Коллоквиум по формальным языкам

22 октября 2023 г.

1 Про НКА

Недетерминированные конечные автоматы.

Определение 1.1. Алфавит - непустое конечное множество, элементы которого называются символами. Обозначение: Σ.

Замечание. Дополнительные обозначения.

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

Определение 1.2. Конкатенацией языков L_1 и L_2 называется язык:

$$L_1L_2 := L_1 \cdot L_2 := \{uv \mid u \in L_1, v \in L_2\}$$

Определение 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 1.4. Конфигурация в автомате $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F\rangle$ – элемент $\langle q, w\rangle \in Q \times \Sigma^*$.

Определение 1.5. $\vdash$ – наименьшее рефлексивное транзитивное отношение над $Q \times \Sigma^*$, такое, что:

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

Автоматные языки: примеры автоматных языков

Определение 1.6. 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 1.7. 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. *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:

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

Покажем, что $L(M) = L(M')$.

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

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

□

Утверждение 1.2. *Для любого автоматного языка L существует НКА $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F\rangle$, такой что $L = L(M)$ и:*

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

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

Утверждение 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:*

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

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

Тогда новое множество переходов определим, как:

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

Новым же множеством завершающих состояний будет:

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

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 эпсилонов, 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':

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

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

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

Значит

$$\exists q_{m-1}' :\ \Delta(q_{m-1}) = q_m', \langle q_m', w_m\rangle \to q_m \Rightarrow \langle q_{m-1}, w_m\rangle \vdash_M \langle q_m, \varepsilon\rangle$$

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: $w \in L(M)$. $\square$

2 Про ДКА.

Детерминированные конечные автоматы (ДКА)

Определение 2.1. НКА $M = \langle Q, \Sigma, \Delta, q_0, F \rangle$ – детерминированный, если выполнено:

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

Эквивалентность ДКА и НКА

Теорема 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:

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

Лемма 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:

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

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

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

- $\Delta(q_0, w) \cap F \neq \varnothing$
- $\Delta'(\{q_0\}, w) \cap F \neq \varnothing$
- $\Delta'(\{q_0\}, w) \in F'$
- $w \in L(M')$

□

□

3 Про автоматные языки

Свойства класса автоматных языков. Замкнутость относительно булевых операций.

Определение 3.1. Итерацией Клини для языка L называется операция:

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

Определение 3.2. Полный ДКА – ДКА, для которого выполнено:

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

Теорема 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!

□

4 Про регулярные выражения

Регулярные выражения

Определение 4.1. Определение рекурсивное:

RegExp (R)	Язык $L_i = L(R_i)$
0	$\varnothing$
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: $* \to \cdot \to +$

Регулярный автомат, выводимость в регулярном автомате

Определение 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 4.1. *Множество регулярных языков совпадает с множеством автоматных языков.*

Доказательство. Регулярные $\subseteq$ Автоматные.

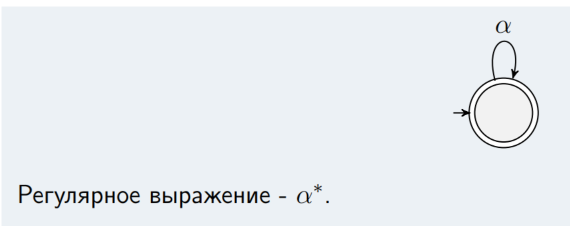
Доказываем индукцией по построению выражения. База очевидна, переход также очевидно следует из замкнутости автоматных языков относительно операций, доказанной ранее.

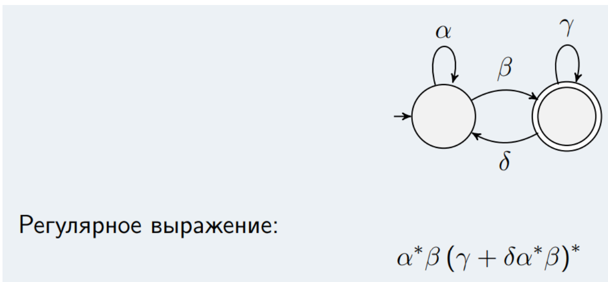
Автоматные $\subseteq$ Регулярные.

