правила, ліві частини яких є нетерміналами з множини $\{A_1, \dots, A_n\}$, а праві частини цих правил розпочинаються однаковими термінальними символами, введемо новий нетермінальний символ, який позначимо як $[A_1 \dots A_n]$ і визначимо для нього правило грамматики так, щоб його права частина складалася з *правих частин правил для кожного A_i , що входить в множину $\{A_1, \dots, A_n\}$* , тобто задамо правило

$$[A_1 \dots A_n] \rightarrow r_1 \mid \dots \mid r_n ,$$

де r_i – права частина правила для A_i , тобто $A_i \rightarrow r_i$.

Тепер побудуємо граматiku $G' = (N', T, P', S)$, де N' отримується з N додаванням визначених вище нових нетермінальних символів, а P' отримано додаванням до P правил для нових нетермінальних символів: в кожному правилі всі члени вигляду aA_1, \dots, aA_n з одним і тим же терміналом $a \in T$ замінюються одним правилом $a[A_1, \dots, A_n]$.

Таким правилам відповідає детермінований автомат, еквівалентний недетермінованому, оскільки $a[A_1, \dots, A_n] = aA_1 | \dots | aA_n$.

Оскільки не всі нетермінальні символи $[A_1, \dots, A_n]$ досяжні з S , то для побудови P' достатньо використовувати тільки необхідні правила, починаючи з правила для S .

Отриманий детермінований скінченний автомат повинен далі обов'язково пройти процедуру видалення непродуктивних та недосяжних станів.