

Содержание

1	Автоматы и регулярные выражение	3
1.1	Про НКА	3
1.2	Про ДКА.	5
1.3	Про автоматные языки	7
1.4	Про регулярные выражения	8
1.5	Про эквивалентные состояния ПДКА	9
1.6	Критерий минимальности количества состояний в ПДКА	10
1.7	Про канонический ПДКА	11
1.8	Алгоритмы проверок	12
1.9	Лемма о разрастании	13
2	КС-грамматики и МП-автоматы	14
2.1	Про порождающие грамматики	14
2.2	Про праволинейные грамматики	14
2.3	Построение конечного автомата по праволинейной грамматике	16
2.4	Про КС-грамматики	17
2.5	Удаление непорождающих и недостижимых символов в алгоритме примедения к нормальной форме Хомского. Асимптотика приведённых шагов.	17
2.6	Удаление длинных, смешанных правил и ерс-порождающих символов. Асимптотика приведённых шагов.	18
2.7	Обработка стартового состояния и удаление цепных правил. Асимптотика приведённых шагов.	20
2.8	Алгоритм Кока-Янгера-Касами синтаксического разбора для КС-грамматик	21
2.9	Лемма о разрастании для КС-языков	21
2.10	МП-автомат	22
2.11	Построение МП-автомата по КС-грамматике	23
2.12	Построение КС-грамматики по МП-автомату	24
2.13	Нормальная форма ГРейбах для КС-грамматик	25
2.14	Построение МП-автомата без ерс-переходов	27
2.15	КС-языки и теоретико-множественные операции	28
3	Парсеры	28
3.1	Корректность алгоритма Эрли	28
3.2	Полнота алгоритма Эрли	29
3.3	Оптимальный алгоритм и обоснование сложности	30
3.4	Анализатор перенос-свёртка	31
3.5	Операция перехода для LR-ситуаций	31
3.6	Алгоритм построения LR-таблицы по LR-ситуациям	31
3.7	Алгоритм разбора по LR-таблице	31
3.8	ДМП-автоматы	31
3.9	Приведение LR-алгоритма к распознаванию ДМП-автоматом	33
4	Конечные преобразователи	33
4.1	Конечные преобразователи и задаваемые ими преобразования	33
4.2	Ограничение конечного преобразователя на регулярный вход	34
4.3	Замкнутость конечных преобразований относительно композиции	36

4.4	Замкнутость класса автоматных языков относительно конечных преобразований	38
4.5	Замкнутость класса контексто-свободных языков относительно конечных преобразований	39
5	Лемма о разрастании для конечных преобразований	39
5.1	Теоремы Хомского-Шютценберже	40

1 Автоматы и регулярные выражение

1.1 Про НКА

Недетерминированные конечные автоматы.

Определение 1.1.1. Алфавит - непустое конечное множество, элементы которого называются символами. Обозначение: Σ .

Замечание. Дополнительные обозначения.

- Σ^* – множество слов, состоящих из символов алфавита Σ .
- **Формальный язык** $L \subset \Sigma^*$.
- Пустое слово $\varepsilon \in \Sigma^*$.

Определение 1.1.2. Конкатенацией языков L_1 и L_2 называется язык:

$$L_1 L_2 := L_1 \cdot L_2 := \{uv \mid u \in L_1, v \in L_2\}$$

Определение 1.1.3. Недетерминированный конечный автомат – кортеж $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$, где:

- Q – множество состояний, $|Q| < +\infty$.
- Σ – алфавит.
- $\Delta \subset Q \times \Sigma^* \times Q$ – множество переходов.
- $q_0 \in Q$ – стартовое состояние.
- $F \subset Q$ – множество завершающих состояний.

Определение 1.1.4. Конфигурация в автомате $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ – элемент $\langle q, w \rangle \in Q \times \Sigma^*$.

Определение 1.1.5. \vdash – наименьшее рефлексивное транзитивное отношение над $Q \times \Sigma^*$, такое, что:

$$\forall w \in \Sigma^* : (\langle q_1, w \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta \Rightarrow \forall u \in \Sigma^* : \langle q_1, wu \rangle \vdash \langle q_2, u \rangle$$

Автоматные языки: примеры автоматных языков

Определение 1.1.6. Для автомата $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ языком, задаваемым автоматом, называется:

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid \exists q \in F : \langle q_0, w \rangle \vdash \langle q, \varepsilon \rangle\}$$

Определение 1.1.7. Язык L называется **автоматным**, если существует такой НКА M , что $L = L(M)$

Пример. Постройте какой-нибудь простой автомат и докажите включение в обе стороны.

Различные варианты определений (упрощения НКА)

Утверждение 1.1.1. В определении автомата можно считать: $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$, где $|F| = 1$.

Доказательство. Пусть $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ – исходный НКА.

Построим $M' = \langle Q \cup \{q_f\}, \Sigma, \Delta', q_0, \{q_f\} \rangle$, где:

$$\Delta' = \Delta \cup \{ \langle q, \varepsilon \rangle \rightarrow q_f \mid q \in F \}$$

Покажем, что $L(M) = L(M')$.

В начале покажем, что $L(M) \subset L(M')$:

- $w \in L(M) \Rightarrow \exists q \in F : \langle q_0, w \rangle \vdash \langle q, \varepsilon \rangle$
- $(\langle q, \varepsilon \rangle \rightarrow q_f) \in \Delta' \Rightarrow \langle q, \varepsilon \rangle \vdash_{M'} \langle q_f, \varepsilon \rangle$
- Значит $\langle q_0, w \rangle \vdash_{M'} \langle q, \varepsilon \rangle \vdash_{M'} \langle q_f, \varepsilon \rangle \Rightarrow w \in L(M')$

Теперь докажем обратное включение $L(M') \subset L(M)$:

- $w \in L(M') \Rightarrow \langle q_0, w \rangle \vdash_{M'} \langle q_f, \varepsilon \rangle$
- Рассмотрим цепь $\langle q_0, w \rangle \vdash_{M'} \langle q, u \rangle \vdash_{M', 1} \langle q_f, \varepsilon \rangle$
- Тогда $u = \varepsilon$, а $q \in F$ из того, как мы определили Δ' (других переходов в q_f не существует).
- Получили $\langle q_0, w \rangle \vdash \langle q, \varepsilon \rangle \Rightarrow w \in L(M)$.

□

Утверждение 1.1.2. Для любого автоматного языка L существует НКА $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$, такой что $L = L(M)$ и:

$$\forall (\langle q_1, w \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta : |w| \leq 1$$

Доказательство. Разобьём все n -буквенные переходы на n однобуквенных переходов. □

Утверждение 1.1.3. Для любого НКА $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ существует НКА $M' = \langle Q, \Sigma, \Delta', q_0, F' \rangle$, такой, что $L(M) = L(M')$ и:

$$\forall (\langle q_1, w \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta' : |w| = 1$$

Доказательство. Обозначим $\Delta(q, w) = \{ q' \mid \langle q, w \rangle \vdash \langle q', \varepsilon \rangle \}$, то есть вершины, достижимые по слову w .

Тогда новое множество переходов определим, как:

$$\Delta' = \{ \langle q_1, a \rangle \rightarrow q_2 \mid \exists q_3 \in \Delta(q_1, \varepsilon) : (\langle q_3, a \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta \}$$

Новым же множеством завершающих состояний будет:

$$F' = \{ q' \mid \Delta(q', \varepsilon) \cap F \neq \emptyset \}$$

Покажем же теперь, что $L(M) = L(M')$.

В начале докажем $L(M) \subset L(M')$. Тогда $\exists q \in F : \langle q_0, w \rangle \vdash \langle q, \varepsilon \rangle$. Б.О.О. будем считать, что $w = w_1 w_2, w_i \in \Sigma$. Тогда существует цепь:

- $\langle q_0, w_1 w_2 \rangle \vdash_M \langle q'_1, w_1 w_2 \rangle$ – перешли по цепочке эпсилон, где q'_1 альтер-эго q_3 из определения Δ' .
- $\langle q'_1, w_1 w_2 \rangle \vdash_{M,1} \langle q_1, w_2 \rangle$ – читаем символ w_1 .
- $\langle q_1, w_2 \rangle \vdash_M \langle q'_2, w_2 \rangle$ – аналогично проходимся по цепочке ε .
- $\langle q'_2, w_2 \rangle \vdash_{M,1} \langle q_2, \varepsilon \rangle$ – читаем символ w_2 .
- $\langle q_2, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle$

Теперь соберём из этих переходов из Δ переходы из Δ' :

$$\begin{aligned} q'_1 &\in \Delta(q_0, \varepsilon), \langle q'_1, w_1 \rangle \rightarrow q_1 \Rightarrow (\langle q_0, w_1 \rangle \rightarrow q_1) \in \Delta' \\ q'_2 &\in \Delta(q_1, \varepsilon), \langle q'_2, w_2 \rangle \rightarrow q_2 \Rightarrow (\langle q_1, w_2 \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta' \\ F &\ni q \in \Delta(q_2, \varepsilon) \Rightarrow q_2 \in F' \end{aligned}$$

В итоге получим, что

$$\langle q_0, w_1 w_2 \rangle \vdash_{M'} \langle q_1, w_2 \rangle \vdash_{M'} \langle q_2, \varepsilon \rangle \Rightarrow w = w_1 w_2 \in L(M')$$

Покажем включение в обратную сторону $L(M') \subset L(M)$:

Пусть $w \in L(M') \Rightarrow \exists q' \in F' : \langle q_0, w \rangle \vdash_{M'} \langle q', \varepsilon \rangle$. Из определения F' получим:

$$\exists q \in F : \Delta(q', \varepsilon) \ni q \Rightarrow \langle q', \varepsilon \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle$$

Рассмотрим $w = w_1 \cdots w_k$. Тогда

$$\forall m \in \overline{1, k} \exists q_m : (\langle q_{m-1}, w_m \rangle \rightarrow q_m) \in \Delta' \quad (q_k := q')$$

Значит

$$\exists q'_{m-1} \in \Delta_M(q_{m-1}, \varepsilon), \langle q'_{m-1}, w_m \rangle \rightarrow q_m \Rightarrow \langle q_{m-1}, w_m \rangle \vdash_M \langle q_m, \varepsilon \rangle$$

Также найдём финальное состояние:

$$\exists q \in F : \langle q', \varepsilon \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle \Rightarrow \langle q_{k-1}, w_k \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle$$

Итоговая цепочка отношений имеет вид:

$$\langle q_0, w_1 \cdots w_k \rangle \vdash_M \langle q_1, w_2 \cdots w_k \rangle \vdash_M \langle q_2, w_3 \cdots w_k \rangle \cdots \langle q_k, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle$$

Что даёт нам требуемое: $w \in L(M)$. □

1.2 Про ДКА.

Детерминированные конечные автоматы (ДКА)

Определение 1.2.1. НКА $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ – детерминированный, если выполнено:

- $\forall (\langle q_1, w \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta : |w| = 1$
- $\forall a \in \Sigma, q \in Q : |\Delta(q, a)| \leq 1$

Эквивалентность ДКА и НКА

Теорема 1.2.1. Для любого НКА $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ существует ДКА $M' : L(M) = L(M')$.

Доказательство. Обозначим $\Delta(S, w) = \cup_{q \in S} \Delta(q, w), w \in \Sigma^*, S \subset Q$.

Построим ДКА $M' = \langle 2^Q, \Sigma, \Delta', \{q_0\}, F' \rangle$, где:

- $F' = \{S \subset Q \mid S \cap F \neq \emptyset\}$
- $\Delta' = \{\langle S, a \rangle \rightarrow \Delta(S, a) \mid S \subset Q\}$

Лемма 1.2.1.

$$\Delta'(\{q_0\}, w) = \Delta(\{q_0\}, w)$$

Доказательство. Докажем индукцией по $|w|$ с базой $w = \varepsilon$

• База:

- $w = \varepsilon$
- $\Delta(\{q_0\}, \varepsilon) = \{q_0\}$
- $\Delta'(\{q_0\}, \varepsilon) = \{q_0\}$

• Переход:

- $w := w'a, a \in \Sigma$
- Рассмотрим тривиальную цепочку равенств:

$$\begin{aligned} \Delta(q_0, w'a) &= \{q' \mid \langle q_0, w'a \rangle \vdash_M \langle q', \varepsilon \rangle\} = \{q' \mid \exists q'' : \langle q_0, w'a \rangle \vdash_M \langle q'', a \rangle \vdash_{M,1} \langle q', \varepsilon \rangle\} = \\ &= \{q' \mid \exists q'' \in \Delta(q_0, w') : \langle q'', a \rangle \vdash_{M,1} \langle q', \varepsilon \rangle\} = \Delta(\Delta(q_0, w'), a) \end{aligned}$$

- Воспользовавшись предположением индукции для слов длины 1 и $n-1$, а также свойством аддитивности множеств Δ , получим:

$$\Delta(\Delta(\{q_0\}, w'), a) = \Delta(\Delta'(\{q_0\}, w'), a) = \Delta'(\Delta'(\{q_0\}, w'), a) = \Delta'(\{q_0\}, w'a)$$

□

Теперь напомним, что $F' = \{S \subset Q \mid S \cap F \neq \emptyset\}$. Тогда, используя результат предыдущей леммы, очевидно, что следующие утверждения эквивалентны:

- $w \in L(M)$
- $\exists q \in F : \langle q_0, w \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle$
- $\Delta(q_0, w) \cap F \neq \emptyset$
- $\Delta'(\{q_0\}, w) \cap F \neq \emptyset$
- $\Delta'(\{q_0\}, w) \in F'$
- $w \in L(M')$

□

1.3 Про автоматные языки

Свойства класса автоматных языков. Замкнутость относительно булевых операций.

