

Ω -представими функции. Правила за заместване с краен брой маркери. Регулярни правила за заместване

Стефан Герджиков

6 март 2008г.

Въведение

На кратко...

Дефиниции

Свойства на Ω -представимите функции

Ω -представими функции и FIFO-трансдюсери.

Бимашины и Ω -представими функции

Композиция на Ω -представими функции.

Регулярни правила за заместване и FIFO-трансдюсери

Дефиниции

Правила с краен брой маркери

Произволни правила. Поставяне на маркери

Какво знаем до момента?

1. Композиция на **FIFO-трансдюсер** с **подпоследователни преобразуватели** $\rightarrow$ **FIFO-трансдюсер**.

Какво знаем до момента?

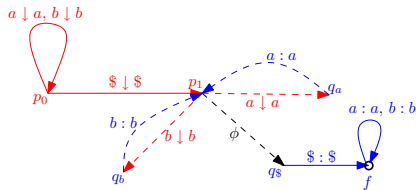
1. Композиция на **FIFO-трансдюсер** с подпоследователни преобразуватели $\rightarrow$ **FIFO-трансдюсер**.
2. В общия случай композицията на два **FIFO-трансдюсера** не може да се представи с **FIFO -трансдюсер**.

Примери от миналия път!

Функцията *ir*

Примери от миналия път!

Функцията *ir*

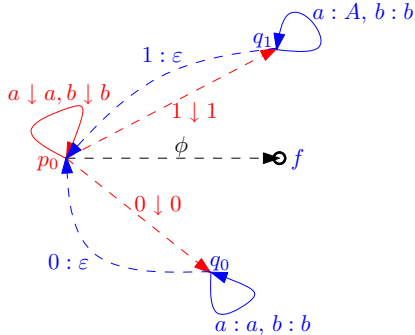


Примери от миналия път!

Функцията $rep_{0,1}$

Примери от миналия път!

Функцията $rep_{0,1}$

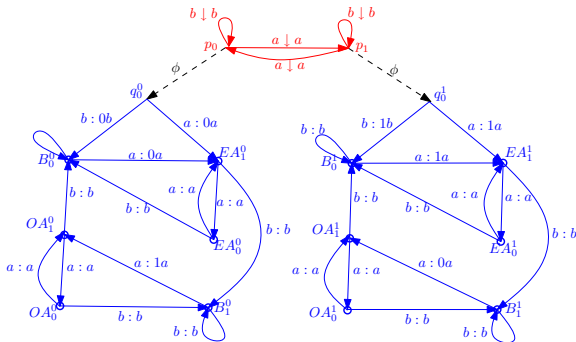


Примери от миналия път!

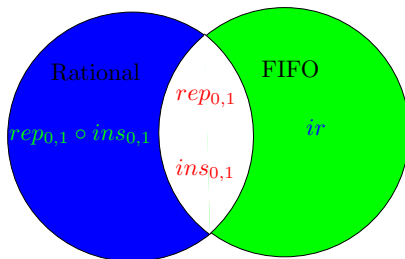
Функцията *ins*_{0,1}

Примери от миналия път!

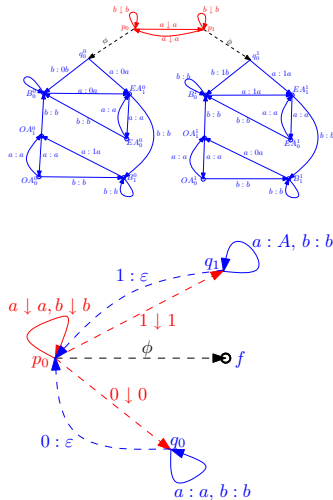
Функцията $ins_{0,1}$



Ситуацията до момента!



Как да го обобщим $ins_{0,1}$ и $rep_{0,1}$? Идея за маркери



Ω -представки и Ω -дължина.

$$Pref(\Omega) = (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega \cup \{\epsilon\}$$

Ω -представки и Ω -дължина.

$$Pref(\Omega) = (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega \cup \{\epsilon\}$$

Ако $\beta = b_1 \dots b_n \in (\Sigma \cup \Omega)^*$, то

Ω -представки и Ω -дължина.

$$Pref(\Omega) = (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega \cup \{\epsilon\}$$

Ако $\beta = b_1 \dots b_n \in (\Sigma \cup \Omega)^*$, то

$$|\beta|_{\Omega} = |\{i \mid b_i \in \Omega\}|.$$

j – Ω -представки, -наставки и -инфикси.

j – Ω -представка на β това е **представка** $P_j(\beta)$ на β , за която:

j – Ω -представки, -наставки и -инфикси.

j – Ω -представка на β това е **представка** $P_j(\beta)$ на β , за която:

1. $P_j(\beta) = \beta$ ако $|\beta|_{\Omega} < j$ и

j – Ω -представки, -наставки и -инфикси.

j – Ω -представка на β това е **представка** $P_j(\beta)$ на β , за която:

1. $P_j(\beta) = \beta$ ако $|\beta|_{\Omega} < j$ и
2. $P_j(\beta) \in \text{Pref}(\Omega)$ с $|P_j(\beta)|_{\Omega} = j$ иначе.

j – Ω -представки, -наставки и -инфикси.

j – Ω -представка на β това е **представка** $P_j(\beta)$ на β , за която:

1. $P_j(\beta) = \beta$ ако $|\beta|_{\Omega} < j$ и
2. $P_j(\beta) \in \text{Pref}(\Omega)$ с $|P_j(\beta)|_{\Omega} = j$ иначе.

$$S_j(\beta) = (P_j^{-1}(\beta))\beta$$

j – Ω -представки, -наставки и -инфикси.

j – Ω -представка на β това е **представка** $P_j(\beta)$ на β , за която:

1. $P_j(\beta) = \beta$ ако $|\beta|_{\Omega} < j$ и
2. $P_j(\beta) \in \text{Pref}(\Omega)$ с $|P_j(\beta)|_{\Omega} = j$ иначе.

$$S_j(\beta) = (P_j^{-1}(\beta))\beta$$

$$I_j(\beta) = P_{j-1}^{-1}(\beta)P_j(\beta).$$

Ω -крайна дясно-инвариантна релация на еквивалентност

$\sim_R$ е Ω -крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност с параметър k

Ω -крайна дясно-инвариантна релация на еквивалентност

$\sim_R$ е Ω -крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност с параметър k

1. $ind(\sim_R) < \infty$.

