

НОРМАЛЬНА ФОРМА ХОМСЬКОГО ДЛЯ КВ-ГРАМАТИК.

Граматика в нормальній формі Хомського (граматика в бінарній нормальній формі, квадратична граматика, grammar in Chomsky normal form) - контекстно-вільна граматика $\langle N, \Sigma, S, P \rangle$, в якій кожне правило є одним з таких трьох видів:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow \varepsilon, & S &\text{— аксіома} \\ A &\rightarrow a, & A \in N, a \in \Sigma \\ A &\rightarrow BC, & A \in N, B \in N - \{S\}, C \in N - \{S\} \end{aligned}$$

Приклад
Граматика

$$\begin{aligned} S &\rightarrow RR; & S &\rightarrow AB; & R &\rightarrow RR; & R &\rightarrow AB; \\ A &\rightarrow a; & B &\rightarrow RB; & B &\rightarrow b \end{aligned}$$

є граматикою в нормальній формі Хомського.

Кожна контекстно-вільна граматика еквівалентна деякій граматичі в нормальній формі Хомського.

Перетворення КВ-граматики до нормальної форми Хомського.

Нехай дано контекстно-вільну граматику $G = \langle N, \Sigma, S, P \rangle$. Проведемо ряд перетворень цієї граматики так, щоб породжувана нею мова залишалася незмінною.

Перетворення КВ-граматики до нормальної форми Хомського.

(1) Якщо права частина деякого правила містить символ S , то замінимо граматику N, Σ, S, P на граматику

$$\langle N \cup \{S_0\}, \Sigma, S_0, P \cup \{S_0 \rightarrow S\} \rangle,$$

де S_0 – нова аксіома граматики і відповідно новий нетермінал, що не належить множині $N \cup \Sigma$. Так ми позбуваємось випадку, коли аксіома граматики зустрічається в правих частинах правил.

(2) Замінимо у всіх правилах кожен термінальний символ a на новий нетермінальний символ T_a і додамо до множини P правила $T_a \rightarrow a$ для всіх $a \in \Sigma$.

Перетворення КВ-граматики до нормальної форми Хомського.

(3) Видаємо правила вигляду $A \rightarrow \alpha$, де $|\alpha| > 2$, замінивши кожне з них на ряд коротких правил по два нетерміналі кожному (при цьому додаються нові нетермінальні символи).

(4) Тепер видаємо всі правила вигляду $A \rightarrow \varepsilon$, де A не є початковим символом. Це можна зробити так.

(а) Якщо для якихось $A \in N$, $B \in N$, $\alpha, \beta \in (N \cup T)^*$, множина P містить правила $B \rightarrow \alpha A \beta$ і $A \rightarrow \varepsilon$, але не містить правила $B \rightarrow \alpha \beta$, то додамо це правило в P . Повторюємо цю процедуру для всіх ε -породжуючих нетерміналів.

(б) Тепер виключимо з множини P всі правила з ε -породжуючими нетерміналами в лівій частині правил граматики. Отримана граMATика породжує мову $L - \{\varepsilon\}$.

(5) Якщо для будь-яких $A, B \in N$ і $\alpha \in (N \cup \Sigma)^*$ множина P містить правила $A \rightarrow B$ і $B \rightarrow \alpha$, але не містить правила $A \rightarrow \alpha$, то додаємо це правило в P . Правила $A \rightarrow B$ називаються ланцюговими. Повторюємо цю процедуру, доки можливо. Після цього виключимо з множини P всі правила вигляду $A \rightarrow B$.

Перетворення КВ-граматики до нормальної форми Хомського.

Зауваження. Перетворення КВ-граматик необхідно здійснювати **САМЕ В ТАКІЙ ПОСЛІДОВНОСТІ:**

- а) видалити ϵ -продукції;
- б) видалити ланцюгові продукції;
- в) видалити некорисні символи;
- г) ввести нову аксіому, якщо аксіома попередньої граматики вживалась в правих частинах правил;
- д) замінити правила вигляду $A \rightarrow \alpha$, де $|\alpha| > 2$.