Определение 1.3.1. Итерацией Клини для языка L называется операция:

$$L^* = \bigcup_{k=0}^{\infty} L^k$$

Определение 1.3.2. Полный ДКА – ДКА, для которого выполнено:

$$\forall a \in \Sigma, q \in Q : |\Delta(q, a)| = 1$$

Теорема 1.3.1. Автоматные языки замкнуты относительно:

- Конкатенации
- Объединения
- Пересечения
- Итерации Клини
- Дополнения

Доказательство. В доказательстве используем определение автоматов с ровно одним завершающим состоянием.

Доказывается рукомаханиям с рисуночками автоматов:

- Конкатенация последовательным соединением
- Объединение параллельным соединением
- Строим декартово произведение автоматов с 1-буквенными переходами, объявляя завершающими состояниями те, которые являются завершающими по обеим координатам.
- Для итерации Клини замыкаем вход автомата с выходом, а также пробрасываем переход по ε из входа в выход.
- Для дополнения строим ПДКА и меняем завершающие состояние и незавершающие между собой!

□

1.4 Про регулярные выражения

Регулярные выражения

Определение 1.4.1. Определение рекурсивное:

RegExp (R)	Язык $L_i = L(R_i)$
0	\emptyset
1	ε
$a, a \in \Sigma$	$\{a\}$
$R_1 + R_2$	$L_1 \cup L_2$
$R_1 R_2$	$L_1 L_2$
R^*	L^*

Приоритет операций: $* \rightarrow \cdot \rightarrow +$

Регулярный автомат, выводимость в регулярном автомате

Определение 1.4.2. Регулярный автомат – НКА, в котором на рёбрах записаны регулярные выражения. Докажем утверждение для регулярных автоматов.

Замечание. Всякий НКА задаётся регулярным автоматом с 1 завершающим состоянием.

Теорема Клини о совпадении классов регулярных и автоматных языков.

Теорема 1.4.1. Множество регулярных языков совпадает с множеством автоматных языков.

Доказательство. Регулярные \subseteq Автоматные.

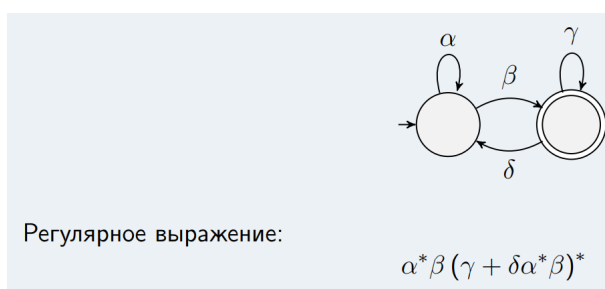
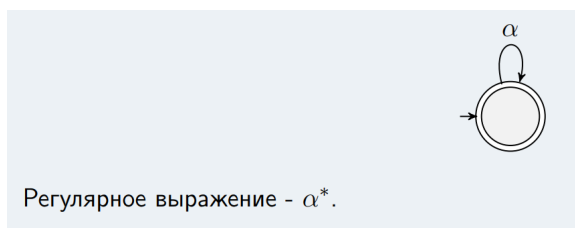
Доказываем индукцией по построению выражения. База очевидна, переход также очевидно следует из замкнутости автоматных языков относительно операций, доказанной ранее.

Автоматные \subseteq Регулярные.

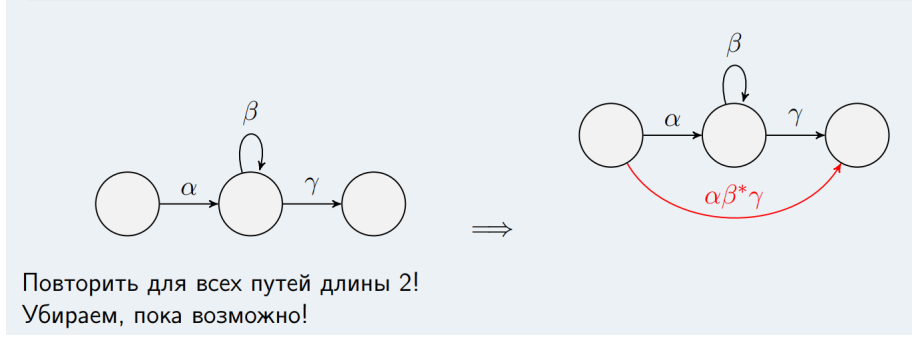
Доказываем индукцией по $|Q|$ в регулярном автомате. □

Алгоритм построения регулярного выражения по регулярному автомату.

- База:



- Для перехода будем удалять нестартовые и незавешающие состояния:



1.5 Про эквивалентные состояния ПДКА

Эквивалентность состояний в ПДКА

Определение 1.5.1. Пусть $L \subset \Sigma^*$ – автоматный язык, M – ПДКА для L . Тогда определим отношение \sim_L на Σ^* :

$$u \sim_L v \Leftrightarrow \forall w \in \Sigma^* : uw \in L \Leftrightarrow vw \in L$$

Доказательство. Проверим, что \sim_L – отношение эквивалентности:

- Рефлексивность: $uw \in L \Leftrightarrow uw \in L$
- Симметричность: $v \sim_L u : uw \in L \Leftrightarrow vw \in L$
- Транзитивность:
 - $u \sim_L v : uw \in L \Leftrightarrow vw \in L$
 - $v \sim_L s : vw \in L \Leftrightarrow sw \in L$
 - $uw \in L \Leftrightarrow sw \in L \Rightarrow u \sim_L s$

□

Определение 1.5.2. Определим \sim_M над ПДКА:

$$q_1 \sim_M q_2 \Leftrightarrow \forall w \in \Sigma^* : \Delta(q_1, w) \in F \Leftrightarrow \Delta(q_2, w) \in F$$

Эквивалентность слов по языку

Определение 1.5.3. Мы можем разбить язык Σ^* на классы эквивалентности по отношению \sim_L :

$$\Sigma^* / \sim_L := \{ \{u \mid u \sim_L v\} \mid v \in \Sigma^* \}$$

Оценка на минимальное количество состояний в ПДКА.

Лемма 1.5.1. Пусть $L_q := \{w \mid \Delta(q_0, w) = q\}$. Тогда каждый класс эквивалентности в Σ^* / \sim_L – объединение классов в L_q .

Доказательство. Пусть $u, v \in L_q \Rightarrow \Delta(q_0, u) = \Delta(q_0, v) = q$. Попробуем преобразовать множество достижимых вершин по произвольному слову w , используя это свойство:

$$\Delta(q_0, uw) = \Delta(\Delta(q_0, u), w) = \Delta(q, w) = \Delta(q_0, vw)$$

Рассмотрим цепочку эквивалентностей:

$$uw \in L \Leftrightarrow \Delta(q_0, uw) \in F \Leftrightarrow \Delta(q_0, vw) \in F \Leftrightarrow vw \in L$$

Что по определению даёт нам $u \sim_L v$. □

Следствие. Получаем оценку снизу на количество вершин в автомате:

$$|\Sigma^* / \sim_L| \leq |Q|$$

1.6 Критерий минимальности количества состояний в ПДКА

Лемма 1.6.1. Для любого автоматного языка L существует ПДКА M' , такой, что все состояния в M' попарно неэквивалентны

Доказательство. Построим автомат над классами $[q] \in Q / \sim_M$:

$$M' = \langle Q / \sim_M, \Sigma, \Delta', [q_0], F' \rangle$$

где:

- $\Delta' = \{ \langle [q], a \rangle \rightarrow [\Delta(q, a)] \}$
- $F' = \{ [q] \mid q \in F \}$

Необходимо доказать:

- Переходы согласованы
- Завершающие состояния согласованы
- Распознаваемые языки согласованы
- Состояния попарно неэквивалентны

Итак, приступим к доказательству каждого из пунктов:

Переходы согласованы, т.е. $q_1 \in [q] \Rightarrow \Delta(q_1, a) \in [\Delta(q, a)]$:

$$\begin{aligned} q_1 \in [q] &\Rightarrow \forall w : \Delta(q_1, w) \in F \Leftrightarrow \Delta(q, w) \in F \text{ в том числе:} \\ &\quad \forall w = au : \Delta(q_1, au) \in F \Leftrightarrow \Delta(q, au) \in F \Rightarrow \\ &\quad \forall u : \Delta(\Delta(q_1, a), u) \in F \Leftrightarrow \Delta(\Delta(q, a), u) \in F \Rightarrow \\ &\quad \Delta(q_1, a) \sim_M \Delta(q, a) \end{aligned}$$

Завершающие состояния согласованы, т.е. $q_1 \in [q], q \in F \Rightarrow q_1 \in F$:

$$\begin{aligned} q_1 \in [q] &\Rightarrow \forall w : \Delta(q_1, w) \in F \Leftrightarrow \Delta(q, w) \in F \text{ в том числе:} \\ &\quad (\Delta(q_1, \varepsilon) = q_1) \in F \Leftrightarrow (\Delta(q, \varepsilon) = q) \in F \end{aligned}$$

Совпадение языков, т.е. $\forall w : \Delta([q_0], w) = [\Delta(q_0, w)]$ индукцией по $|w|$:

- База уже доказана в предыдущих пунктах
- Пусть $w = ua$:

$$\Delta([q_0], ua) = \Delta(\Delta([q_0], u), a) = \Delta([\Delta(q_0, u)], a) = [\Delta(\Delta(q_0, u), a)] = [\Delta(q_0, ua)]$$

Тогда:

$$w \in L(M) \Leftrightarrow \Delta(q_0, w) \in F \Leftrightarrow \Delta([q_0], w) \in F' \Leftrightarrow w \in L(M')$$

Осталось показать, что все состояния в получившемся автомате попарно неэквивалентны: пусть $[q_1] \sim_{M'} [q_2]$, тогда

$$\begin{aligned} \forall w : \Delta([q_1], w) \in F' \Leftrightarrow \Delta([q_2], w) \in F' &\Rightarrow \forall w : [\Delta(q_1, w)] \in F' \Leftrightarrow [\Delta(q_2, w)] \in F' \Rightarrow \\ \forall w : \Delta(q_1, w) \in F \Leftrightarrow \Delta(q_2, w) \in F &\Rightarrow \\ q_1 \sim_M q_2 &\Rightarrow [q_1] = [q_2] \end{aligned}$$

□

Теорема 1.6.1. M – минимальный ПДКА: $L(M) = L \Leftrightarrow$ Любые два состояния попарно неэквивалентны и все состояния достижимы из стартового

Доказательство. (\Rightarrow) Пусть M – минимальный ПДКА. Строим автомат Q / \sim_M : уменьшаем число состояний. Если в M есть недостижимое состояние, то удаляем его.

(\Leftarrow) Из того, что в M нет эквивалентных состояний:

$$\begin{aligned} \forall w_1, w_2 \in \Sigma^* : \Delta(q_0, w_1) \not\sim \Delta(q_0, w_2) &\Rightarrow \exists u : \Delta(\Delta(q_0, w_1), u) \notin F, \Delta(\Delta(q_0, w_2), u) \in F \Rightarrow \\ \exists u : \Delta(q_0, w_1 u) \notin F, \Delta(q_0, w_2 u) \in F &\Rightarrow \exists u : w_1 u \notin L, w_2 u \in L \Rightarrow \\ w_1 \not\sim_L w_2 & \end{aligned}$$

Тогда $|\Sigma^* / \sim_L| \geq |Q|$, но \forall ПДКА $M' : |\Sigma^* / \sim_L| \leq |Q'| \Rightarrow |Q| \leq |Q'| \Rightarrow M$ – минимальный.