Ω -крайна дясно-инвариантна релация на еквивалентност

$\sim_R$ е Ω -крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност с параметър k

1. $ind(\sim_R) < \infty$.
2. $\sim_R$ - дясно-инвариантна

Ω -крайна дясно-инвариантна релация на еквивалентност

$\sim_R$ е Ω -крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност с параметър k

1. $ind(\sim_R) < \infty$.
2. $\sim_R$ - дясно-инвариантна
- 3.

$$\forall \beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* : |\beta|_{\Omega} \geq k \\ \Rightarrow$$

Ω -крайна дясно-инвариантна релация на еквивалентност

$\sim_R$ е Ω -крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност с параметър k

1. $ind(\sim_R) < \infty$.
2. $\sim_R$ - дясно-инвариантна
- 3.

$$\forall \beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* : |\beta|_{\Omega} \geq k$$

$\Rightarrow$

$$\forall \gamma \in (\Sigma \cup \Omega)^*$$

Ω -крайна дясно-инвариантна релация на еквивалентност

$\sim_R$ е Ω -крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност с параметър k

1. $ind(\sim_R) < \infty$.
2. $\sim_R$ - дясно-инвариантна
- 3.

$$\forall \beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* : |\beta|_{\Omega} \geq k$$

$\Rightarrow$

$$\forall \gamma \in (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\beta \sim_R \beta\gamma$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$$\sim_L \subset (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*)$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$
2. $\forall \alpha', \alpha'', (\varepsilon, \alpha') \sim_L (\varepsilon, \alpha'')$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$
2. $\forall \alpha', \alpha'', (\varepsilon, \alpha') \sim_L (\varepsilon, \alpha'')$
- 3.

$$\forall \alpha', \beta', \alpha'', \beta'' :$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$
2. $\forall \alpha', \alpha'', (\varepsilon, \alpha') \sim_L (\varepsilon, \alpha'')$
- 3.

$$\forall \alpha', \beta', \alpha'', \beta'' : \\ (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'')$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$
2. $\forall \alpha', \alpha'', (\varepsilon, \alpha') \sim_L (\varepsilon, \alpha'')$
- 3.

$$\forall \alpha', \beta', \alpha'', \beta'' : \\ (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \& \beta' \sim_R \beta''$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$
2. $\forall \alpha', \alpha'', (\varepsilon, \alpha') \sim_L (\varepsilon, \alpha'')$
- 3.

$$\begin{aligned} & \forall \alpha', \beta', \alpha'', \beta'' : \\ & (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \ \& \ \beta' \sim_R \beta'' \\ & \Rightarrow \end{aligned}$$

Ω -определима релация на еквивалентност

1- Релация на еквивалентност

$\sim_L \subset (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$ е Ω -определима от Ω -крайната, дясно-инвариантна релация $\sim_R$ ако:

1. $ind(\sim_L) < \infty$
2. $\forall \alpha', \alpha'', (\varepsilon, \alpha') \sim_L (\varepsilon, \alpha'')$
- 3.

$$\begin{aligned}
 & \forall \alpha', \beta', \alpha'', \beta'' : \\
 & (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \ \& \ \beta' \sim_R \beta'' \\
 & \Rightarrow \\
 & (\alpha' P_1(\beta'), S_1(\beta')) \sim_L (\alpha'' P_1(\beta''), S_1(\beta'')).
 \end{aligned}$$

Ω -представима функция

$$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$$

Ω -представима функция

$$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.
3. $T_{[\alpha][\beta]}$ фамилия от подпоследователни преобразуватели:

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.
3. $T_{[\alpha][\beta]}$ фамилия от подпоследователни преобразуватели:

$$(\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'')$$

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.
3. $T_{[\alpha][\beta]}$ фамилия от подпоследователни преобразуватели:

$$(\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \& \beta' \sim_R \beta''$$

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.
3. $T_{[\alpha][\beta]}$ фамилия от подпоследователни преобразуватели:

$$(\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \& \beta' \sim_R \beta'' \\ \Rightarrow T_{[\alpha'][\beta']} = T_{[\alpha''][\beta'']}$$

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.
3. $T_{[\alpha][\beta]}$ фамилия от подпоследователни преобразуватели:

$$(\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \& \beta' \sim_R \beta'' \\ \Rightarrow T_{[\alpha'][\beta']} = T_{[\alpha''][\beta'']}$$

4. $\forall \alpha \in (\Sigma \cup \Omega)^* \quad g(\alpha, \varepsilon) = \varepsilon$.

Ω -представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$ е Ω -представима ако:

1. $\sim_R$ - Ω -крайна.
2. $\sim_L$ - Ω -определима от $\sim_R$.
3. $T_{[\alpha][\beta]}$ фамилия от подпоследователни преобразуватели:

$$(\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \& \beta' \sim_R \beta'' \\ \Rightarrow T_{[\alpha'][\beta']} = T_{[\alpha''][\beta'']}$$

4. $\forall \alpha \in (\Sigma \cup \Omega)^* \quad g(\alpha, \varepsilon) = \varepsilon$.
5. $g(\alpha, \beta) = T_{[\alpha][\beta]}(P_1(\beta)) \circ g(\alpha P_1(\beta), S_1(\beta))$.

