

Теория автоматов и формальных языков

Иерархия Хомского

Автор: Екатерина Вербицкая

Санкт-Петербургский государственный электротехнический университет «ЛЭТИ»

13 декабря 2016г.

В предыдущей серии

- Регулярные языки и конечные автоматы
- Контекстно-свободные языки и магазинные автоматы
- Неограниченные языки и машины Тьюринга

КЗ грамматика: (V_T, V_N, P, S)

- V_T — алфавит терминалов
- V_N — алфавит нетерминалов, $V_T \cap V_N = \emptyset$
- P — конечное множество продукций грамматики вида $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \gamma \beta : \alpha, \beta \in (V_T \cup V_N)^*, A \in V_N, \gamma \in (V_T \cup V_N)^+$
 - ▶ α, β — контекст
- $S \in V_N$ — стартовый нетерминал

Язык: $\{\omega \in V_T^* \mid S \xRightarrow{*} \omega\}$

Неукорачивающие грамматики

Неукорачивающая: (V_T, V_N, P, S)

- V_T — алфавит терминалов
- V_N — алфавит нетерминалов, $V_T \cap V_N = \emptyset$
- P — конечное множество productions грамматики вида
 $\alpha \rightarrow \beta : \alpha, \beta \in (V_T \cup V_N)^+, 1 \leq |\alpha| \leq |\beta|$
- $S \in V_N$ — стартовый нетерминал

Язык: $\{\omega \in V_T^* \mid S \xRightarrow{*} \omega\}$

Эквивалентность КЗ и неукорачивающих грамматик

Теорема

Контекстно-зависимые и неукорачивающие грамматики задают один и тот же класс языков

Доказательство

\Rightarrow : Любая КЗ-грамматика является неукорачивающей

Эквивалентность КЗ и неукорачивающих грамматик

Доказательство

\Leftarrow : Преобразуем правила неукорачивающей грам. к виду $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \gamma \beta$

- Заменяем все вхождения терминалов в правило на нетерминалы, добавим соответствующие правила (вида $Z \rightarrow a, Z \in V_N, a \in V_T$)
- Теперь все правила имеют вид
 $X_1 X_2 \dots X_m \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_{m+q}, m > 0, q \geq 0, X_i, Y_j \in V_N$
- Такие правила эквивалентны группе правил (требуемого вида):
 - ▶ $X_1 X_2 \dots X_m \rightarrow A_1 X_2 \dots X_m$
 - ▶ $A_1 X_2 \dots X_m \rightarrow A_1 A_2 \dots X_m$
 - ▶ ...
 - ▶ $A_1 A_2 \dots X_m \rightarrow A_1 A_2 \dots A_m$
 - ▶ $A_1 A_2 \dots A_m \rightarrow Y_1 A_2 \dots A_m$
 - ▶ $Y_1 A_2 \dots A_m \rightarrow Y_1 Y_2 \dots A_m$
 - ▶ ...
 - ▶ $Y_1 Y_2 \dots A_{m-1} A_m \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_{m-1} Y_m$
 - ▶ $Y_1 Y_2 \dots Y_{m-1} A_m \rightarrow Y_1 Y_2 \dots Y_{m-1} Y_m Y_{m+1} \dots Y_{m+q}$

Пример: язык $\{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$

Неукорачивающая грамматика:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow abc \mid aSQ \\ bQc &\rightarrow bbcc \\ cQ &\rightarrow Qc \end{aligned}$$

Пример: язык $\{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$

Неукорачивающая грамматика:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow abc \mid aSQ \\ bQc &\rightarrow bbcc \\ cQ &\rightarrow Qc \end{aligned}$$

$$S \Rightarrow aSQ \Rightarrow aabcQ \Rightarrow aabQc \Rightarrow aabbcc$$

Пример: язык $\{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$

Неукорачивающая грамматика:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow abc \mid aSQ \\ bQc &\rightarrow bbcc \\ cQ &\rightarrow Qc \end{aligned}$$

$$S \Rightarrow aSQ \Rightarrow aabcQ \Rightarrow aabQc \Rightarrow aabbcc$$

Преобразуем в КЗ-грамматику:

Пример: язык $\{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$

Неукорачивающая грамматика:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow abc \mid aSQ \\ bQc &\rightarrow bbcc \\ cQ &\rightarrow Qc \end{aligned}$$

$$S \Rightarrow aSQ \Rightarrow aabcQ \Rightarrow aabQc \Rightarrow aabbcc$$

Преобразуем в КЗ-грамматику:

- $cQ \rightarrow Qc$
 - ▶ $ZQ \rightarrow QZ$
 - ▶ $Z \rightarrow c$

Пример: язык $\{a^n b^n c^n \mid n \geq 0\}$

Неукорачивающая грамматика:

$$\begin{aligned} S &\rightarrow abc \mid aSQ \\ bQc &\rightarrow bbcc \\ cQ &\rightarrow Qc \end{aligned}$$

$$S \Rightarrow aSQ \Rightarrow aabcQ \Rightarrow aabQc \Rightarrow aabbcc$$

Преобразуем в КЗ-грамматику:

- $cQ \rightarrow Qc$
 - ▶ $ZQ \rightarrow QZ$
 - ▶ $Z \rightarrow c$
- $ZQ \rightarrow QZ$
 - ▶ $ZQ \rightarrow AQ$
 - ▶ $AQ \rightarrow AB$
 - ▶ $AB \rightarrow QB$
 - ▶ $QB \rightarrow QZ$

Рекурсивность КЗ-грамматик

Грамматика *рекурсивна*, если существует алгоритм, определяющий, выводится ли данная строка в данной грамматике

Теорема

Контекстно-зависимые грамматики рекурсивны

Доказательство

Действуем в предположении, что в грамматике нет правила $S \rightarrow \varepsilon$

Строим алгоритм, проверяющий, выводится ли в грамматике $\omega \in V_T^+$

Определим множества $T_m = \{\alpha \in (V_T \cup V_N)^+ \mid S \xRightarrow{i} \alpha, i \leq m, |\alpha| \leq n\}$

$T_0 = \{S\}; T_m = T_{m-1} \cup \{\alpha \mid \beta \Rightarrow \alpha, \beta \in T_{m-1}, |\alpha| \leq n\}; T_i \subseteq T_{i+1}$

Если $S \xRightarrow{} \alpha, |\alpha| \leq n$, то $\exists m. \alpha \in T_m$*

Последовательно считаем множества T_i , пока не окажется $T_m = T_{m-1}$

Количество всех возможных строк заданной длины ограничено, поэтому такая ситуация обязательно настанет

Если $\omega \in T_m$, то она в языке; иначе — нет. Алгоритм построен

Линейно-ограниченные автоматы

Линейно-ограниченный автомат — недетерминированная одноленточная МТ, которая никогда не покидает те ячейки, в которых размещен ее вход.

Формально: $(Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, F)$

- Q — конечное множество состояний
- $q_0 \in Q$ — стартовое состояние
- $F \subseteq Q$ — множество конечных состояний
- Γ — алфавит допустимых символов ленты
- $\Sigma \subseteq \Gamma$ — входной алфавит
 - ▶ $\$ \in \Sigma$ — маркер начала строки
 - ▶ $\$ \in \Sigma$ — маркер конца строки
 - ▶ Маркеры нельзя перезаписывать или писать на место символов входной строки
- $\delta : Q \times \Gamma \rightarrow 2^{Q \times \Gamma \times \{-1, +1\}}$ — отображение перехода