□

1.7 Про канонический ПДКА

Определение 1.7.1. M_1 и M_2 изоморфны, если существует биекция $\psi : Q_1 \rightarrow Q_2$:

- $\psi(q_0^1) = q_0^2$
- $\psi(F_1) = F_2$
- Если $\Delta(q_1, a) = q_2$, то $\Delta(\psi(q_1), a) = \psi(q_2)$

Канонический ПДКА - корректность построения

Канонический ПДКА для языка L определим, как Σ^* / \sim_L :

$$M_0 = \langle \Sigma^* / \sim_L, \Sigma, \Delta, [\varepsilon], \{[w] \mid w \in L\} \rangle; \quad \Delta([u], a) = [ua], u \in \Sigma^*, a \in \Sigma$$

Для корректности необходимо показать:

- $u \sim_L v, u \in L \Rightarrow v \in L$
- $u \sim_L v \Rightarrow va \in [ua]$

Единственность минимального ПДКА

Лемма 1.7.1. Пусть M – минимальный ПДКА, тогда отображение ψ :

- $\psi : Q_M \rightarrow \Sigma^* / \sim_L$
- $\psi(q) = \{w \mid \Delta_M(q_0, w) = q\}$

является изоморфизмом.

Доказательство. Необходимо доказать:

- $\psi(q_0) = [\varepsilon]$
- $\psi(F) = \{[w] \mid w \in L\}$
- Если $\Delta(q_1, a) = q_2$, то $\Delta(\psi(q_1), a) = \psi(q_2)$

Докажем биективность ψ : $|\Sigma^* / \sim_L| = |Q_M| \Rightarrow$ достаточно доказать инъективность:

$$\psi(q_1) = \psi(q_2) \Rightarrow \exists w : \Delta(q_0, w) = q_1, \Delta(q_0, w) = q_2 \Rightarrow q_1 = q_2$$

Докажем согласованность стартовых состояний:

$$w \in \psi(q_0) \Rightarrow \Delta_M(q_0, w) = q_0 \text{ но мы знаем, что:}$$

$$\Delta_M(q_0, \varepsilon) = q_0 \Rightarrow w \sim_L \varepsilon$$

Согласованность завершающих состояний:

$$w \in \psi(q), q \in F \Rightarrow \Delta_M(q_0, w) = q \Rightarrow w \in L \Rightarrow [w] \in F'$$

Осталось доказать согласованность переходов:

$$\begin{aligned} w \in \psi(q_1), \Delta(q_1, a) = q_2 &\Rightarrow \Delta(q_0, w) = q_1 \Rightarrow \psi(q_1) = [w], \Delta([w], a) = [wa] \Rightarrow \\ &\Delta(q_0, wa) = \Delta(q_1, a) = q_2 \Rightarrow \psi(q_2) = [wa] \end{aligned}$$

□

Теорема 1.7.1. МПДКА единственен с точностью до изоморфизма.

Доказательство. Пусть M_1, M_2 – ПДКА. Построим канонические изоморфизмы ψ_1, ψ_2 . Тогда $\psi_2^{-1} \circ \psi_1$ – изоморфизм M_1 в M_2 . □

1.8 Алгоритмы проверок

Алгоритм проверки МПДКА на эквивалентность

Необходимо получить неэквивалентные состояния, но у нас есть только слова. Как по ним понять, какие состояния попарно неэквивалентны? Ввести эквивалентность по словам малой длины.

Определение 1.8.1. $q_1 \underset{n}{\sim} q_2$, если для любого слова $|w| \leq n$:

$$\Delta(q_1, w) \in F \Leftrightarrow \Delta(q_2, w) \in F$$

Лемма 1.8.1.

$$q_1 \sim q_2 \Leftrightarrow q_1 \underset{|Q|-2}{\sim} q_2$$

Доказательство. Покажем, если $|Q/\underset{i}{\sim}| = |Q/\underset{i+1}{\sim}|$, то $|Q/\underset{i+1}{\sim}| = |Q/\underset{i+2}{\sim}|$.

Очевидно, что $|Q/\underset{i+1}{\sim}| \leq |Q/\underset{i+2}{\sim}|$. По определению эквивалентности $q_1 \underset{i+2}{\sim} q_2$:

$$\begin{aligned} \forall w = au, |w| \leq i+2 : \Delta(q_1, au) \in F &\Leftrightarrow \Delta(q_2, au) \in F \Rightarrow \\ \forall a \in \Sigma : \Delta(q_1, a) \underset{i+1}{\sim} \Delta(q_2, a) &\overset{|Q/\underset{i}{\sim}|=|Q/\underset{i+1}{\sim}|}{\Rightarrow} \\ \forall a \in \Sigma : \Delta(q_1, a) \underset{i}{\sim} \Delta(q_2, a) &\Rightarrow q_1 \underset{i+1}{\sim} q_2 \end{aligned}$$

Теперь понятно, что, если $|Q/\underset{i}{\sim}| = |Q/\underset{i+1}{\sim}|$, то $|Q/\underset{i}{\sim}| = |Q/\sim|$

Заметим, что $|Q/\sim_0| = |\{F, Q \setminus F\}| = 2$, но $|Q/\sim_i|$ неубывает и стабилизируется \Rightarrow

$$|Q/\sim_i| \leq |Q/\sim| \leq |Q|$$

□

Теорема Майхилла-Нероуда

Теорема 1.8.1. L – автоматный $\Leftrightarrow L$ содержит конечное количество классов эквивалентности Σ^*/\sim_L

Доказательство. • $\Rightarrow L$ – автоматный, тогда $|\Sigma^*/\sim_L| \leq |Q| < +\infty$

• \Leftarrow построим канонический МПДКА.

□

1.9 Лемма о разрастании

Лемма о разрастании для автоматных языков

Лемма 1.9.1. Пусть L – автоматный язык. Тогда

$$\exists P \forall w \in L : |w| \geq P \exists x, y, z : w = xyz, |xy| \leq P, |y| \neq 0 : \forall k \geq 0 : xy^kz \in L$$

Доказательство. Построим M – НКА с 1-буквенными переходами: $L(M) = L$. Тогда $P := |Q|$. Если $|w| \geq P \Rightarrow$ посетили $\geq P+1$ состояние.

Значит $\exists q \in Q$, которую посетили дважды, значит мы можем ходить по этому циклу любое k число раз. □

Пример неавтоматных языков

Пример.

$$L = \{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$$

Доказательство. Неавтоматность доказывается отрицанием леммы о разрастании. □

2 КС-грамматики и МП-автоматы

2.1 Про порождающие грамматики

Порождающие грамматики

Определение 2.1.1. Порождающая грамматика $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$, где:

- N – множество вспомогательных символов, $|N| < +\infty$
- Σ – алфавит – множество терминальных символов, $|\Sigma| < +\infty, N \cap \Sigma = \emptyset$
- $S \in N$ – стартовый нетерминал
- $P \subset ((N \cup \Sigma)^+ \setminus \Sigma^*) \times (N \cup \Sigma)^*$

Язык, задаваемый грамматикой

Определение 2.1.2. Отношением выводимости \vdash_G называется наименьшее рефлексивное транзитивное отношение:

$$\forall(\alpha \rightarrow \beta) \in P, \forall \varphi, \psi \in (N \cup \Sigma)^* : \varphi \alpha \psi \vdash_G \varphi \beta \psi$$

Определение 2.1.3. w выводимо в грамматике $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$, если $S \vdash_G w$

Определение 2.1.4. Языком L , порождённым грамматикой G называется:

$$L(G) = L = \{w \mid S \vdash_G w\}$$

Иерархия Хомского порождающих грамматик

Разграничим грамматики по виду правил:

1. Порождающие грамматики: любые правила
2. Контекстно-зависимые грамматики: $\varphi A \psi \rightarrow \varphi \alpha \psi, \alpha \neq \varepsilon$
3. Контекстно-свободные грамматики: $A \rightarrow \alpha$
4. Праволинейные грамматики: $A \rightarrow wB, A \rightarrow w$

При этом:

- $A \in N, B \in N$ – нетерминальные символы
- $\alpha, \varphi, \psi \in (N \cup \Sigma)^*$

2.2 Про праволинейные грамматики

Праволинейные языки

Теорема 2.2.1. Множество автоматных языков равно множеству языков, задаваемых праволинейными грамматиками.

Доказательство. Состояние в автомате – нетерминалы в грамматике + сток □

Построение праволинейной грамматики по конечному автомату

Пусть $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$. Построим $G = \langle Q, \Sigma, P, q_0 \rangle$, где:

$$P = \{q_1 \rightarrow wq_2 \mid (\langle q_1, w \rangle \rightarrow q_2) \in \Delta\} \cup \{q \rightarrow \varepsilon \mid q \in F\}$$

Доказательство. Надо доказать два утверждения:

1. $\langle q_1, w \rangle \vdash_M \langle q_2, \varepsilon \rangle \Leftrightarrow q_1 \vdash_G wq_2$
2. $\langle q_1, w \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle, q \in F \Leftrightarrow q_1 \vdash_G w$

В начале докажем \Rightarrow для обоих пунктов.

Первый пункт доказывается индукцией по длине вывода в M .

- База индукции – 0 шагов:

$$\langle q_1, w \rangle \vdash_M \langle q_2, \varepsilon \rangle \Rightarrow q_1 = q_2, w = \varepsilon \Rightarrow q_1 \vdash_G \varepsilon q_2$$

- Для перехода представим произвольное слово $w = vu, u \in \Sigma$:

$$\langle q_1, w \rangle \vdash_M \langle q_3, v \rangle \vdash_{M,1} \langle q_2, \varepsilon \rangle \Rightarrow q_1 \vdash_G uq_3, q_3 \vdash_G vq_2 \Rightarrow q_1 \vdash_G uvq_2 = wq_2$$

Теперь второй пункт:

$$\langle q_1, w \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle, q \in F \Rightarrow q_1 \vdash_G wq, (q \rightarrow \varepsilon) \in P \Rightarrow q_1 \vdash_G w$$

Теперь \Leftarrow для обоих пунктов:

Первый тоже докажем индукцией по длине вывода в G

- База индукции 0 шагов:

$$q_1 \vdash_{G,0} wq_2 \Rightarrow q_1 = q_2, w = \varepsilon \Rightarrow \langle q_1, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle q_2, \varepsilon \rangle$$

- Для перехода опять разложим $w = vu, u \in \Sigma$:

$$q_1 \vdash_G vq_3 \vdash_G wq_2 \Rightarrow \langle q_1, v \rangle \vdash_M \langle q_3, \varepsilon \rangle, \langle q_3, u \rangle \vdash_M \langle q_2, \varepsilon \rangle \Rightarrow \langle q_1, vu \rangle \vdash_M \langle q_3, u \rangle \vdash_{M,1} \langle q_2, \varepsilon \rangle$$

Второй пункт:

$$q_1 \vdash_G wq \vdash_{G,1} w \Rightarrow \langle q_1, w \rangle \vdash_M \langle q, \varepsilon \rangle, q \vdash_{G,1} \varepsilon \Rightarrow q \in F$$

После доказательства двух пунктов нам становится очевидно, что следующие утверждения эквивалентны:

- $w \in L(M)$
- $\exists q \in F : \langle q_0, w \rangle \vdash \langle q, \varepsilon \rangle$
- $q_0 \vdash_G w$
- $w \in L_G$

□

2.3 Построение конечного автомата по праволинейной грамматике

Строим автомат:

$$M = \langle N \cup \{q_f\}, \Sigma, \Delta, S, \{q_f\} \rangle$$

Переходы:

1. $\langle A, w \rangle \rightarrow B$, если $(A \rightarrow wB) \in P$
2. $\langle A, w \rangle \rightarrow q_f$, если $(A \rightarrow w) \in P$

Доказательство. Надо доказать два утверждения:

1. $\langle A, w \rangle \vdash_M \langle B, \varepsilon \rangle \Leftrightarrow A \vdash_G wB$; $A, B \in N$
2. $\langle A, w \rangle \vdash_M \langle q_f, \varepsilon \rangle \Leftrightarrow A \vdash_G w$

В начале докажем \Rightarrow для обоих пунктов:

Первый будем доказывать по индукции:

- База индукции – 0 шагов:

$$\langle A, w \rangle \vdash_{M,1} \langle B, \varepsilon \rangle \Rightarrow A = B, w = \varepsilon \Rightarrow A \vdash_G \varepsilon B$$