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

$$\exists g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*$$

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

$$\exists g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$$

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

$$\exists g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

$$\exists g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

g е Ω -представима

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

$$\exists g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

g е Ω -представима

$$\forall \alpha \Rightarrow$$

Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е Ω -крайнопредставима ако:

$$\exists g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

g е Ω -представима

$$\forall \alpha \Rightarrow f(\alpha) = g(\varepsilon, \alpha).$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

$$1. \ base(\alpha) = P_k(\alpha), \ k = |\alpha|_\Omega$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

$$1. \ base(\alpha) = P_k(\alpha), \ k = |\alpha|_\Omega$$

$$2. \ last(\alpha) = base^{-1}(\alpha)\alpha.$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

1. $base(\alpha) = P_k(\alpha)$, $k = |\alpha|_\Omega$
2. $last(\alpha) = base^{-1}(\alpha)\alpha$.
3. Ако

$$T_{[\alpha][\beta]} = < (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*,$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

1. $base(\alpha) = P_k(\alpha)$, $k = |\alpha|_\Omega$
2. $last(\alpha) = base^{-1}(\alpha)\alpha$.
3. Ако

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]},$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

1. $base(\alpha) = P_k(\alpha)$, $k = |\alpha|_\Omega$
2. $last(\alpha) = base^{-1}(\alpha)\alpha$.
3. Ако

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]},$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

1. $base(\alpha) = P_k(\alpha)$, $k = |\alpha|_\Omega$
2. $last(\alpha) = base^{-1}(\alpha)\alpha$.
3. Ако

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]},$$

Функциите $base$ и $last$

$$base : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow Pref(\Omega)$$

1. $base(\alpha) = P_k(\alpha)$, $k = |\alpha|_\Omega$
2. $last(\alpha) = base^{-1}(\alpha)\alpha$.
3. Ако

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

Функциите *base* и *last*

$$\textit{base} : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \textit{Pref}(\Omega)$$

1. $\textit{base}(\alpha) = P_k(\alpha)$, $k = |\alpha|_\Omega$
2. $\textit{last}(\alpha) = \textit{base}^{-1}(\alpha)\alpha$.
3. Ако

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$\textit{state}(\alpha, \beta) = \delta_{[\textit{base}(\alpha)][\textit{last}(\alpha)\beta]}(s_{[\textit{base}(\alpha)][\textit{last}(\alpha)\beta]}, \textit{last}(\alpha))$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\})$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = < (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*,$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = < (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]},$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]},$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = < (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]},$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*,$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определят от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \rangle$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$g^* : (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$g^* : (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$$

$$g^*(\alpha, \beta) =$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$g^* : (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$$

$$g^*(\alpha, \beta) = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)\beta]}(state(\alpha, \beta))$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (\text{Pref}(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$g^* : (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$$

$$g^*(\alpha, \beta) = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)\beta]}(state(\alpha, \beta))(last(\alpha))$$

Разширяване на Ω -представима функция

Ако

$$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^*) \cup ((\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

се определя от

$$T_{[\alpha][\beta]} = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, s_{[\alpha][\beta]}, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$T_{[\alpha][\beta]}(q) = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_{[\alpha][\beta]}, q, \delta_{[\alpha][\beta]}, \lambda_{[\alpha][\beta]}, \phi_{[\alpha][\beta]} \rangle$$

$$g^* : (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$$

$$g^*(\alpha, \beta) = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)\beta]}(state(\alpha, \beta))(last(\alpha)) \circ$$

$$g(\alpha P_1(\beta), S_1(\beta))$$

Забележка за Ω -представима функция

$$g^*(\varepsilon, \alpha) =$$

Забележка за Ω -представима функция

$$g^*(\varepsilon, \alpha) = g(\varepsilon, \alpha).$$

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **е дясно-инвариантна.**

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **е дясно-инвариантна.**
2. $ind(\sim) = m$.

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **е дясно-инвариантна.**
2. $ind(\sim) = m$.
- 3.

$$x_1 \sim_Y x_2 \Leftrightarrow$$

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **е дясно-инвариантна.**
2. $ind(\sim) = m$.
- 3.

$$x_1 \sim_Y x_2 \Leftrightarrow$$

$$\forall y_1, y_2 \in Y \quad y_1 \sim y_2$$

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **е дясно-инвариантна.**
2. $ind(\sim) = m$.
- 3.

$$x_1 \sim_Y x_2 \Leftrightarrow$$

$$\forall y_1, y_2 \in Y \quad y_1 \sim y_2 \Rightarrow y_1 x_1 \sim y_2 x_2.$$

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **е дясно-инвариантна.**
2. $ind(\sim) = m$.
- 3.

$$x_1 \sim_Y x_2 \Leftrightarrow$$

$$\forall y_1, y_2 \in Y \quad y_1 \sim y_2 \Rightarrow y_1 x_1 \sim y_2 x_2.$$

1. $\sim_Y$ - дясно-инвариантна.

Факт за **дясно-инвариантни** релации на еквивалентност

$\sim \subset X^* \times X^*$ и $Y \subset X^*$:

1. **$\sim$** е дясно-инвариантна.
2. $ind(\sim) = m$.
- 3.

$$x_1 \sim_Y x_2 \Leftrightarrow$$

$$\forall y_1, y_2 \in Y \quad y_1 \sim y_2 \Rightarrow y_1 x_1 \sim y_2 x_2.$$

1. $\sim_Y$ - дясно-инвариантна.
2. $ind(\sim_Y) \leq m^m$.

Формулировка на резултата

Теорема: За всяка Ω -крайнопредставима функция:

$$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$$

Формулировка на резултата

Теорема: За всяка Ω -крайнопредставима функция:

$$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^* \\ \exists \text{ FIFO-трансдюсер } T$$

Формулировка на резултата

Теорема: За всяка Ω -крайнопредставима функция:

$$\begin{aligned} f &: (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^* \\ \exists \text{ FIFO-трансдюсер } T \\ f_T &= f \end{aligned}$$

Идея.

 $\sim_R,$

Идея.

 $\sim_R, k,$

Идея.

 $\sim_R, k, \sim_L,$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$$

Идея.

$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$

1. В опашката пишем това, което четем.

Идея.

$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

Идея.

 $\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то $p \in P$ да съдържа информация за:

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то $p \in P$ да съдържа информация за:

$$2.1 \ [\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то $p \in P$ да съдържа информация за:

$$2.1 \ [\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$$

$$2.2 \ [S_0(\gamma)]_R, [S_1(\gamma)]_R \dots [S_k(\gamma)]_R.$$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то $p \in P$ да съдържа информация за:

$$2.1 \quad [\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$$

$$2.2 \quad [S_0(\gamma)]_R, [S_1(\gamma)]_R \dots [S_k(\gamma)]_R.$$

$$2.3 \quad |\gamma|_\Omega \leq k.$$

Идея.

$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то
 $p \in P$ да съдържа информация за:

2.1 $[\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$

2.2 $[S_0(\gamma)]_R, [S_1(\gamma)]_R \dots [S_k(\gamma)]_R$.