Конфигурация и шаг

- Конфигурация: $(p, A_0, A_1, \dots, A_{n+1}, i)$
 - ▶ $p \in Q$ — текущее состояние автомата
 - ▶ $A_0 = \textcircled{\scriptsize\smash{c}}$ — маркер начала строки
 - ▶ $A_{n+1} = \$$ — маркер конца строки
 - ▶ $A_1 \dots A_n : A_j \in \Gamma$ — содержимое ленты
 - ▶ $i \in \mathbb{Z}, 0 \leq i \leq n+1$ — позиция головки
- Отношение \vdash на конфигурациях (шаг)
 - ▶ $\forall (p, A, -1) \in \delta(q, A_i), i > 0$, верно
 $(q, A_0, A_1, \dots, A_{n+1}, i) \vdash (p, A_0, A_1, \dots, A_{i-1}, A, A_{i+1}, \dots, A_{n+1}, i-1)$
 - ▶ $\forall (p, A, +1) \in \delta(q, A_i), i < n+1$, верно
 $(q, A_0, A_1, \dots, A_{n+1}, i) \vdash (p, A_0, A_1, \dots, A_{i-1}, A, A_{i+1}, \dots, A_{n+1}, i+1)$
- Языком, принимаемым линейно-ограниченным автоматом, называется $\{\omega \in (\Sigma \setminus \{\textcircled{\scriptsize\smash{c}}, \$\})^* \mid (q_0, \textcircled{\scriptsize\smash{c}}\omega \$, 0) \vdash^* (q, \textcircled{\scriptsize\smash{c}}\alpha \$, i), q \in F, \alpha \in \Gamma^*, 0 \leq i \leq n+1, |\omega| = n\}$

Линейно-ограниченные автоматы и КЗ-языки

Теорема

Для любого КЗ-языка существует линейно-ограниченный автомат, принимающий его

Доказательство

Работаем с двудорожечной МТ: на первой ленте записано входное слово, вторая используется для вывода.

Записываем на вторую дорожку символ S .

На каждом шаге выбираем недетерминированно правило $\alpha \rightarrow \beta$, такое что α — подстрока строки, записанной на второй дорожке. Заменяем α на β , сдвигая символы справа от α , если необходимо.

Если на каком-то шаге вышли за пределы длины слова — провал.

Если удалось породить терминальную цепочку, сравниваем ее с входной.

Если совпала — успех, иначе — повторяем процесс

Теорема

Если язык принимается линейно-ограниченным автоматом, он является контекстно-зависимым

Теорема

Существуют рекурсивные множества, не являющиеся КЗ-языками

Иерархия Хомского: грамматики

Грамматика: V_T, V_N, P, S (обозначим $V = V_T \cup V_N$). В зависимости от вида правил в P , выделяют разные классы грамматик:

- Типа 0: $\alpha \rightarrow \beta, \alpha = \gamma A \delta, A \in V_N, \gamma, \delta, \beta \in V^*$
- Типа 1: $\alpha A \beta \rightarrow \alpha \gamma \beta, \alpha, \beta \in V^*, A \in V_N, \gamma \in V^+$
 - ▶ Или $\alpha \rightarrow \beta : 1 \leq |\alpha| \leq |\beta|$
- Типа 2: $A \rightarrow \alpha, A \in V_N, \alpha \in V^*$
- Типа 3: $A \rightarrow a$, или $A \rightarrow aB$, или $A \rightarrow \varepsilon; A, B \in V_N, a \in V_T$
 - ▶ Или $A \rightarrow a$, или $A \rightarrow Ba$, или $A \rightarrow \varepsilon; A, B \in V_N, a \in V_T$

Очевидным образом классы грамматик вкладываются друг в друга

Иерархия Хомского: грамматик, языки, распознаватели

Грамматики	Языки	Распознаватели
Типа 0	неограниченные	машины Тьюринга
Типа 1	контекстно-зависимые	линейно-ограниченные автоматы
Типа 2	контекстно-свободные	магазинные автоматы
Типа 3	регулярные	конечные автоматы