- Для перехода представим произвольное слово $w = vu, u \in \Sigma$:

$$\langle A, w \rangle \vdash_M \langle C, u \rangle \vdash_{M,0} \langle B, \varepsilon \rangle \Rightarrow A \vdash_G vC, C \vdash_G uB \Rightarrow A \vdash_G vuB = wB$$

Теперь второй пункт для произвольного $w = vu$:

$$\langle A, v \rangle \vdash_M \langle C, u \rangle \vdash_{M,1} \langle q_f, \varepsilon \rangle \Rightarrow A \vdash_G vC, C \vdash_G u \Rightarrow A \vdash_G vu = w$$

Перейдём к доказательству \Leftarrow для обоих пунктов:

Первый пункт также будет доказан по индукции:

- База – 0 шагов:

$$A \vdash_{G,0} wB \Rightarrow w = \varepsilon, A = B \Rightarrow \langle A, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle B, \varepsilon \rangle$$

- Переход для произвольного $w = uv$:

$$A \vdash_G uC \vdash_{G,1} uvB \Rightarrow \langle A, u \rangle \vdash_M \langle C, \varepsilon \rangle, \langle C, v \rangle \vdash_M \langle B, \varepsilon \rangle \Rightarrow \langle A, uv \rangle \vdash_M \langle B, \varepsilon \rangle$$

Второй пункт для $w = uv$:

$$A \vdash_G uC \vdash_{G,1} uv \Rightarrow \langle A, u \rangle \vdash_M \langle C, \varepsilon \rangle, \langle C, v \rangle \vdash \langle q_f, \varepsilon \rangle \Rightarrow \langle A, uv \rangle \vdash_M \langle q_f, \varepsilon \rangle$$

После доказанных двух пунктов становится очевидным эквивалентность данных утверждений:

- $w \in L(M)$
- $\langle S, w \rangle \vdash_M \langle q_f, \varepsilon \rangle$
- $S \vdash_G w$
- $w \in L(G)$

□

2.4 Про КС-грамматики

Примеры контекстно-свободных языков

Пример.

$$S \rightarrow aSb$$

$$S \rightarrow \varepsilon$$

Задаёт неавтоматный язык $\{a^n b^n \mid n \in \mathbb{N}\}$

Замкнутость КС-языков относительно простейших операций

Утверждение 2.4.1. $L_1 \cup L_2$ является КС-языком

Доказательство. Построим КС-грамматику для языка $L_1 \cup L_2$. Для этого рассмотрим соответствующие грамматики для L_1, L_2 . Пусть стартовые символы в них имеют имена S и T . Тогда стартовый символ для $L_1 \cup L_2$ обозначим за S' и добавим правило $S' \rightarrow S \mid T$. Покажем, что $S' \vdash_G w \Leftrightarrow S \vdash_G w \vee T \vdash_G w$.

\Leftarrow : Поскольку $S \vdash_G$ и есть правило $S' \vdash_G S$, то по транзитивности выводимости получаем, что $S' \vdash_G w$. Аналогично и для T .

\Rightarrow : Пусть $S' \vdash_G w$. Поскольку $S' \vdash S \mid T$ – единственные правила, в которых нетерминал S' присутствует в левой части, то это означает, что либо $S' \vdash_G S \vdash_G w$, либо $S' \vdash_G T \vdash_G w$. \square

Утверждение 2.4.2. $L_1 L_2$ – КС-язык

Доказательство. Аналогично предыдущему случаю построим КС-грамматику для языка $L_1 L_2$. Для этого добавим правило $S' \vdash_G ST$, где S и T – стартовые символы языков L_1 и L_2 соответственно. \square

Утверждение 2.4.3. $L^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} L^i$ – КС-язык.

Доказательство. Если S – стартовый символ КС-грамматики для языка L , то добавим в КС-грамматику для языка L^* новый стартовый символ S' и правила $S' \vdash_G SS' \mid \varepsilon$ \square

2.5 Удаление непорождающих и недостижимых символов в алгоритме приведения к нормальной форме Хомского. Асимптотика приведённых шагов.

Удаление непорождающих символов

Определение 2.5.1. Символ $Y \in N$ называется **порождающим**, если:

$$\exists w \in \Sigma^* : Y \vdash w$$

Удаляем непорождающие символы Z и все правила, содержащие символы Z – получаем G_1 .

Утверждение 2.5.1.

$$L(G) = L(G_1)$$

Доказательство. Включение $L(G_1) \subset L(G)$ очевидно, так как мы удалили нетерминалы, которые никак не влияли на вывод слов, поэтому язык не увеличился.

Докажем $L(G) \subset L(G_1)$. Пусть $w \in L(G) \setminus L(G_1)$.

Тогда существует непорождающий Z : $S \vdash \alpha Z \beta \vdash w$. Тогда если $w = w_1 u w_2$: $\alpha \vdash w_1, Z \vdash u, \beta \vdash w_2 \Rightarrow Z$ – порождающий, противоречие. \square

Удаление недостижимых символов

Определение 2.5.2. Символ $D \in N$ называется **достижимым**, если существуют некоторые $\varphi, \psi \in (N \cup \Sigma)^*$, такие, что:

$$S \vdash \varphi D \psi$$

Удаляем все недостижимые символы и все содержащие их правила – получаем G_2 .

Утверждение 2.5.2.

$$L(G_1) = L(G_2)$$

Доказательство. Включение $L(G_2) \subset L(G_1)$ очевидно, так как удалили все нетерминалы, которые не участвовали в выводе, поэтому язык не увеличился.

Теперь докажем $L(G_1) \subset L(G_2) \Rightarrow \exists w \in L(G_1) \setminus L(G_2) \Rightarrow$ существует недостижимый U : $S \vdash \alpha U \beta \vdash w \Rightarrow U$ – достижимый. Противоречие. \square

Утверждение 2.5.3. В G_2 не появилось непорождающих символов.

Доказательство. Пусть B стал новым непорождающим в G_2 . Тогда:

- B был достижимым в G_1 .
- B был порождающим в G : $B \vdash_G u$

На пути вывода $B \vdash u$ был недостижимый символ C . Но, тогда строим пусть $S \rightarrow B \rightarrow C$ – противоречие! \square

Асимптотика приведённых шагов (в терминах изначальной грамматики)

1. Для поиска непорождающих нетерминалов требуется запустить $|N|$ BFS-ов. Сложность $O(|N|(|N| + |E|))$
2. Для поиска недостижимых нетерминалов требуется запустить один BFS из S . Сложность $O(|N| + |E|)$

2.6 Удаление длинных, смешанных правил и eps-порождающих символов. Асимптотика приведённых шагов.

Удаление длинных правил

Сделаем замену:

$$B \rightarrow A_1 A_2 \cdots A_n$$

на:

$$\begin{aligned} B &\rightarrow A_1 B_1 \\ B_1 &\rightarrow A_2 B_2 \\ &\dots \\ B_{n-2} &\rightarrow A_{n-1} A_n \end{aligned}$$

Получим грамматику G_3 .

Замечание. Если в дереве вывода G_3 появился B_k , то в нём появятся все правила, в левых и правых частях которых есть B_1, \dots, B_{n-2} .

Удаление смешанных правил

Сделаем замену:

$$A \rightarrow A_1 b A_2 d$$

на

$$\begin{aligned} A &\rightarrow A_1 B A_2 D \\ B &\rightarrow b \\ D &\rightarrow d \end{aligned}$$

Получим грамматику G_4 .

Удаление eps-порождающих

Определение 2.6.1. Символ E называется ε -порождающим, если $E \vdash \varepsilon$.

Сделаем замену:

- Добавим правило $A \rightarrow B$, если $A \rightarrow BC, C \vdash \varepsilon$.
- Добавим правило $A \rightarrow C$, если $A \rightarrow BC, B \vdash \varepsilon$.
- Удалим правила $A \rightarrow \varepsilon$.

Получим грамматику G_5 .

Утверждение 2.6.1.

$$L(G_4) = L(G_5)$$

Доказательство. $L(G_4) \subset L(G_5)$ докажем индукцией по длине вывода:

- База – 1 шаг: $w = a, (A \rightarrow a) \in P_{G_5}$
- Переход $A \vdash_{G_4, 1} \alpha \vdash_{G_4} w$
 - $\alpha = B \Rightarrow (A \rightarrow B) \in P_{G_5}$.
 - $\alpha = BC \Rightarrow B \vdash_{G_4} w_1, C \vdash_{G_4} w_2$.
 - Если $w_1 \neq \varepsilon, w_2 \neq \varepsilon$ – применяем переход для B, C .

- Если $w_1 = \varepsilon : A \vdash_{G_5,1} C \vdash_{G_5} w_2 = w$

$L(G_5) \subset L(G_4)$ также докажем индукцией по длине вывода:

- База – 1 шаг: $w = a, (A \rightarrow a) \in P_{G_4}$
- Переход $A \vdash_{G_5,1} B \vdash_{G_5} w$:
 - $(A \rightarrow B) \in P_{G_4} \Rightarrow A \vdash_{G_4,1} B \vdash_{G_4} w$
 - $(A \rightarrow BC) \in P_{G_4}, C \vdash_{G_4} \varepsilon \Rightarrow A \vdash_{G_4,1} BC \vdash w\varepsilon = w$

□

Асимптотика приведённых шагов (в терминах изначальной грамматики)

1. Сложность удаления длинных правил $O(|P| \max_{p \in P} |p|)$.
2. Сложность удаления смешанных правил можно оценить также.
3. Сложность удаления ε -порождающих нетерминалов можно оценить, как $O(|P|h)$, где h – максимальная глубина вывода ε для изначальной грамматики.

2.7 Обработка стартового состояния и удаление цепных правил. Асимптотика приведённых шагов.

Обработка стартового состояния

Мы доказали $L(G_5) = L(G_4) \setminus \{\varepsilon\}$:

- Заводим новый нетерминал S' , делаем его стартовым
- Добавляем правило $S' \rightarrow S$
- Если $S \vdash \varepsilon$, то добавляем $S' \rightarrow \varepsilon$

Получили грамматику $L(G_6)$.

Удаление цепных правил

Сделаем транзитивное замыкание:

$$B \rightarrow B_1 \rightarrow B_2 \rightarrow \dots \rightarrow B_n \rightarrow CD \mid a$$

заменим на:

$$B \rightarrow CD \mid a$$

Дополнительно удалим правила вида $A \rightarrow B$.

Получили грамматику $L(G_7)$.

Утверждение 2.7.1.

$$L(G_6) = L(G_7)$$

Доказательство. Полностью аналогично доказательству после удаления ε -порождающих.

□

Асимптотики

1. Для обработки стартового состояния нужно понять, было ли оно ε -порождающим, то есть достаточно запустить BFS и проверить, дошли ли мы до правила, содержащего ε в правой части – $O(|N| + |P|)$
2. Для удаления цепных правил требуется транзитивное замыкание, которое можно построить, используя алгоритм Флойда-Фалкерсона: $O(h^3)$, где h – максимальная глубина вывода.

2.8 Алгоритм Кока-Янгера-Касами синтаксического разбора для КС-грамматик

Алгоритм построен на динамике по подотрезкам: заведём массив $d[A][i, j] = \mathbb{I}(A \vdash w[i : j])$, очевидно, что $w \in L(G) \Leftrightarrow d[S][0, |w|] = \text{True}$

Индукция по длине слова:

- $A \vdash w[i : j]$. Тогда существуют $B, C : A \vdash_1 BC, B \vdash w[i : k], C \vdash w[k : j] \Rightarrow d[B][i : k] = \text{True}, d[C][k : j] = \text{True}$
- $d[A][i : j] = \text{True}$. Тогда для некоторого `midPosition` сработал переключатель (см. код алгоритма). Делаем индукционный переход.

Асимптотика алгоритма – $O(|N|^3 \cdot |P|)$

2.9 Лемма о разрастании для КС-языков

Лемма о разрастании для КС-языков

Лемма 2.9.1. Пусть L – КС-язык. Тогда

$$\exists p : \forall w \in L : |w| \geq p : \exists x, u, y, v, z \in \Sigma^* : w = xuyvz : \\ |uv| > 0, |uyv| \leq p : \forall k \geq 0 : xu^k y v^k z \in L$$

Доказательство. Рассмотрим грамматику G в нормальном форме Хомского: $L = L(G)$. Каждый уровень дерева вывода увеличивает длину слова не более, чем вдвое. Если $p = 2^{|N|}$, то $|w| \geq p \geq 2^{|N|}$. Тогда глубина дерева разбора более $|N|$ – воспользуемся принципом Дирихле.