2.3 $|\gamma|_\Omega \leq k$.

Проблем:

Идея.

$\sim_R, k, \sim_L, T[\alpha][\beta]$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то
 $p \in P$ да съдържа информация за:

2.1 $[\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$

2.2 $[S_0(\gamma)]_R, [S_1(\gamma)]_R \dots [S_k(\gamma)]_R$.

2.3 $|\gamma|_\Omega \leq k$.

Проблем:

$$(\alpha\gamma^{-1}, \gamma) \sim_L (x, y)$$

Идея.

$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то
 $p \in P$ да съдържа информация за:

2.1 $[\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$

2.2 $[S_0(\gamma)]_R, [S_1(\gamma)]_R \dots [S_k(\gamma)]_R$.

2.3 $|\gamma|_\Omega \leq k$.

Проблем:

$$(\alpha\gamma^{-1}, \gamma) \sim_L (x, y) \& \gamma \sim_R z$$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}$$

1. В опашката пишем това, което четем.

$$\lambda(p, a) = a$$

2. ако $\langle s, \alpha, \varepsilon, \varepsilon \rangle \models \langle p, \beta, \gamma, \omega \rangle$, то $p \in P$ да съдържа информация за:

$$2.1 \quad [\alpha\gamma^{-1}, \gamma]_L$$

$$2.2 \quad [S_0(\gamma)]_R, [S_1(\gamma)]_R \dots [S_k(\gamma)]_R.$$

$$2.3 \quad |\gamma|_\Omega \leq k.$$

Проблем:

$$(\alpha\gamma^{-1}, \gamma) \sim_L (x, y) \& \gamma \sim_R z$$

$$y \not\sim_R z!!!$$

Решение на проблема. Идея

Да пренесем релацията $\sim_L$ само върху първия аргумент като запазим свойството:

$$\alpha' \sim_L \alpha'' \& \beta' \sim_R \beta'' \Rightarrow$$

Решение на проблема. Идея

Да пренесем релацията $\sim_L$ само върху първия аргумент като запазим свойството:

$$\begin{aligned}\alpha' \sim_L \alpha'' \&\beta' \sim_R \beta'' \Rightarrow \\ \alpha' P_1(\beta') \sim_L \alpha'' P_1(\beta'')\end{aligned}$$

Решение на проблема. Идея

Да пренесем релацията $\sim_L$ само върху първия аргумент като запазим свойството:

$$\begin{aligned}\alpha' \sim_L \alpha'' \&\beta' \sim_R \beta'' \Rightarrow \\ \alpha' P_1(\beta') \sim_L \alpha'' P_1(\beta'') \\ \sim_R!!!\end{aligned}$$

Решение на проблема. Идея

Да пренесем релацията $\sim_L$ само върху първия аргумент като запазим свойството:

$$\begin{aligned}\alpha' \sim_L \alpha'' \&\beta' \sim_R \beta'' \Rightarrow \\ \alpha' P_1(\beta') \sim_L \alpha'' P_1(\beta'') \\ &\sim_R!!!\end{aligned}$$

трябва да стане по-фина!!!

Конструкция на GR

$$\sim_{GR} \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\beta' \sim_{GR} \beta'' \Leftrightarrow$$

Конструкция на GR

$$\sim_{GR} \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\beta' \sim_{GR} \beta'' \Leftrightarrow \forall \alpha', \alpha'' (\alpha' \sim_R \alpha'' \Rightarrow$$

Конструкция на GR

$$\sim_{GR} \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\beta' \sim_{GR} \beta'' \Leftrightarrow \forall \alpha', \alpha'' (\alpha' \sim_R \alpha'' \Rightarrow (\alpha' \beta' \sim_R \alpha'' \beta'')).$$

Конструкция на GR

$$\sim_{GR} \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \times (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\beta' \sim_{GR} \beta'' \Leftrightarrow \forall \alpha', \alpha'' (\alpha' \sim_R \alpha'' \Rightarrow (\alpha' \beta' \sim_R \alpha'' \beta'')).$$

Тогава $\sim_{GR}$ е Ω -крайна с параметър k .

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega)$.
2. ако $\alpha' \in Pref(\Omega)$ и $\alpha'' \in Pref(\Omega)$, то:

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

.

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow$$

.

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'').$$

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'').$$

Тогава $\sim_{GL}$ е крайна релация на еквивалентност и:

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'').$$

Тогава $\sim_{GL}$ е крайна релация на еквивалентност и:

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \in Pref(\Omega)$$

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'').$$

Тогава $\sim_{GL}$ е крайна релация на еквивалентност и:

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \in Pref(\Omega)$$

$$P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \&$$

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega).$$

$$2. \text{ ако } \alpha' \in Pref(\Omega) \text{ и } \alpha'' \in Pref(\Omega), \text{ то:}$$

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'').$$

Тогава $\sim_{GL}$ е крайна релация на еквивалентност и:

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \in Pref(\Omega)$$

$$P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'') \Rightarrow$$

Конструкция на GL

$$\sim_{GL} \subset (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\alpha' \in Pref(\Omega) \Leftrightarrow \alpha'' \in Pref(\Omega)$.
2. ако $\alpha' \in Pref(\Omega)$ и $\alpha'' \in Pref(\Omega)$, то:

$$\alpha' \sim_R \alpha'' \text{ и}$$

$$\forall \beta' \sim_{GR} \beta'' \Rightarrow (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'').$$

Тогава $\sim_{GL}$ е крайна релация на еквивалентност и:

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \in Pref(\Omega)$$

$$P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'') \Rightarrow$$

$$\alpha' P_1(\beta') \sim_{GL} \alpha'' P_1(\beta'')$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow$$

Реализация на първоначалната идея.