Доказываем индукцией по $|Q|$ в регулярном автомате. $\square$

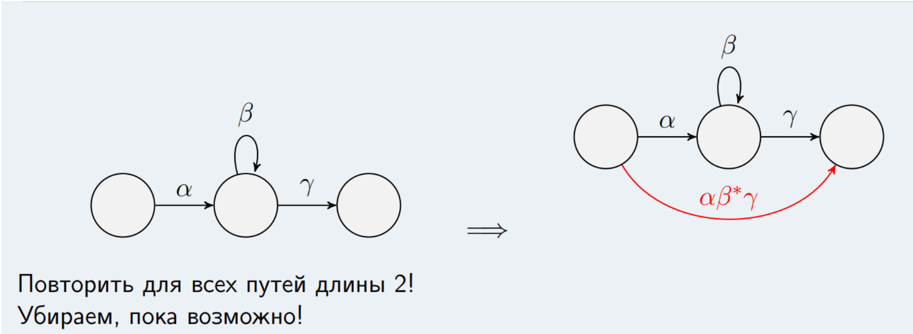
Алгоритм построения регулярного выражения по регулярному автомату.

- База:





- Для перехода будем удалять нестартовые и незавешающие состояния:



5 Про эквивалентные состояния ПДКА

Эквивалентность состояний в ПДКА

Определение 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:
  - $u \sim_L v : \ uw \in L \Leftrightarrow vw \in L$
  - $v \sim_L s : \ vw \in L \Leftrightarrow sw \in L$
  - $uw \in L \Leftrightarrow sw \in L \Rightarrow u \sim_L s$

$\square$

Определение 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 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 5.1. *Пусть $L_q := \{w \mid \Delta(q_0, w) = q\}$. Тогда каждый класс эквивалентности в $\Sigma^* / \sim_L$ – 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:*

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

6 Критерий минимальности количества состояний в ПД-КА

Лемма 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:

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

Необходимо доказать:

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

Итак, приступим к доказательству каждого из пунктов:

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

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

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

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

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

$$\forall w: \ \Delta([q_1], w) \in F' \Leftrightarrow \Delta([q_2], w) \in F' \Rightarrow \forall w: \ [\Delta(q_1, w)] \in F' \Leftrightarrow [\Delta(q_2, w)] \in F' \Rightarrow$$
$$\forall w: \ \Delta(q_1, w) \in F \Leftrightarrow \Delta(q_2, w) \in F \Rightarrow$$
$$q_1 \sim_M q_2 \Rightarrow [q_1] = [q_2]$$

□

Теорема 6.1. *M – минимальный ПДКА: $L(M) = L \Leftrightarrow$ Любые два состояния попарно неэквивалентны и все состояния достижимы из стартового*

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

Тогда из того, что в M нет эквивалентных состояний:

$$\forall w_1, w_2 \in \Sigma^*: \ \Delta(q_0, w_1) \neq \Delta(q_0, w_2) \Rightarrow \exists u: \ \Delta(\Delta(q_0, w_1), u) \notin F, \Delta(\Delta(q_0, w_2), u) \in F \Rightarrow$$
$$\exists u: \ \Delta(q_0, w_1 u) \notin F, \Delta(q_0, w_2 u) \in F \Rightarrow \exists u: \ w_1 u \notin L, w_2 u \in L \Rightarrow$$
$$w_1 \not\sim_L w_2$$

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

□

7 Про канонический ПДКА

Определение 7.1. M_1 и M_2 изоморфны, если существует биекция $\psi: \ Q_1 \to Q_2$:

- $\psi(q_0^1) = q_0^2$
- $\psi(F_1) = F_2$
- 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 $\Sigma^*/\sim_L$:

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

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 7.1. *Пусть M – минимальный ПДКА, тогда отображение ψ:*

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

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:

$$w \in \psi(q_1), \Delta(q_1, a) = q_2 \Rightarrow \Delta(q_0, w) = q_1 \Rightarrow \psi(q_1) = [w], \Delta([w], a) = [wa] \Rightarrow \Delta(q_0, wa) = \Delta(q_1, a) = q_2 \Rightarrow \psi(q_2) = [wa]$$

□

Доказательство. 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. □

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 неэвивалентны? Ввести эквивалентность по словам малой длины.