Найдётся такой нетерминал A :

$$S \vdash xAz \vdash xuAvz \vdash xuyvz; \quad A \vdash uAv$$

Среди таких A рассмотрим такое, что его глубина относительно корня наибольшая. Тогда $|uyv| \leq 2^{|N|} = p$ (иначе были бы повторения) \square

Пример не КС-языка

Пример. Язык

$$\{a^n b^n c^n \mid n \in \mathbb{Z}^+\}$$

не является КС-языком.

Доказательство. Воспользуемся отрицанием леммы о разрастании. \square

2.10 МП-автомат

Определение 2.10.1. Автомат с магазинной памятью – МП-автомат:

- Q – множество состояний, $|Q| < +\infty$
- Σ – алфавит, $|\Sigma| < +\infty$
- Γ – стековый алфавит, $|\Gamma| < +\infty, \Gamma \cap \Sigma = \emptyset$
- $\Delta \subset (Q \times \Sigma^* \times \Gamma^*) \times (Q \times \Gamma^*), |\Delta| < +\infty$
- $q_0 \in Q$ – стартовое состояние.
- $F \subset Q$ – множество завершающих состояний.

Определение 2.10.2. Конфигурацией в МП-автомате называется тройка $\langle q, u, \gamma \rangle \in Q \times \Sigma^* \times \Gamma^*$.

Определение 2.10.3. \vdash – наименьшее рефлексивное транзитивное отношение, что

$$\forall \langle q_1, u, \theta \rangle \rightarrow \langle q_2, \beta \rangle \in \Delta : \forall v \in \Sigma^*, \eta \in \Gamma^* \langle q_1, uv, \eta\alpha \rangle \vdash \langle q_2, v, \eta\beta \rangle$$

Определение 2.10.4. Языком, распознаваемым МП-автоматом, называется

$$L(M) = \{w \in \Sigma^* \mid \exists q \in F : \langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q, \varepsilon, \varepsilon \rangle\}$$

Утверждение 2.10.1. Для любого МП-автомата существует эквивалентный МП-автомат, для которого выполнено соотношение:

$$\forall \langle q_1, u, \alpha \rangle \rightarrow \langle q_2, \beta \rangle \in \Delta : |u| \leq 1, |\alpha| + |\beta| \leq 1$$

Доказательство. Действие "считать n букв со входа" растягиваем в "считать n раз 1 букву со входа".

Действие "снять со стека n букв и положить на него m букв" растягиваем в "снять n раз со стека 1 букву, положить m раз на стек 1 букву". \square

Утверждение 2.10.2. Для любого МП-автомата существует эквивалентный МП-автомат, для которого выполнено соотношение:

$$\forall \langle q_1, u, \alpha \rangle \rightarrow \langle q_2, \beta \rangle \in \Delta : |u| \leq 1, |\alpha| + |\beta| = 1$$

Доказательство. Аналогично предыдущему утверждению, однако останутся переходы

$$\langle q_1, w, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_2, \varepsilon \rangle \in \Delta$$

Вводим dummy стековый элемент T и превращаем переход выше в два последовательных перехода

$$\langle q_1, w, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q', T \rangle, \langle q', \varepsilon, T \rangle \rightarrow \langle q_2, \varepsilon \rangle$$

\square

2.11 Построение МП-автомата по КС-грамматике

Теорема 2.11.1. Для любой КС-грамматики G существует МП-автомат M :

$$L(M) = L(G)$$

Доказательство. Пусть $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$, определим автомат

$$M = \langle \{q_0, q_1\}, \Sigma, N \cup \Sigma, \Delta, q_0, \{q_1\} \rangle$$

причём Δ состоит из правил:

- $\langle q_0, \varepsilon, S \rangle \rightarrow \langle q_1, \varepsilon \rangle$
- $\langle q_0, \varepsilon, \alpha \rangle \rightarrow \langle q_0, A \rangle$, если $A \rightarrow \alpha \in P$
- $\langle q_0, a, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_1, a \rangle$, $a \in \Sigma$

Хотим доказать, что

$$\alpha \vdash w \Leftrightarrow \langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle q_0, \varepsilon, \alpha \rangle$$

Вначале для \Rightarrow :

Индукция по длине вывода:

- База $\alpha \vdash_0 w$. Тогда $\alpha = a = w \Rightarrow \langle q_0, a, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, a \rangle$ по третьему типу правил.
- Для перехода рассмотрим $A \vdash_1 \alpha_1 \cdots \alpha_k \vdash w_1 \cdots w_k = w$, где α_i – нетерминалы, а w_i – терминалы
- По предположению, $\langle q_0, w_j, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, \alpha_j \rangle$
- Тогда

$$\langle q_0, w_1 \cdots w_k, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, w_2 \cdots w_k, \alpha_1 \rangle \vdash \cdots \vdash \langle q_0, \varepsilon, \alpha_1 \cdots \alpha_k \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, A \rangle$$

Теперь \Leftarrow :

Индукция по длине вывода:

- База: 1 шаг
 - $\langle q_0, a, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, a \rangle \Rightarrow a \vdash a$
 - $\langle q_0, \varepsilon, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, A \rangle \Rightarrow A \rightarrow \varepsilon \in P$
- Переход: $\langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, \alpha_1 \cdots \alpha_k \rangle \vdash_1 \langle q_0, \varepsilon, A \rangle$
 - При этом $A \rightarrow \alpha_1 \cdots \alpha_k \in P$
 - Найдём момент, когда на стеке появится α_1 : $\langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, w', \alpha_1 \rangle$
 - Тогда $w = u_1 w'$, причём $\langle q_0, u_1, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, \alpha_1 \rangle$. Тогда $\alpha_1 \vdash u_1$.
 - Аналогично, $\alpha_j \vdash u_j$ и $A \vdash \alpha_1 \cdots \alpha_k \vdash w$

Для доказательства совпадения языков остаётся заметить эквивалентность следующих фактов:

- $w \in L(M)$
- $\langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
- $\langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, S \rangle \vdash \langle q_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
- $S \vdash w$
- $w \in L(G)$

□

2.12 Построение КС-грамматики по МП-автомату

Теорема 2.12.1. *Каждому МП-автомату M соответствует КС-грамматика G :*

$$L(M) = L(G)$$

Доказательство. Определим множество нетерминалов N , как

$$N = \{A_{ij} \mid q_i, q_j \in Q\} \cup S$$

Правила будем строить так:

- $A_{ij} \rightarrow uA_{st}vA_{rj}$, если
 - $\langle q_i, u, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_s, A \rangle$
 - $\langle q_t, v, A \rangle \rightarrow \langle q_r, \varepsilon \rangle$
- $A_{ij} \rightarrow \varepsilon$
- $S \rightarrow A_{0j}$, если $q_j \in F$

Хотим показать, что

$$A_{ij} \vdash w \Leftrightarrow \langle q_i, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$$

В начале \Rightarrow :

- База: $A_{ij} \vdash_1 w$. Тогда $w = \varepsilon, i = j$. Значит, $\langle q_i, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
- Переход: $A_{ij} \vdash_1 uA_{st}vA_{rj} \vdash uzvy$
 - По построению $\langle q_i, u, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_s, A \rangle$, $\langle q_t, v, A \rangle \rightarrow \langle q_r, \varepsilon \rangle$
 - По предположению: $A_{st} \vdash z \Rightarrow \langle q_s, z, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_t, \varepsilon, \varepsilon \rangle$ и $A_{rj} \vdash y \Rightarrow \langle q_r, y, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
 - Тогда в итоге

$$\langle q_i, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_i, uzvy, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_s, zvy, A \rangle \vdash \langle q_t, vy, A \rangle \vdash \langle q_r, y, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$$

Теперь для \Leftarrow :

- База: $\langle q_i, w, \varepsilon \rangle \vdash_0 \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$. Тогда $i = j, w = \varepsilon, A_{ii} \rightarrow \varepsilon$
- Переход: $\langle q_i, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$

– Идя по цепочке вывода, $\exists w = uzvy$, причём

$$\langle q_i, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_i, uzvy, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_s, zvy, A \rangle \vdash \langle q_t, vy, A \rangle \vdash \langle q_r, y, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$$

– По предположению: $A_{st} \vdash z \Leftarrow \langle q_s, z, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_t, \varepsilon, \varepsilon \rangle$ и $A_{rj} \vdash y \Leftarrow \langle q_r, y, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$

– Тогда

$$A_{ij} \vdash uA_{st}vA_{rj} \vdash uzvy = w$$

Для доказательства теоремы заметим эквивалентность следующих утверждений:

- $w \in L(G)$
- $S \vdash w$
- $\exists q_j \in F : S \vdash A_{0j} \vdash w$
- $\exists q_j \in F : \langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_j, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
- $w \in L(M)$

□

2.13 Нормальная форма ГРейбах для КС-грамматик

Определение 2.13.1. КС-грамматика находится в нормальной форме Грейбах, если все правила имеют такой и только такой вид:

- $A \rightarrow a, a \in \Sigma$
- $A \rightarrow aB, A \in \Sigma; B \in N; B \neq S$
- $A \rightarrow aBC, A \in \Sigma; B, C \in N; B, C \neq S$
- $S \rightarrow \varepsilon$

Теорема 2.13.1. Любая КС-грамматика может быть представлена в НФ Грейбах

Доказательство. Определим оператор левого деления

$$B \setminus A := \{w \in \Sigma^* \mid \exists x \in B : xw \in A\}$$

По исходной грамматике $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$ построим

$$G_g = \langle \{S\} \cup \{B \setminus A \mid A, B \in N\}, \Sigma, P_g, S \rangle$$

Как будут выглядеть правила новой грамматики?

- $S \rightarrow a(A \setminus S)$, если $A \rightarrow a$
- $A \setminus A \rightarrow \varepsilon, A \in N$
- $B \setminus A \rightarrow e(E \setminus D)(C \setminus A)$, если $C \rightarrow BD$ и $E \rightarrow e$

По сути, должны доказать

$$B \setminus A \vdash w \Leftrightarrow A \vdash Bw$$

В начале \Rightarrow :

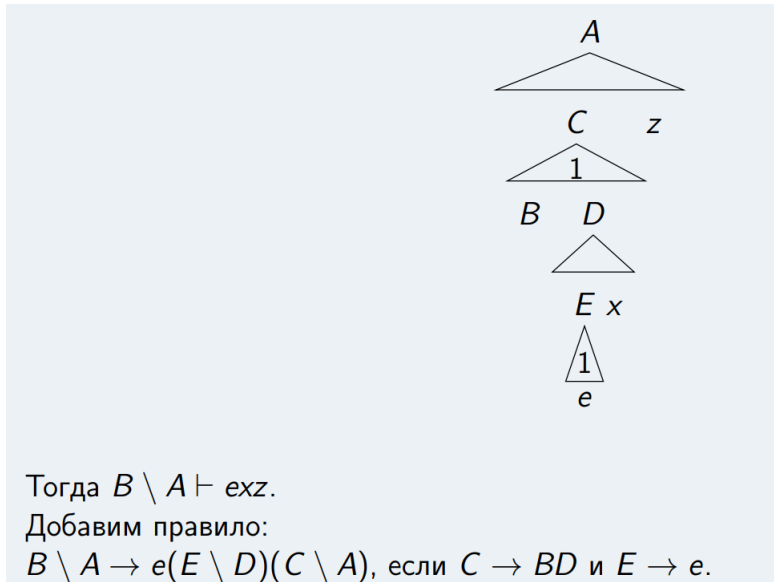
Индукция по длине вывода

- База: $B \setminus A \vdash_1 w$. Тогда $A = B, w = \varepsilon$. Значит, $A \vdash A\varepsilon$.
- Переход: $B \setminus A \vdash_1 e(E \setminus D)(C \setminus A) \vdash euv$.
 - По предположению: $E \setminus D \vdash u \Rightarrow D \vdash Eu, C \setminus A \vdash v \Rightarrow A \vdash Cv$
 - По условию $C \vdash BD$
 - $A \vdash Cv \vdash BDv \vdash BEuv \vdash Beuv \vdash Bw$

Теперь \Leftarrow :

Индукция по длине вывода:

- База: $A \vdash_0 Bw$. Тогда $A = B, w = \varepsilon$. Значит, $A \setminus A \vdash \varepsilon$.
- Переход: смотри картинку



Осталось доказать равенство языков, для этого приведём изначальную грамматику к нормальной форме Хомского G_h .

Если $\varepsilon \in L(G_h)$, то $\varepsilon \in L(G_g)$ по правилу $S \rightarrow \varepsilon$.