$$P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \iff \beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta''$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega)$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega) \forall \beta', \beta'' \in (\Sigma \cup \Omega)^*$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega) \forall \beta', \beta'' \in (\Sigma \cup \Omega)^* \\ \alpha' \sim_{GL} \alpha''$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega) \forall \beta', \beta'' \in (\Sigma \cup \Omega)^* \\ \alpha' \sim_{GL} \alpha'' \& \beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Rightarrow$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega) \forall \beta', \beta'' \in (\Sigma \cup \Omega)^*$$

$$\alpha' \sim_{GL} \alpha'' \& \beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Rightarrow$$

$$\beta' \sim_R \beta''$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\begin{aligned} \forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega) \forall \beta', \beta'' \in (\Sigma \cup \Omega)^* \\ \alpha' \sim_{GL} \alpha'' \& \beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Rightarrow \\ \beta' \sim_R \beta'' \& (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \end{aligned}$$

Реализация на първоначалната идея.

$$\beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Leftrightarrow P_1(\beta') \sim_{GR} P_1(\beta'') \& S_1(\beta') \sim_{GR} S_1(\beta'').$$

$$\begin{aligned} \forall \alpha', \alpha'' \in Pref(\Omega) \forall \beta', \beta'' \in (\Sigma \cup \Omega)^* \\ \alpha' \sim_{GL} \alpha'' \& \beta' \sim_{\widetilde{GR}} \beta'' \Rightarrow \\ \beta' \sim_R \beta'' \& (\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \& \alpha' P_1(\beta') \sim_{GL} \alpha'' P_1(\beta'') \end{aligned}$$

Формулировка на резултата

Теорема Всяка Ω -крайнопредставима функция
 $f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow \Xi^*$ е рационална.

Идея.

 $\sim_R,$

Идея.

 $\sim_R, k,$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L,$$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]},$$

Идея.

$$\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]}, \\ g(\varepsilon, \alpha) = f(\alpha), \Omega\text{-представима.}$$

Идея.

 $\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]},$ $g(\varepsilon, \alpha) = f(\alpha), \Omega$ -представима.

Да построим бимашина:

Идея.

 $\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]},$
 $g(\varepsilon, \alpha) = f(\alpha), \Omega\text{-представима.}$

Да построим бимашина:

$$\mathcal{B} = \langle A_L, A_R, \Delta \rangle$$

Идея.

 $\sim_R, k, \sim_L, T_{[\alpha][\beta]},$
 $g(\varepsilon, \alpha) = f(\alpha), \Omega\text{-представима.}$

Да построим бимашина:

$$\mathcal{B} = \langle A_L, A_R, \Delta \rangle$$

$$f_T = f_B.$$

Десният автомат - A_R .

Релацията $\sim_{RA}$:

$$\beta' \sim_{RA} \beta'' \Leftrightarrow$$

Десният автомат - A_R .

Релацията $\sim_{RA}$:

$$\beta' \sim_{RA} \beta'' \Leftrightarrow \forall \omega' \sim_R \omega''$$

Десният автомат - A_R .

Релацията $\sim_{RA}$:

$$\beta' \sim_{RA} \beta'' \Leftrightarrow \forall \omega' \sim_R \omega'' \Rightarrow \omega'(\beta')^R \sim_R \omega''(\beta'')^R.$$

Десният автомат - A_R .

Релацията $\sim_{RA}$:

$$\beta' \sim_{RA} \beta'' \Leftrightarrow \forall \omega' \sim_R \omega'' \Rightarrow \omega'(\beta')^R \sim_R \omega''(\beta'')^R.$$

A_R

Десният автомат - A_R .

Релацията $\sim_{RA}$:

$$\beta' \sim_{RA} \beta'' \Leftrightarrow \forall \omega' \sim_R \omega'' \Rightarrow \omega'(\beta')^R \sim_R \omega''(\beta'')^R.$$

A_R се определя от класовете на еквивалентност на $\sim_{RA}$.

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow$$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

$$1. \forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (\text{base}(\alpha'), \beta') \sim_L (\text{base}(\alpha''), \beta'') .$$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (\text{base}(\alpha'), \beta') \sim_L (\text{base}(\alpha''), \beta'')$.
2. $(\text{last}(\alpha'))^R \sim_{RA} (\text{last}(\alpha''))^R$.

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (\text{base}(\alpha'), \beta') \sim_L (\text{base}(\alpha''), \beta'')$.
2. $(\text{last}(\alpha'))^R \sim_{RA} (\text{last}(\alpha''))^R$.
3. $\forall T_u = < (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u,$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (\text{base}(\alpha'), \beta') \sim_L (\text{base}(\alpha''), \beta'')$.
2. $(\text{last}(\alpha'))^R \sim_{RA} (\text{last}(\alpha''))^R$.
3. $\forall T_u = < (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u,$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (\text{base}(\alpha'), \beta') \sim_L (\text{base}(\alpha''), \beta'')$.
2. $(\text{last}(\alpha'))^R \sim_{RA} (\text{last}(\alpha''))^R$.
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \rangle$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (base(\alpha'), \beta') \sim_L (base(\alpha''), \beta'') .$
2. $(last(\alpha'))^R \sim_{RA} (last(\alpha''))^R .$
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \lambda_u, \phi_u \rangle \Rightarrow$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (\text{base}(\alpha'), \beta') \sim_L (\text{base}(\alpha''), \beta'')$.
2. $(\text{last}(\alpha'))^R \sim_{RA} (\text{last}(\alpha''))^R$.
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \lambda_u, \phi_u \rangle \Rightarrow$

$$\delta_u(s_u, \text{last}(\alpha'))$$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (base(\alpha'), \beta') \sim_L (base(\alpha''), \beta'') .$
2. $(last(\alpha'))^R \sim_{RA} (last(\alpha''))^R .$
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \lambda_u, \phi_u \rangle \Rightarrow$

$$\delta_u(s_u, last(\alpha')) = \delta_u(s_u, last(\alpha'')) .$$

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (base(\alpha'), \beta') \sim_L (base(\alpha''), \beta'') .$
2. $(last(\alpha'))^R \sim_{RA} (last(\alpha''))^R .$
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \lambda_u, \phi_u \rangle \Rightarrow$

$$\delta_u(s_u, last(\alpha')) = \delta_u(s_u, last(\alpha'')) .$$

$\sim_{LA}$ е крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност.

