

Низхідний МП-автомата для КВ-граматики.

(також розглянутий як приклад до контрольного завдання №24)

(Працює як $LL(1)$ -аналізатор)

Низхідний МП-автомат $M = (\{q\}, T, N \cup T, D, q, S, q)$, що розпізнає мову КВ-граматики $G = (N, T, P, S)$, моделюється з одним станом q , вхідним алфавітом є термінальні символи T -граматики, алфавіт магазинних символів складається з термінальних та нетермінальних символів: $Z = N \cup T$. Початкова конфігурація визначається так: (q, α, S) – автомат перебуває в своєму єдиному стані q , зчитувальна головка знаходиться на початку ланцюжка $\alpha \in T^*$. У стеку знаходиться початковий символ S . Кінцева конфігурація автомата визначається так: $(q, \varepsilon, \varepsilon)$ – автомат перебуває в своєму єдиному стані q , зчитувальна головка знаходиться під порожнім символом (за кінцем ланцюжка), стек порожній.

Низхідний МП-автомата для КВ-граматики.

(також розглянутий як приклад до контрольного завдання №24)

(Працює як $LL(1)$ -аналізатор)

Функція переходів МП-автомата будується на основі правил граматики:

- 1) $(q, \alpha) \in D(q, \epsilon, A)$, $A \in N$, $(\alpha \in (N \cup T)^*)$, якщо $(A \rightarrow \alpha) \in P$;
- 2) $D(q, a, a) = (q, \epsilon)$, $\forall a \in T$.

Роботу цього МП-автомата неформально можна описати так:

- якщо в магазині знаходиться нетермінальний символ A , то його можна замінити на ланцюжок α , не рухаючи головку зчитування, якщо в граматичі G є правило $A \rightarrow \alpha$;
- якщо в магазині знаходиться термінальний символ a , що збігається з поточним символом вхідного ланцюжка, то цей символ можна викинути з магазину і пересунути головку зчитування на одну позицію праворуч.

Висхідний МП-автомата для КВ-граматики. (Працює як $LR(0)$ -аналізатор)

Можна побудувати розширений МП-автомат, який працює “знизу догори”, як “висхідний аналіз”, моделюючи в зворотному порядку правосторонні виводи в КВ-граматиці.

Висхідний МП-автомат $M = (\{q\}, T, N \cup T, D, q, S, q)$, що розпізнає мову КВ-граматики $G = (N, T, P, S)$, будується на основі розширеного МП-автомата з одним станом q . Вхідний алфавіт автомата складається з термінальних символів T -граматики, алфавіт магазинних символів складається з термінальних та нетермінальних символів: $Z = N \cup T$. Початкова конфігурація визначається так: (q, α, ε) – автомат перебуває в своєму єдиному стані q , зчитувальна головка знаходиться на початку ланцюжка $\alpha \in T^*$, стек порожній. Кінцева конфігурація автомата визначається так: (q, ε, S) – автомат перебуває в своєму єдиному стані q , зчитувальна головка знаходиться під порожнім символом (за кінцем ланцюжка), в магазині знаходиться початковий символ S .

Висхідний МП-автомата для КВ-граматики. (Працює як $LR(0)$ -аналізатор)

Функція переходів МП-автомата будується на основі правил граматики:

1) $(q, A) \in D(q, \varepsilon, \gamma)$, $A \in N$, $(\gamma \in (N \cup T)^*)$, якщо $(A \rightarrow \gamma) \in P$;

2) $D(q, a, \varepsilon) = (q, a)$, $\forall a \in T$.

Неформально роботу цього МП-автомата можна описати так:

- якщо в магазині знаходиться ланцюжок γ , то його можна замінити на нетермінальний символ A , не рухаючи при цьому головки зчитування, якщо в граматичі G є правило $A \rightarrow \gamma$;
- якщо зчитується деякий символ a вхідного ланцюжка, то його можна помістити в магазин та зсунути головку зчитування на одну позицію праворуч.

Лема про розростання для КВ-мов.

Для будь-якої КВ-мови L існує натуральна константа k (що залежить від L), така, що будь-який ланцюжок $Z \in L$, довжина якого $|Z| > 0$, може бути представлений таким чином у вигляді з'єднання п'яти ланцюжків $Z = uxwuv$, де $|xu| > 0$, $|xwu| \leq k$, що кожний ланцюжок $Z_n = ux^nwv^n$, $n \geq 0$, належить L .