Пусть $w = au, a \in \Sigma$. Следующие утверждения эквивалентны:

- $au \in L(G_h)$
- $\exists A \rightarrow a : S \vdash Au \vdash_1 au$
- $\exists A \rightarrow a : S \vdash a(A \setminus S) \vdash au$
- $au \in L(G_g)$

Осталось убрать правила $A \setminus A \rightarrow \varepsilon$: аналогично удалению ε -порождающих. □

Замечание. Аналогично можем определить обратную нормальную форму Грейбах с правилами вида:

- $A \rightarrow a$
- $A \rightarrow Ba$
- $A \rightarrow CBa$
- $S \rightarrow \varepsilon$

2.14 Построение МП-автомата без ерс-переходов

Теорема 2.14.1. *Для любого МП-автомата существует эквивалентный МП-автомат, для которого выполнено соотношение:*

$$\forall (\langle q_1, u, \alpha \rangle \rightarrow \langle q_2, \beta \rangle) \in \Delta : |u| = 1$$

Доказательство. Рассмотрим алгоритм "КС-грамматика \rightarrow МП-автомат" для обратной нормальной формы Грейбах!

Хотим доказать, что

$$\langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, \varepsilon, A \rangle \Leftrightarrow A \vdash w \ (A \neq S)$$

Вначале \Leftarrow :

- $w \in L(G)$
- $S \vdash \varepsilon \Leftrightarrow \langle q_0, \varepsilon, \varepsilon \rangle \vdash \langle q, \varepsilon, \varepsilon \rangle \ (q \in F)$
- $S \vdash_1 CBA \vdash vua$:
 - $C \vdash v \Rightarrow \langle q_0, vua, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, ua, C \rangle$
 - $B \vdash u \Rightarrow \langle q_0, ua, C \rangle \vdash \langle q_0, a, CB \rangle$
 - $\langle q_0, a, CB \rangle \vdash_1 \langle q_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle$

Теперь \Rightarrow :

- $w \in L(G)$
- $S \vdash \varepsilon \Leftrightarrow \langle q_0, \varepsilon, \varepsilon \rangle \vdash \langle q, \varepsilon, \varepsilon \rangle \ (q \in F)$
- $\langle q_0, w, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle$:
 - $w = xa, \langle q_0, a, CB \rangle \vdash_1 \langle q_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
 - Тогда $\exists x = vu : \langle q_0, ua, C \rangle \vdash \langle q_0, a, CB \rangle; \langle q_0, vua, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_0, ua, C \rangle$
 - Значит $B \vdash u, C \vdash v$
 - $S \vdash CBA \vdash vua = w$

□

2.15 КС-языки и теоретико-множественные операции

Утверждение 2.15.1. *КС-языки замкнуты относительно пересечения с регулярными языками*

Доказательство. Пусть $M = \langle Q, \Sigma, \Delta_M, q_0, D_M \rangle, L(M) = R$ – НКА с 1-буквенными переходами.

$MP = \langle P, \Sigma, \Gamma, \Delta_P, p_0, F_P \rangle, L(MP) = L$ – МП-автомат с 1-буквенными переходами.

Построим МП-автомат как декартово произведение НКА со стеком:

$$M_i = \langle Q \times P, \Sigma, \Gamma, \Delta, (q_0, p_0), F_M \times F_P \rangle$$

где Δ состоит из $\langle (q_1, p_1), a, \alpha \rangle \rightarrow \langle (q_2, p_2), \beta \rangle$, если:

- $\langle q_1, a \rangle \rightarrow q_2 \in \Delta_M$
- $\langle p_1, a, \alpha \rangle \rightarrow \langle p_2, \beta \rangle \in \Delta_P$

□

3 Парсеры

3.1 Корректность алгоритма Эрли

Определение 3.1.1. Для каждого правила $A \rightarrow \alpha\beta$ определим ситуацию:

$$(A \rightarrow \alpha \cdot \beta, i) \in D_j, i \in [0 : |w|], j \in [0 : |w|]$$

где i отвечает за то, сколько букв было прочитано до "захода" в это правила, а j за то, сколько букв прочитано на момент символа \cdot .

На протяжении всего алгоритма используем 3 операции:

- Scan – читаем букву
- Predict – спускаемся вниз
- Complete – поднимаемся вверх

Добавим правило $S' \rightarrow S$, тогда стартовой ситуацией определим

$$(S' \rightarrow \cdot S, 0) \in D_0$$

а финальной будет

$$(S' \rightarrow S \cdot, 0) \in D_{|w|}$$

Корректность вывода при наличии ситуации гарантируется леммой:

Лемма 3.1.1. *Каждой ситуации соответствует вывод:*

$$(A \rightarrow \alpha \cdot \beta, i) \in D_j \Leftrightarrow \exists \psi \in (N \cup \Sigma)^* : \alpha \vdash w[i : j] \\ S' \vdash w[0 : i] A \psi \vdash_1 w[0 : i] \alpha \beta \psi$$

Доказательство. Докажем индукцией по количеству эффективных шагов в алгоритме:

- База
 - Появилась ситуация $(S' \rightarrow \cdot S, 0) \in D_0$
 - $S' \vdash \varepsilon w[0 : 0] S' \varepsilon = w[0 : 0] S \varepsilon, \alpha = \varepsilon = w[0 : 0]$
- Переход при Scan
 - $(A \rightarrow \alpha \cdot a\beta, i) \in D_j, w[j] = a \Rightarrow (A \rightarrow \alpha a \cdot \beta, i) \in D_{j+1}$
 - Предположение: $S' \vdash w[0 : i] A\psi \vdash_1 w[0 : i] \alpha a \beta \psi$
 - $\alpha \vdash w[i : j], \alpha a \vdash w[i : j + 1]$
- Переход при Predict
 - $(B \rightarrow \cdot \gamma, j) \in D_j$ появилась при Predict после ситуации $(A \rightarrow \alpha \cdot B\beta, i) \in D_j$
 - Предположение $S' \vdash w[0 : i] A\psi \vdash_1 w[0 : i] \alpha B\beta \psi$
 - $\alpha \vdash w[i : j] \Rightarrow w[0 : i] \alpha \vdash w[0 : j]$
 - $S' \vdash w[0 : i] \alpha B\beta \psi \vdash w[0 : j] B\beta \psi \vdash_1 w[0 : j] \gamma \beta \psi$
- Переход при Complete
 - $(A \rightarrow \alpha B \cdot \beta, i) \in D_j$ появилась после ситуаций: $\exists k : (A \rightarrow \alpha \cdot B\beta, i) \in D_k; \exists (B \rightarrow \gamma \cdot, k) \in D_j$
 - Предположение $S' \vdash w[0 : i] A\psi \vdash_1 w[0 : i] \alpha B\beta \psi, \alpha \vdash w[i : k]$
 - Предположение 2: $B \vdash_1 \gamma \vdash w[k : j]$
 - Итого $\alpha B \vdash w[i : k] w[k : j] = w[i : j]$

□

3.2 Полнота алгоритма Эрли

Каждому выводу соответствует ситуация:

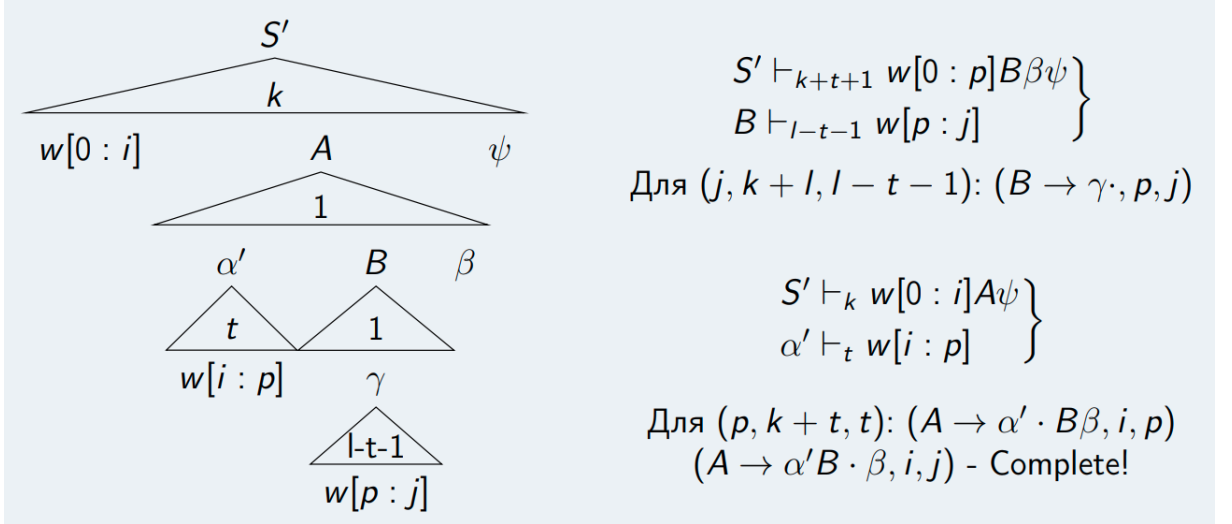
$$S' \vdash_k w[0 : i] A\psi \vdash_1 w[0 : i] \alpha \beta \psi, \alpha \vdash_l w[i : j]$$

индукцией по $(j, l + k, l)$

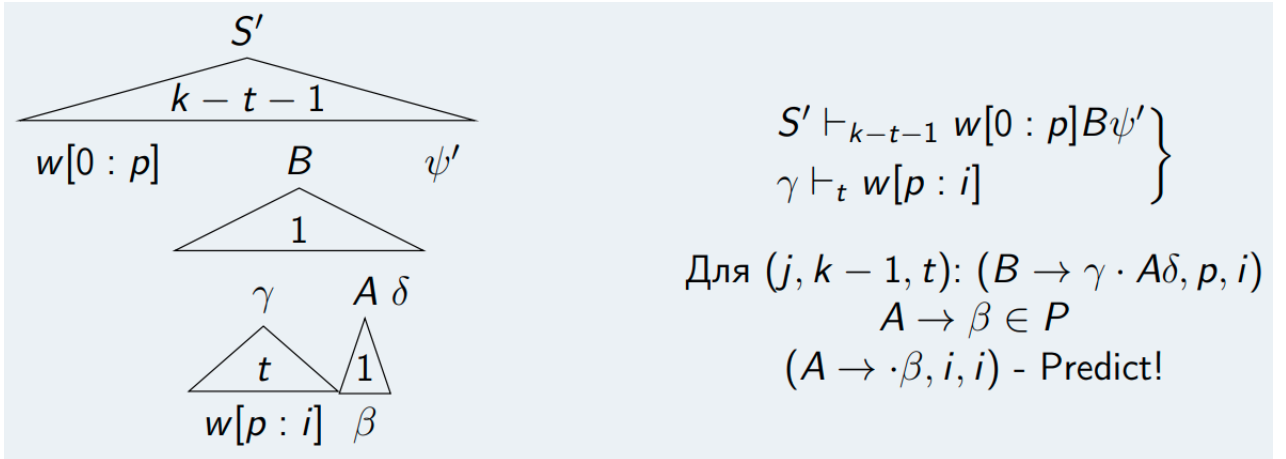
- База $j = 0, k + l = 0$
 - $l = 0 \Rightarrow \alpha = \varepsilon$
 - $k = 0 \Rightarrow w[0 : i] = \varepsilon, A = S'$
 - $S' \rightarrow S \Rightarrow (S' \rightarrow \cdot S, 0) \in D_0$
- Переход: рассмотрим последний символ α . Возможны 3 случая:
 1. $\alpha = \alpha' b$:

- $\alpha' \vdash_l w[i : j - 1], w[j] = b$
- $S' \vdash w[0 : i] \alpha' b \beta \psi$
- Предположение $(j - 1, k + l, k) : (A \rightarrow \alpha' \cdot bB, i) \in D_{j-1}$
- $(A \rightarrow \alpha' b \cdot B, i) \in D_j$ по Scan

2. $\alpha = \alpha' B$



3. $\alpha = \varepsilon$



3.3 Оптимальный алгоритм и обоснование сложности

Оптимальный алгоритм

- В D_j надо быстро обращаться к правилам с $\cdot B$
- Храним в виде $D_j[B]$
- Правая часть – в виде связного списка
- Быстрее – вычислить id для каждой ситуации
- Меньше памяти – вычислить hash для каждой ситуации

Обоснование сложности

Пусть $|G|$ – суммарное количество символов в правых частях правил.

- Сложность Scan

Правила из $D_k[w[j]] \Rightarrow O(|D_j[w[j]]|) = O(|D_j|) = O(|w||G|)$

- Сложность Predict

Перебираем правила $B \rightarrow \gamma - O(|P|)$. Рассматриваем $D_j[B]$ и помечаем, рассмотрена ли была ситуация с этим B .