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (base(\alpha'), \beta') \sim_L (base(\alpha''), \beta'')$.
2. $(last(\alpha'))^R \sim_{RA} (last(\alpha''))^R$.
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \lambda_u, \phi_u \rangle \Rightarrow$

$$\delta_u(s_u, last(\alpha')) = \delta_u(s_u, last(\alpha'')).$$

$\sim_{LA}$ е крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност.
 A_L

Левият автомат - A_L

Релацията $\sim_{LA}$:

$$\alpha' \sim_{LA} \alpha'' \Leftrightarrow$$

1. $\forall \beta', \beta'' : (\beta')^R \sim_{RA} (\beta'')^R \Rightarrow (base(\alpha'), \beta') \sim_L (base(\alpha''), \beta'')$.
2. $(last(\alpha'))^R \sim_{RA} (last(\alpha''))^R$.
3. $\forall T_u = \langle (\Sigma \cup \Omega) \times \Xi^*, Q_u, s_u, \delta_u, \lambda_u, \phi_u \rangle \Rightarrow$

$$\delta_u(s_u, last(\alpha')) = \delta_u(s_u, last(\alpha'')).$$

$\sim_{LA}$ е крайна, дясно-инвариантна релация на еквивалентност.

A_L се определя от класовете на еквивалентност на $\sim_{LA}$.

Δ -функцията.

За $[\alpha]_{LA}$ и $[\beta]_{RA}$ определяме:

1. $T_u = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)(\beta)^R]},$

Δ -функцията.

За $[\alpha]_{LA}$ и $[\beta]_{RA}$ определяме:

1. $T_u = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)(\beta)^R]},$
2. $q = \delta_u^*(s_u, last(\alpha))$

Δ -функцията.

За $[\alpha]_{LA}$ и $[\beta]_{RA}$ определяме:

1. $T_u = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)(\beta)^R]}$,
2. $q = \delta_u^*(s_u, last(\alpha))$

$$\Delta([\alpha]_{LA}, a, [\beta]_{RA}) = \lambda_u(q, a), \text{ ако } a \in \Sigma \text{ и } [\beta]_{RA} \neq [\epsilon]_{RA}.$$

Δ -функцията.

За $[\alpha]_{LA}$ и $[\beta]_{RA}$ определяме:

1. $T_u = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)(\beta)^R]}$,
2. $q = \delta_u^*(s_u, last(\alpha))$

$$\Delta([\alpha]_{LA}, a, [\beta]_{RA}) = \lambda_u(q, a), \text{ ако } a \in \Sigma \text{ и } [\beta]_{RA} \neq [\varepsilon]_{RA}.$$

$$\Delta([\alpha]_{LA}, a, [\beta]_{RA}) = \lambda_u(q, a) \phi_u(\delta_u(q, a)), \text{ ако } a \in \Omega \text{ или } [\beta]_{RA} = [\varepsilon]_{RA}$$

Δ -функцията.

За $[\alpha]_{LA}$ и $[\beta]_{RA}$ определяме:

1. $T_u = T_{[base(\alpha)][last(\alpha)(\beta)^R]}$,
2. $q = \delta_u^*(s_u, last(\alpha))$

$\Delta([\alpha]_{LA}, a, [\beta]_{RA}) = \lambda_u(q, a)$, ако $a \in \Sigma$ и $[\beta]_{RA} \neq [\varepsilon]_{RA}$.

$\Delta([\alpha]_{LA}, a, [\beta]_{RA}) = \lambda_u(q, a)\phi_u(\delta_u(q, a))$, ако $a \in \Omega$ или $[\beta]_{RA} = [\varepsilon]_{RA}$

Дефиницията е коректна!!!

Лема за симулацията.

Лема Ако g е Ω -представимата функция, която задава f, g^* е нейното разширение, то:

$$\forall \alpha\beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow$$

Лема за симулацията.

Лема Ако g е Ω -представимата функция, която задава f , g^* е нейното разширение, то:

$$\forall \alpha \beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow \Delta^*(\alpha, \beta^R) = g^*(\alpha, \beta).$$

Лема за симулацията.

Лема Ако g е Ω -представимата функция, която задава f , g^* е нейното разширение, то:

$$\forall \alpha \beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow \Delta^*(\alpha, \beta^R) = g^*(\alpha, \beta).$$

$$f_B(\alpha) =$$

Лема за симулацията.

Лема Ако g е Ω -представимата функция, която задава f , g^* е нейното разширение, то:

$$\forall \alpha\beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow \Delta^*(\alpha, \beta^R) = g^*(\alpha, \beta).$$

$$f_B(\alpha) = \Delta^*(\varepsilon, \alpha^R) =$$

Лема за симулацията.

Лема Ако g е Ω -представимата функция, която задава f , g^* е нейното разширение, то:

$$\forall \alpha\beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow \Delta^*(\alpha, \beta^R) = g^*(\alpha, \beta).$$

$$f_{\mathcal{B}}(\alpha) = \Delta^*(\varepsilon, \alpha^R) = g^*(\varepsilon, \alpha) =$$

Лема за симулацията.

Лема Ако g е Ω -представимата функция, която задава f , g^* е нейното разширение, то:

$$\forall \alpha \beta \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow \Delta^*(\alpha, \beta^R) = g^*(\alpha, \beta).$$

$$f_B(\alpha) = \Delta^*(\varepsilon, \alpha^R) = g^*(\varepsilon, \alpha) = f(\alpha).$$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^*$$

Формулировка на резултата.

$$\begin{aligned} f &: (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{и} \\ g &: (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^* \end{aligned}$$

Формулировка на резултата.

$$\begin{aligned} f &: (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{и} \\ g &: (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^* \end{aligned}$$

Формулировка на резултата.

$$\begin{aligned} f &: (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{и} \\ g &: (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^* \\ t &\in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ако} \end{aligned}$$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{и}$$

$$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ако}$$

$$1. \forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma$$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^*$ и

$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$

$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma$ и $|\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{и}$$

$$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$

$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ако}$$

$$1. \forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$$

$$\prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1}$$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^*$ и

$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$

$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma$ и $|\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}$$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^*$ и

$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$

$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma$ и $|\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta))$$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^*$ и

$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$

$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma$ и $|\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^*$ и

$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$

$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma$ и $|\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{in}$$
$$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$
$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ako}$$

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(I_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{in}$$
$$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$
$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ako}$$

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(I_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

$$h(\alpha, \beta) =$$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{in}$$
$$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$
$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ako}$$