Определение 8.1. $q_1 \underset{n}{\sim} q_2$, если для любого слова $|w| \leqslant n$:

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

Лемма 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 $|Q/ \underset{i+1}{\sim} | \leqslant |Q/ \underset{i+2}{\sim} |$. По определению эквивалентности $q_1 \underset{i+2}{\sim} q_2$:

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

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

Теорема Майхилла-Нероуда

Теорема 8.1. *L – автоматный $\Leftrightarrow$ L содержит конечное количество классов эквивалентности $\Sigma^*/ \sim_L$*

Доказательство.
- $\Rightarrow$ L – автоматный, тогда $|\Sigma^*/ \sim_L | \leqslant |Q| < +\infty$
- $\Leftarrow$ построим канонический МПДКА.

☐

9 Лемма о разрастании

Лемма о разрастании для автоматных языков

Лемма 9.1. *Пусть L – автоматный язык. Тогда*

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

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

10 Про порождающие грамматики

Порождающие грамматики

Определение 10.1. Порождающая грамматика $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$, где:

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

Язык, задаваемый грамматикой

Определение 10.2. Отношением выводимости $\vdash_G$ называется наименьшее рефлексивное транзитивное отношение:

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

Определение 10.3. w выводимо в грамматике $G = \langle N, \Sigma, P, S \rangle$, если $S \vdash_G w$

Определение 10.4. 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: $\varphi A\psi \to \varphi\alpha\psi, \alpha \neq \varepsilon$
3. Контекстно-свободные грамматики: $A \to \alpha$
4. Праволинейные грамматики: $A \to wB, A \to w$

При этом:

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

11 Про праволинейные грамматики

Праволинейные языки

Теорема 11.1. *Множество автоматных языков равно множеству языков, задаваемых праволинейными грамматиками.*

Доказательство. Состояние в автомате – нетерминалы в грамматике + сток $\square$

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:

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

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:

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

Теперь $\Leftarrow$ для обоих пунктов:

Первый тоже докажем индукцией по длине вывода в GЖ

- 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:

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

$\square$

12 Построение конечного автомата по праволинейной грамматике

Строим автомат:

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

Переходы:

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

Доказательство. Надо доказать два утверждения:

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

$$\langle A, w \rangle \vdash_{M,0} \langle B, \varepsilon \rangle \Rightarrow A = b, w = \varepsilon \Rightarrow A \vdash_G \varepsilon B$$

- 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 $w = vu$:

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

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:

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

$\square$

13 Про КС-грамматики

Примеры контекстно-свободных языков

Пример.

$$S \to aSb$$
$$S \to \varepsilon$$

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

Замкнутость КС-языков относительно простейших операций

Утверждение 13.1. *$L_1 \cup L_2$ 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 $S' \to S \mid T$. 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 $S' \vdash S|T$ – единственные правила, в которых нетерминал S' присутствует в левой части, то это означает, что либо $S' \vdash_G S \vdash_G w$, либо $S' \vdash_G T \vdash_G w$. ☐

Утверждение 13.2. *$L_1 L_2$ – 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. ☐

Утверждение 13.3. *$L^* = \bigcup_{i=0}^{\infty} L^i$ – 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 $S' \vdash_G SS' \mid \varepsilon$ ☐

14 Удаление непорождающих и недостижимых символов в алгоритме примедения к нормальной форме Хомского. Асимптотика приведённых шагов.

Удаление непорождающих символов

Определение 14.1. 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 14.1.

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

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

Докажем $L(G_1) \subset L(G)$. 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 14.2. 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 14.2.