Сложность для D_j : $O(|D_j||P|) = O(|w||G|^2)$

- Сложность Complete

Рассматриваем правила $(B \rightarrow \gamma \cdot, k) \in D_j$. Делаем перебор по $D_k[B] \Rightarrow$ количество обращений к D_k : $O(|D_0| + |D_1| + \dots + |D_j|) = O(|w|^2|G|)$.

Количество правил $B \rightarrow \gamma$: $O(|G|) \Rightarrow$ асимптотика шага – $O(|w|^2|G|^2)$

Количество шагов: $O(|w|)$

Итого на Scan: $O(|w|^2|G|)$

Итого на Predict: $O(|w|^2|G|^2)$

Итого на Complete: $O(|w|^3|G|^2)$

3.4 Анализатор перенос-свёртка

Смотри конспект Сорокина, который можно распечатать и принести на экзамен

3.5 Операция перехода для LR-ситуаций

Смотри конспект Сорокина, который можно распечатать и принести на экзамен

3.6 Алгоритм построения LR-таблицы по LR-ситуациям

Смотри конспект Сорокина, который можно распечатать и принести на экзамен

3.7 Алгоритм разбора по LR-таблице

Смотри конспект Сорокина, который можно распечатать и принести на экзамен

3.8 ДМП-автоматы

Определение 3.8.1. Два перехода в МП-автомате: $\langle q_1, u_1, \alpha_1 \rangle \rightarrow \langle q'_1, \beta'_1 \rangle$ и $\langle q_2, u_2, \alpha_2 \rangle \rightarrow \langle q'_2, \beta'_2 \rangle$ называются **совместными**, если выполняются следующие условия:

- $q_1 = q_2$
- $u_1 \sqsubset u_2$ или $u_2 \sqsubseteq u_1$
- $\alpha_1 \sqsubseteq \alpha_2$ или $\alpha_2 \sqsubseteq \alpha_1$

Определение 3.8.2. МП-автомат называется детерминированным, если в нём нет совместных переходов.

Определение 3.8.3. Пусть M – ДМП-автомат. Тогда языком, который задаёт данный автомат, называется

$$L(M) = \{w \mid \exists q \in F : \langle q_0, w\$, \varepsilon \rangle \vdash \langle q, \varepsilon, \varepsilon \rangle\}$$

Лемма 3.8.1. Любой ДМП-автомат эквивалентен ДМП автомату с переходами

$$\langle q_1, u, \alpha \rangle \rightarrow \langle q_2, \beta \rangle, |u| + |\alpha| \leq 1$$

Доказательство. Разбиваем переходы совместно... □

Теорема 3.8.1. Если l – длина самой длинной строки, которая может быть записана в ходе перехода в ДМП-автомате, то существует такая константа $N = F(|Q|, |\Gamma|, l)$ такая, что если $\langle q, \varepsilon, A \rangle \vdash_N \langle q', \varepsilon, \alpha \rangle, |\alpha| > 0$, то в ДМП-автомате возникнет цикл в конфигурации.

Доказательство. Если длина стека в пути не больше $|Q||\Gamma|l$, то в качестве N возьмём

$$N = |Q|(1 + |\Gamma| + |\Gamma|^2 + \dots + |\Gamma|^{|Q||\Gamma|l})$$

где второй множитель обозначает максимальное число стеков длины $\leq |Q||\Gamma|l$. Тогда по принципу Дирихле найдётся одна конфигурация.

Иначе

$$\exists \langle q_0, \varepsilon, A \rangle \vdash_N \langle q', \varepsilon, \beta \rangle : |\beta| \geq |Q||\Gamma|l + 1$$

Давайте отмечать на нашем пути состояния так, чтобы длина стека у полученной подвыборки строго возрастала.

Так как за переход длина стека меняется не более чем на l , то мы отметим хотя бы $|Q||\Gamma| + 1$ конфигураций.

Тогда по принципу Дирихле \exists два состояния:

$$\langle q_1, \varepsilon, \alpha A \rangle, \langle q_1, \varepsilon, \alpha \gamma A \rangle$$

□

Теорема 3.8.2. Количество *Shift*'ов в *LR*-алгоритме ограничено сверху $|w|$, а количество *Reduce*'ов $\leq |w| \cdot N \cdot c$

Доказательство. Введём потенциал, который является суммой:

- Числа терминальных символов грамматики на стеке
- Числа нетерминальных символов грамматики на стеке
- Удвоенного числа непрочитанных букв в слове

При *Shift* имеем $+1$ на стеке, но -2 непрочитанных букв.

Отметим ситуации, после которых стек уменьшался – после них потенциал уменьшается хотя бы на 1.

Имея изначальный потенциал $2|w|$ и зная, что в конце он равен 0, то получим, что количество ситуаций, разобранных выше, ограничено.

Остаётся разобрать ситуации, когда *Reduce* не уменьшает стек, это происходит при обработке правил

$$A \rightarrow \varepsilon; \quad A \rightarrow B$$

Очевидно, таких правил ограниченное количество. Также, мы не можем прийти в соответствующую им ситуацию несколько раз, так как тогда мы заиклимся. □

3.9 Приведение LR-алгоритма к распознаванию ДМП-автоматом

Утверждение 3.9.1. Работа $LR(1)$ алгоритма эмулируется работой ДМП-автомата.

Доказательство. В качестве стека ДМП-автомата будем использовать стек LR-алгоритма (последовательность символ-вершина-...). То есть при операции Shift:

$$\langle q_i, a, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle \text{GOTO}(q_i, a), a\text{GOTO}(q_i, a) \rangle$$

При операции Reduce снимаем со стека путь, переходим в соответствующую ситуацию из LR-таблицы и кладём на стек тот нетерминал, который считали.

Почему этот автомат будет ДМП? Заметим, что свойство детерминированности эквивалентно отсутствию конфликтов, которых у нас нет по условию. \square

4 Конечные преобразователи

4.1 Конечные преобразователи и задаваемые ими преобразования

Определение 4.1.1. Конечным преобразователем (КПТелем) M называется кортеж $M = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \Delta, q_0, F \rangle$, где:

- Q – множество состояний, $|Q| < +\infty$
- Σ – входной алфавит, $|\Sigma| < +\infty$
- Γ – выходной алфавит, $|\Gamma| < +\infty$
- $\Delta \subset (Q \times \Sigma^*) \times (Q \times \Gamma^*)$ – множество переходов
- q_0 – стартовое состояние
- $F \subset Q$ – множество завершающих состояний.

Определение 4.1.2. Конфигурацией КПтеля M называется тройка $\langle q, u, v \rangle \in Q \times \Sigma^* \times \Gamma^*$.

Неформально:

- Находимся в состоянии q
- Осталось прочесть слово u
- Вывели слово v

Определение 4.1.3. \vdash – наименьшее рефлексивное транзитивное отношение, что

$$\forall \langle q_1, u \rangle \rightarrow \langle q_2, v \rangle \in \Delta$$

выполнено:

$$\forall y \in \Sigma^*, z \in \Gamma^* : \langle q_1, uv, z \rangle \vdash \langle q_2, y, zv \rangle$$

Определение 4.1.4. Конечным преобразованием будем называть

$$\psi = \{(u, v) \in \Sigma^* \times \Gamma^* \mid \exists q \in F : \langle q_0, u, \varepsilon \rangle \vdash \langle q, \varepsilon, v \rangle\}$$

Утверждение 4.1.1. Для любого КПтеля существует эквивалентный КПтель, для которого выполнено соотношение:

$$\forall (\langle q_1, u \rangle \rightarrow \langle q_2, v \rangle) \in \Delta : |u| + |v| = 1$$

Доказательство. 1. Раскроем все длинные переходы

2. Удалим ε : ε переходы по аналогии с НКА

□

Определение 4.1.5. Неудлиняющим гомоморфизмом ψ называется гомоморфизм, обладающим свойством

$$\forall x \in \Sigma^* : |\psi(x)| \leq |x|$$

Теорема 4.1.1. *Нива.*

Любое конечное преобразование можно представить в виде композиции:

- Обратного неудлиняющего гомоморфизма: φ^{-1}
- Ограничения на регулярный язык id_R
- Неудлиняющего гомоморфизма: η

Доказательство. Пусть ψ – КП. Существует КПтель M с 1-буквенными переходами.

- Промежуточный алфавит – Δ .
- Определим

$$\varphi(\langle q_1, u \rangle \rightarrow \langle q_2, v \rangle) = u; \quad \eta(\langle q_1, u \rangle \rightarrow \langle q_2, v \rangle) = v$$

- Тогда словами в нашем новом алфавите будут последовательности рёбер, по которым выводили в изначальном
- Заметим, что последовательности рёбер – регулярный язык.

□

4.2 Ограничение конечного преобразователя на регулярный вход

Теорема 4.2.1. Пусть $\psi : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ – КП, R – регулярный язык. Тогда

$$\psi|_R : R \rightarrow \Gamma^*$$

является КП

Доказательство. Пусть $T = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \Delta_T, q_0, F_T \rangle$ – КПтель: $|u| + |v| = 1$ и $M = \langle P, \Sigma, \Delta_M, p_0, F_M \rangle$ – ДКА: $L(M) = R$.

Построим $T_M = \langle Q \times P, \Sigma, \Gamma, \Delta, (q_0, p_0), F_T \times F_M \rangle$, где Δ состоит из:

- $\langle (q_1, p_1), a \rangle \rightarrow \langle (q_2, p_2), \varepsilon \rangle$, если:
 - $\langle q_1, a \rangle \rightarrow \langle q_2, \varepsilon \rangle \in \Delta_T$
 - $\langle p_1, a \rangle \rightarrow p_2 \in \Delta_M$

- $\langle (q_1, p), \varepsilon \rangle \rightarrow \langle (q_2, p), b \rangle$, если:
 - $\langle q_1, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_2, b \rangle \in \Delta_T$

Утверждается, что

$$\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_{T_M} \langle q_2, \varepsilon, v \rangle \Leftrightarrow \begin{cases} \langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_2, \varepsilon, v \rangle \\ \langle p_1, u \rangle \vdash_M \langle p_2, \varepsilon \rangle \end{cases}$$

Докажем \Rightarrow индукцией по длине вывода:

- База: 0 шагов
 - $q_1 = q_2, p_1 = p_2, u = \varepsilon, v = \varepsilon$
 - $\langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_2, \varepsilon, v \rangle$
 - $\langle p_1, u \rangle \vdash_M \langle p_2, \varepsilon \rangle$
- Переход: $\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash \langle (q_3, p_3), u_3, v_3 \rangle \vdash_1 \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$
 - 1 случай: $u_3 = a$. Тогда $v_3 = v$
 - То есть $\langle q_3, a, \varepsilon \rangle \vdash_{T,1} \langle q_2, \varepsilon, \varepsilon \rangle, \langle p_3, a \rangle \vdash_{M,1} \langle p_2, \varepsilon \rangle$
 - Если $u = u'a$, то по предположению индукции: $\langle q_1, u', \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_3, \varepsilon, v \rangle, \langle p_1, u' \rangle \vdash_M \langle p_3, \varepsilon \rangle$
 - Воспользовавшись транзитивностью, получим требуемое:

$$\begin{aligned} \langle q_1, u'a, \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_3, a, v \rangle \vdash_{T,1} \langle q_2, \varepsilon, v \rangle \\ \langle p_1, u'a \rangle \vdash_M \langle p_3, a \rangle \vdash_{M,1} \langle p_2, \varepsilon \rangle \end{aligned}$$
 - 2 случай: $u_3 = \varepsilon, v = v_3b, p_2 = p_3$
 - $\langle q_3, \varepsilon, \varepsilon \rangle \vdash_{T,1} \langle q_2, \varepsilon, b \rangle$
 - Пользуемся транзитивностью:

$$\begin{aligned} \langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_3, \varepsilon, v_3 \rangle \vdash_{T,1} \langle q_2, \varepsilon, v_3b \rangle \\ \langle p_1, u \rangle \vdash_M \langle p_3, \varepsilon \rangle = \langle p_2, \varepsilon \rangle \end{aligned}$$

В обратную сторону \Leftarrow индукцией по сумме длин вывода в T и M :

- База: вывод суммарно за 0 шагов
 - $q_1 = q_2, p_1 = p_2$
 - $u = \varepsilon$, так как M – ДКА, $v = \varepsilon$
 - По рефлексивности

$$\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_{T_M} \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$$
- Переход: $\langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_3, u_3, v_3 \rangle \vdash_{T,1} \langle q_2, \varepsilon, v \rangle$
 - 1 случай: $\langle q_3, a \rangle \rightarrow \langle q_2, \varepsilon \rangle$
 - Тогда: $u_3 = a, v_3 = v, u = u'a$