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(I_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

$$h(\alpha, \beta) = g^*($$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{in}$$
$$g : (\text{Pref}(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$
$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ako}$$

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(I_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

$$h(\alpha, \beta) = g^*(f(\varepsilon, \alpha)(f(\alpha, \beta))^{-1},$$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \text{ и}$$
$$g : (\textcolor{red}{Pref}(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$
$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ako}$$

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(I_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

$$h(\alpha, \beta) = g^*(f(\varepsilon, \alpha)(f(\alpha, \beta))^{-1}, f(\alpha, \beta))$$

Формулировка на резултата.

$$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow (\Sigma \cup \Omega')^* \quad \text{in}$$
$$g : (\textcolor{red}{Pref}(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \rightarrow \Xi^*$$
$$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M} \text{ ako}$$

1. $\forall \alpha \in Pref(\Omega), \beta, \gamma : t = \alpha\beta\gamma \text{ и } |\beta|_{\Omega} \geq M \Rightarrow$

$$\left| \prod_{i=0}^{|\beta|_{\Omega}-1} T_{[\alpha P_i(\beta)][S_i(\beta)\gamma]}(l_{i+1}(\beta)) \right|_{\Omega'} \geq 1.$$

2.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(I_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

$h(\alpha, \beta) = g^*(f(\varepsilon, \alpha)(f(\alpha, \beta))^{-1}, f(\alpha, \beta))$ за всяко $\alpha\beta \in A_{m,M}$ е Ω -представима.

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$\sim_{Rf}$,

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$\sim_{Rf}, k_f,$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf},$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg},$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg}, k_g,$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$
$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg},$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$
$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg}, T_{[\alpha][\beta]}^g,$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg}, T_{[\alpha][\beta]}^g,$$

$$k_h = M(k_g + m) + k_f$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg}, T_{[\alpha][\beta]}^g,$$

$$k_h = M(k_g + m) + k_f$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg}, T_{[\alpha][\beta]}^g,$$

$$k_h = M(k_g + m) + k_f$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$1. |\beta'|_{\Omega} = |\beta''|_{\Omega} \leq k_h$$

.

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg}, T_{[\alpha][\beta]}^g,$$

$$k_h = M(k_g + m) + k_f$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$1. |\beta'|_{\Omega} = |\beta''|_{\Omega} \leq k_h \text{ или } |\beta'|_{\Omega} > k_h \text{ и } |\beta''|_{\Omega} > k_h.$$

.

Идея. Дефиниция на $\sim_{Rh}$

$$\sim_{Rf}, k_f, \sim_{Lf}, T_{[\alpha][\beta]}^f,$$

$$\sim_{Rg}, k_g, \sim_{Lg}, T_{[\alpha][\beta]}^g,$$

$$k_h = M(k_g + m) + k_f$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$1. |\beta'|_{\Omega} = |\beta''|_{\Omega} \leq k_h \text{ или } |\beta'|_{\Omega} > k_h \text{ и } |\beta''|_{\Omega} > k_h.$$

$$2. S_j(\beta') \sim_{Rf} S_j(\beta'') \text{ за } j \leq M(k_g + m).$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$\sim_{Rh}$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'',$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$\sim_{Rh}$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', \quad \beta' \sim_{Rh} \beta'' \\ |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$\sim_{Rh}$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g)$$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$\sim_{Rh}$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$\sim_{Rh}$

$$\begin{aligned} & \beta' \sim_{Rh} \beta'' \\ 3 \quad & \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0 \\ & \forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m \end{aligned}$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'}$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} = \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} \leq m + k_g \text{ или}$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} = \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} \leq m + k_g \text{ или}$$

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} > m + k_g$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} = \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} \leq m + k_g \text{ или}$$

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} > m + k_g \text{ и } \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} > m + k_g$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} = \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} \leq m + k_g \text{ или}$$

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} > m + k_g \text{ и } \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} > m + k_g$$

3.2

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0$$

$$\forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} = \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} \leq m + k_g \text{ или}$$

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} > m + k_g \text{ и } \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} > m + k_g$$

3.2

$$S_l \left(\omega' \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right)$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

$$3 \quad \forall \omega' \sim_{Rg} \omega'', |\omega'|_{\Omega'} = |\omega''|_{\Omega'} = 0 \\ \forall j \leq M(m + k_g) \forall T_{i_1}^f, T_{i_2}^f \dots T_{i_j}^f \quad \forall l \leq m$$

3.1

$$\left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} = \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} \leq m + k_g \text{ или} \\ \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right|_{\Omega'} > m + k_g \text{ и } \left| \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right|_{\Omega'} > m + k_g$$

3.2

$$S_l \left(\omega' \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta')) \right) \sim_{Rg} S_l \left(\omega'' \prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(l_t(\beta'')) \right)$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))))$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

$$3.4 \quad \forall T_u^g \quad \forall q \in Q_u^g$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

3.4 $\forall T_u^g \forall q \in Q_u^g$

$$(\delta_u^g)^* \left(q, \right.$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

3.4 $\forall T_u^g \forall q \in Q_u^g$

$$(\delta_u^g)^*\left(q, \text{last}\left(\prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(I_t(\beta'))\right)\right)$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

3.4 $\forall T_u^g \forall q \in Q_u^g$

$$(\delta_u^g)^* \left(q, \text{last} \left(\prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(I_t(\beta')) \right) \right) = (\delta_u^g)^* \left(q, \right.$$

$\sim_{Rh}$

$$\beta' \sim_{Rh} \beta''$$

3.3

$$(\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'))) = (\delta_{i_t}^f)^*(s_{i_t}^f, \text{last}(I_t(\beta'')))$$

3.4 $\forall T_u^g \forall q \in Q_u^g$

$$(\delta_u^g)^*\left(q, \text{last}\left(\prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(I_t(\beta'))\right)\right) = (\delta_u^g)^*\left(q, \text{last}\left(\prod_{t=1}^j T_{i_t}^f(I_t(\beta''))\right)\right)$$

Идея за $\sim_{Lh}$.

1. Гарантира коректност на входа $A_{m,M}$!

Идея за $\sim_{Lh}$.