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

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

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

Утверждение 14.3. *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 $S \to B \to C$ – 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 $O(|N| + |E|)$

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

Удаление длинных правил

Сделаем замену:

$$B \to A_1 A_2 \cdots A_n$$

на:

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

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 $B_1, \cdots, B_{n-2}$.

Удаление смешанных правил

Сделаем замену:

$$A \to A_1 b A_2 d$$

на

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

Получим грамматику G_4.

Удаление eps-порождающих

Определение 15.1. Символ E называется ε-порождающим, если $E \vdash \varepsilon$.

Сделаем замену:

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

Получим грамматику G_5.

Утверждение 15.1.

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

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

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

$\square$

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.

16 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 $S' \to S$
- Если $S \vdash \varepsilon$, то добавляем $S' \to \varepsilon$

Получили грамматику $L(G_6)$.

Удаление цепных правил

Сделаем транзитивное замыкание:

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

заменим на:

$$B \to CD \mid a$$

Дополнительно удалим правила вида $A \to B$.

Получили грамматику $L(G_7)$.

Утверждение 16.1.

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

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.

17 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 – $O(|N|^3 \cdot |P|)$

18 Лемма о разрастании для КС-языков

Лемма о разрастании для КС-языков

Лемма 18.1. *Пусть L – КС-язык. Тогда*

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

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 $|w| \geqslant p \geqslant 2^{|N|}$. Тогда глубина дерева разбора более $|N|$ – воспользуемся принципом Дирихле.

Найдётся такой нетерминал A:

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

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

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. □

19 Корректность алгоритма Эрли

Определение 19.1. Для каждого правила $A \to \alpha\beta$ определим ситуацию:

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

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 $S' \to S$, тогда стартовой ситуацией определим

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

а финальной будет

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

Корректность вывода при наличии ситуации гарантируется леммой:

Лемма 19.1.

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

Доказательство. Докажем индукцией по количеству эффективных шагов в алгоритме:

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

$\square$

Полнота алгоритма Эрли

Корректность ситуации при наличии вывода гарантируется, тем, что:

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

идукцией по $(j, l+k, l)$

- База $j = 0, k + l = 0$
  - $l = 0 \Rightarrow \alpha = \varepsilon$
  - $k = 0 \Rightarrow w[0:i] = \varepsilon, A = S'$

- $S' \to S \Rightarrow (S' \to \cdot S, 0) \in D_0$

- 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 $(j-1, k, k+l) :\ (A \to \alpha' \cdot bB, i) \in D_{j-1}$
     - $(A \to \alpha' b \cdot B, i) \in D_j$ по Scan
  2. $\alpha = \alpha' B$
     - $S' \vdash_{k+t+1} w[0 : p]B\beta\psi, B \vdash_{l-t-1} w[p : j]$
     - Предположение $(j, k+l, l-t-1) :\ (B \to \gamma \cdot, p) \in D_j$
     - $S' \vdash_k w[0 : i]A\psi, \alpha' \vdash_t w[i : p]$
     - Предположение $(p, k+t, t) :\ (A \to \alpha' \cdot B\beta\, i) \in D_p \Rightarrow (A \to \alpha' B \cdot \beta, i) \in D_j$ – по Complete
  3. $\alpha = \varepsilon$
     - $S' \vdash w[0 : p]B\psi', \gamma \vdash_t w[p : i]$
     - Предположение $(j, k-1, t) :\ (B \to \gamma \cdot A\delta, p) \in D_i, (A \to \beta) \in P \Rightarrow (A \to \cdot\beta, i) \in D_i$ – по Predict

20 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 $B \to \gamma$ – $O(|P|)$. 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 $(B \to \gamma \cdot, k) \in D_j$. Делаем перебор по $D_k[B] \Rightarrow$ количество обращений к $D_k: \ O(|D_0| + |D_1| + \cdots + |D_j|) = O(|w|^2|G|)$.

  Количество правил $B \to \gamma: \ O(|G|) \Rightarrow$ 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: $O(|w|^3|G|^2)$