- Тогда найдётся $p_4 : \langle p_1, u'a \rangle \vdash_T \langle p_4, a \rangle \vdash_{T,1} \langle p_2, \varepsilon \rangle$
- $\langle q_1, u', \varepsilon \rangle \vdash_T \langle q_3, \varepsilon, v \rangle$
- Воспользуемся предположением $\langle (q_1, p_1), u', \varepsilon \rangle \vdash_{T_M} \langle (q_3, p_4), \varepsilon, v \rangle$:

$$\langle (q_1, p_1), u'a, \varepsilon \rangle \vdash_{T_M} \langle (q_3, p_4), a, v \rangle \vdash_{T_M,1} \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$$

- 2 случай: $\langle q_1, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_2, b \rangle$
- Тогда $u_3 = \varepsilon, v = v_3 b$
- Предположение индукции: $\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_{T_M} \langle (q_3, p_2), \varepsilon, v_3 \rangle$
- Воспользуемся транзитивностью:

$$\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_{T_M} \langle (q_3, p_2), \varepsilon, v_3 \rangle \vdash_{T_M,1} \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v_3 b \rangle$$

Теперь зная данное прекрасное свойство, докажем теорему:

- $(u, v) \in \psi_{T_M}$
- $\exists q \in F_T, p \in F_M : \langle (q_0, p_0), u, \varepsilon \rangle \vdash \langle (q, p), \varepsilon, v \rangle$
- $\exists q \in F_T, p \in F_M : \langle q_0, u, \varepsilon \rangle \vdash \langle q, \varepsilon, v \rangle, \langle p_0, u \rangle \vdash \langle p, \varepsilon \rangle$
- $(u, v) \in \psi_T, u \in R$
- $(u, v) \in \psi|_R$

□

4.3 Замкнутость конечных преобразований относительно композиции

Теорема 4.3.1. Пусть $\psi_1 : \Sigma^* \rightarrow \Gamma^*$ и $\psi_2 : \Gamma^* \rightarrow \Pi^*$ – КП. Тогда $\psi_2 \circ \psi_1 : \Sigma^* \rightarrow \Pi^*$ – КП.

Доказательство. Пусть $\psi_1 = \psi_1(M_1) : M_1 = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \Delta_1, q_0, F_1 \rangle$ и $\psi_2 = \psi_2(M_2) : M_2 = \langle P, \Gamma, \Pi, \Delta_2, p_0, F_2 \rangle$.

Тогда построим преобразователь-композицию

$$M := \langle Q \times P, \Sigma, \Pi, \Delta, (q_0, p_0), F_1 \times F_2 \rangle$$

где Δ состоит из:

- $\langle (q_1, p), a \rangle \rightarrow \langle (q_2, p), \varepsilon \rangle$, если $\langle q_1, a \rangle \rightarrow \langle q_2, \varepsilon \rangle \in \Delta_1$
- $\langle (q_1, p_1), \varepsilon \rangle \rightarrow \langle (q_2, p_2), \varepsilon \rangle$, если:
 - $\langle q_1, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle q_2, b \rangle \in \Delta_1$
 - $\langle p_1, b \rangle \rightarrow \langle p_2, \varepsilon \rangle \in \Delta_2$
 - $\langle (q, p_1), \varepsilon \rangle \rightarrow \langle (q, p_2), c \rangle$, если $\langle p_1, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle p_2, c \rangle \in \Delta_2$

Утверждается, что

$$\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle \Leftrightarrow \exists z \in \Gamma^* : \begin{cases} \langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, z \rangle \\ \langle p_1, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v \rangle \end{cases}$$

В начале докажем \Rightarrow индукцией по длине вывода:

- База 0 шагов: $q_1 = q_2, p_1 = p_2, u = \varepsilon, v = \varepsilon$

- $z := \varepsilon$
- $\langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
- $\langle p_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v \rangle$

- Переход: читаем букву a :

- $\langle q_1, a \rangle \rightarrow \langle q_3, \varepsilon \rangle \in \Delta_{M_1}$
- $\langle (q_1, p_1), au', \varepsilon \rangle \vdash_1 \langle (q_3, p_1), u', \varepsilon \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$
- По предположению $\exists z : \langle q_3, u', \varepsilon \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, z \rangle$ и $\langle p_1, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v \rangle$
- Объединив, получим

$$\langle q_1, au', \varepsilon \rangle \vdash_{M_1, 1} \langle q_3, u', \varepsilon \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, z \rangle$$

- Переход: пишем букву c :

- $\langle p_1, \varepsilon \rangle \rightarrow \langle p_3, c \rangle \in \Delta_{M_2}$
- $\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2, 1} \langle (q_1, p_3), u, c \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, cv' \rangle$
- По предположению $\exists z : \langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, z \rangle, \langle p_3, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v' \rangle$
- Объединяем по транзитивности

$$\langle p_1, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2, 1} \langle p_3, z, c \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, cv' \rangle$$

- Переход: делаем $\varepsilon : \varepsilon$ переход

- По определению такого перехода, $\exists x : \langle q_1, \varepsilon, \varepsilon \rangle \vdash_{M_1, 1} \langle q_3, \varepsilon, x \rangle, \langle p_1, x, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2, 1} \langle p_3, \varepsilon, \varepsilon \rangle$
- $\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_{M, 1} \langle (q_3, p_3), u, \varepsilon \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$
- По предположению $\exists z : \langle q_3, u, \varepsilon \rangle \vdash \langle q_2, \varepsilon, z \rangle, \langle p_3, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v \rangle$
- Объединив всё, что знаем

$$\begin{aligned} \langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_{M_1, 1} \langle q_3, u, x \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, xz \rangle \\ \langle p_1, xz, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2, 1} \langle p_3, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v \rangle \end{aligned}$$

В \Leftarrow докажем индукцией по сумме длин вывода из M_1 и M_2 .

- База: 0 шагов

- Тогда $u = \varepsilon, v = \varepsilon, z = \varepsilon$

- $q_1 = q_2, p_1 = p_2$
- Переход: читаем букву a из u :
 - $\langle q_1, au', \varepsilon \rangle \vdash_{M_1, 1} \langle q_3, u', \varepsilon \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, z \rangle$
 - Предположение $\langle (q_3, p_1), u', \varepsilon \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$
 - Тогда

$$\langle (q_1, p_1), au', \varepsilon \rangle \vdash_1 \langle (q_3, p_1), u', \varepsilon \rangle$$
- Переход: пишем букву c из v :
 - $\langle p_1, z, \varepsilon \rangle \vdash_{M_2, 1} \langle p_3, z, c \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, cv' \rangle$
 - Предположение $\langle (q_1, p_3), u, \varepsilon \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v' \rangle$
 - Тогда

$$\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_1 \langle (q_1, p_3), u, c \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, cv' \rangle$$
- Переход: пишем b в z и читаем из z :
 - По условию $\langle q_1, u, \varepsilon \rangle \vdash_{M_1, 1} \langle q_3, u, b \rangle \vdash_{M_1} \langle q_2, \varepsilon, bz' \rangle$ и $\langle p_1, bz', \varepsilon \rangle \vdash_{M_2, 1} \langle p_3, z', \varepsilon \rangle \vdash_{M_2} \langle p_2, \varepsilon, v \rangle$
 - По предположению индукции: $\langle (q_3, p_3), u, \varepsilon \rangle \vdash \langle (q_2, p_2), \varepsilon, v \rangle$
 - Тогда

$$\langle (q_1, p_1), u, \varepsilon \rangle \vdash_M \langle (q_3, p_3), u, \varepsilon \rangle$$

Теперь, зная это прекрасное свойство, докажем теорему:

- $(u, v) \in \psi(M)$
- $\exists q \in F_1, p \in F_2 : \langle (p_0, q_0), u, \varepsilon \rangle \vdash \langle (q, p), \varepsilon, v \rangle$
- $\exists q \in F_1, p \in F_2, z \in \Gamma^*$:

$$\begin{aligned} \langle q_0, u, \varepsilon \rangle &\vdash_{M_1} \langle q, \varepsilon, z \rangle \\ \langle p_0, z, \varepsilon \rangle &\vdash_{M_2} \langle p, \varepsilon, v \rangle \end{aligned}$$

- $\exists z \in \Gamma^* : (u, z) \in \psi_1, (z, v) \in \psi_2$
- $(u, v) \in \psi_2 \circ \psi_1$

□

4.4 Замкнутость класса автоматных языков относительно конечных преобразований

Теорема 4.4.1. Если L – регулярный, ψ – КП. Тогда $\psi(L)$ – регулярный

Доказательство. Раскладываем ψ по теореме Нива:

$$\psi = \eta \circ \text{id}|_R \circ \varphi^{-1}$$

Должны доказать, что каждое отображение из композиции сохраняет регулярность. Заметим, что

$$\varphi(\varepsilon) = \varepsilon; \quad \varphi(a) = b \vee \varepsilon$$

Решим уравнение $\varphi(x) = \varepsilon$, пусть $x = a_1 \cdots a_n$. Тогда в силу того, что φ – гомоморфизм всеми решениями будут $(a_1 + \cdots + a_n)^* = \Theta_\varepsilon^*$, то есть мы доказали, что образ ε можно расписать регулярным выражением.

Осталось решить $\varphi(y) = b$. Для этого введём Θ_b – символы $x \in b : \varphi(x) = b$. Тогда прообраз b задаётся регулярным выражением $\Theta_\varepsilon^* \Theta_b \Theta_\varepsilon^*$.

То есть когда мы будем брать прообраз какого-то слова из регулярного языка L , то все ε, b заменим по правилам выше на регулярные выражения и победим.

Для $\text{id}|_R(L) = L \cap R$, который является регулярным по свойству регулярных языков.

Для η просто заменим каждую букву на её образ. \square

4.5 Замкнутость класса контексто-свободных языков относительно конечных преобразований

Теорема 4.5.1. Пусть L – КС язык, ψ – КП. Тогда $\psi(L)$ – КС язык.

Доказательство. Пусть $L(G) = L$ – в нормальной форме Хомского. Вспомним решение уравнения $\varphi(y) = b : y = \Theta_\varepsilon^* \Theta_b \Theta_\varepsilon^*$.

Будем рассматривать $\varphi^{-1}(b)$, как грамматику:

$$G_b = \langle N_b, \bar{\Theta}, S_b, P \rangle$$

То есть в исходных правилах:

$$A \rightarrow BC; \quad A \rightarrow a; \quad S \rightarrow \varepsilon$$

Заменим терминалы на их прообразы из новой грамматики:

$$A \rightarrow BC; \quad A \rightarrow S_a; \quad S \rightarrow S_\varepsilon$$

Далее рассмотрим ограничение на регулярный $\text{id}|_R$, вспомним, что пересечение КС-языка и регулярного – КС!

Для образа η просто возьмём

$$A \rightarrow BC; \quad A \rightarrow \eta(a); \quad S \rightarrow \varepsilon$$

\square

5 Лемма о разрастании для конечных преобразований

Лемма 5.0.1. О разрастании.

Пусть ψ – КП. Тогда

$$\begin{aligned} \exists p \forall (u, v) \in \psi : |u| + |v| \geq p : \exists x_1, y_1, z_1 \in \Sigma^* \exists x_2, y_2, z_2 \in \Gamma^* : u = x_1 y_1 z_1, v = x_2 y_2 z_2 \\ |y_1| + |y_2| > 0, |x_1 y_1| + |x_2 y_2| \leq p \\ \forall k \in \mathbb{N} : (x_1 y_1^k z_1, x_2 y_2^k z_2) \in \psi \end{aligned}$$

Доказательство. Рассмотрим M – с 1-буквенными переходами: $\psi(M) = \psi$. Пусть $p := |Q|$. Знаем, что $|u| + |v| \geq p \Rightarrow$ посетили $\geq |p| + 1$ состояние, значит $\exists q \in Q$, которую посетили дважды! \square

Пример. Рассмотрим преобразование

$$w \mapsto w^R$$

Проверьте отрицанием леммы о разрастании, что оно не может быть задано КПтеlem.

Пример. Рассмотрим преобразование – перевод из двоичной системы в троичную.

Идея отрицания леммы о разрастании, что при разрастании длина слова меняется рациональным образом, однако на деле имеем стремление к иррациональному числу $\log_2 3$.

5.1 Теоремы Хомского-Шютценберже

Теорема 5.1.1. *Всякий КС-язык можно получить рациональным конечным преобразованием из языка \mathcal{B}_k (язык с k видами правильных скобочных последовательностей) для некоторого k .*