1. Гарантира коректност на входа $A_{m,M}$!
2. Комбинира $\sim_{Lf}$ и $\sim_{Lg}$!

Идея за $T_{[\alpha][\beta]}^h$.

Композиция на трансдюсер T_0^f и не повече от $m + 1$ трансдюсера T_u^g .

Идея за $T_{[\alpha][\beta]}^h$.

Композиция на трансдюсер T_0^f и не повече от $m + 1$ трансдюсера T_u^g .

Симулира композицията!

Правила за заместване

$\mathcal{R}$ от вида $E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

1. L - ляв контекст е регулярен език.

Правила за заместване

$\mathcal{R}$ от вида $E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

1. L - ляв контекст е регулярен език.
2. R - десен контекст е регулярен език.

Правила за заместване

$\mathcal{R}$ от вида $E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

1. L - ляв контекст е регулярен език.
2. R - десен контекст е регулярен език.
3. E - фокус на правилото е регулярен език.

Правила за заместване

$\mathcal{R}$ от вида $E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

1. L - ляв контекст е регулярен език.
2. R - десен контекст е регулярен език.
3. E - фокус на правилото е регулярен език.
4. T - рационална функция, дефинирана върху E .

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

1. $u \in \Sigma^* L$,

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

1. $u \in \Sigma^* L$,
2. $x \in E$,

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

1. $u \in \Sigma^* L$,
2. $x \in E$,
3. $y \in R \Sigma^*$,

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

1. $u \in \Sigma^* L$,
2. $x \in E$,
3. $y \in R \Sigma^*$,
4. $v = xy$.

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

1. $u \in \Sigma^* L$,
2. $x \in E$,
3. $y \in R \Sigma^*$,
4. $v = xy$.
5. $\forall \langle u, x', y' \rangle$ с горните условия

Най-дълго срещане $\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$\text{longest}_{\mathcal{R}}(u, v) = \langle u, x, y \rangle$

1. $u \in \Sigma^* L$,
2. $x \in E$,
3. $y \in R \Sigma^*$,
4. $v = xy$.
5. $\forall \langle u, x', y' \rangle$ с горните условия
 $\Rightarrow |x| \geq |x'|$.

Функция на заместване $\text{replace}_{\mathcal{R}}(u, v)$

$$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R:$$

Функция на заместване $replace_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$replace_{\mathcal{R}} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$.

1. $replace_{\mathcal{R}}(u, \varepsilon) = \varepsilon$
2. $replace_{\mathcal{R}}(u, av') = a \circ replace_{\mathcal{R}}(ua, v')$ ако $\neg !longest_{\mathcal{R}}(u, av')$

Функция на заместване $replace_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$:

$replace_{\mathcal{R}} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$.

1. $replace_{\mathcal{R}}(u, \varepsilon) = \varepsilon$
2. $replace_{\mathcal{R}}(u, av') = a \circ replace_{\mathcal{R}}(ua, v')$ ако $\neg !longest_{\mathcal{R}}(u, av')$
3. $replace_{\mathcal{R}}(u, av') = T(x) \circ replace_{\mathcal{R}}(ux, y)$ ако $longest_{\mathcal{R}}(u, av') = \langle u, x, y \rangle$.

Функция на презаписване $\text{rewrite}_{\mathcal{R}}(t)$

$$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R:$$

Функция на презаписване $\text{rewrite}_{\mathcal{R}}(t)$

$$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R:$$

$$\text{rewrite}_{\mathcal{R}} : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*.$$

$$\text{rewrite}_{\mathcal{R}}(t) = \text{replace}_{\mathcal{R}}(\varepsilon, t)$$

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

1. $L \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega$

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

1. $L \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega$
2. $R \subset \Omega(\Sigma \cup \Omega)^*$

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

1. $L \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega$
2. $R \subset \Omega(\Sigma \cup \Omega)^*$
3. $\exists e, r \in \mathbb{N}$:

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

1. $L \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega$
2. $R \subset \Omega(\Sigma \cup \Omega)^*$
3. $\exists e, r \in \mathbb{N}$:

$$\forall \alpha \in E \Rightarrow |\alpha|_\Omega \leq e$$

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

1. $L \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega$
2. $R \subset \Omega(\Sigma \cup \Omega)^*$
3. $\exists e, r \in \mathbb{N}$:

$$\forall \alpha \in E \Rightarrow |\alpha|_\Omega \leq e$$

$$\forall \beta \in R \Rightarrow |\beta|_\Omega \leq r$$

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \emptyset.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$ е с ограничен брой маркери Ω ако:

1. $L \subset (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega$
2. $R \subset \Omega(\Sigma \cup \Omega)^*$
3. $\exists e, r \in \mathbb{N}$:

$$\forall \alpha \in E \Rightarrow |\alpha|_\Omega \leq e$$

$$\forall \beta \in R \Rightarrow |\beta|_\Omega \leq r$$

4. T се представя с **подпоследователен** преобразувател.

Формулировка на резултата

Ако $\mathcal{R}_\Omega : E \rightarrow T(E) \setminus L_\Omega R$ е с ограничен брой маркери Ω , то:
 $rewrite_{\mathcal{R}_\Omega}$ се представя с FIFO-трансдюсер

Идея.

Да построим Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow (\Sigma \cup \Omega)^*$ с:

$$f = \text{rewrite}_{\mathcal{R}_\Omega}.$$

Идея.

Да построим Ω -крайнопредставима функция

$f : (\Sigma \cup \Omega)^* \rightarrow (\Sigma \cup \Omega)^*$ с:

$$f = \text{rewrite}_{\mathcal{R}_\Omega}.$$

Симулация!

Идея. Дясна релация

Ω -крайната релация $\sim_{Rf}$ "гледа" $e + r$ маркера напред.

Идея. Дясна релация

Ω -крайната релация $\sim_{Rf}$ "гледа" $e + r$ маркера напред.
Проверява дали $v \in ER(\Sigma \cup \Omega)^*$.

Идея. Дясна релация

Ω -крайната релация $\sim_{Rf}$ "гледа" $e + r$ маркера напред.

Проверява дали $v \in ER(\Sigma \cup \Omega)^*$.

Въпросът за най-дълго $\rightarrow$

Идея. Дясна релация

Ω -крайната релация $\sim_{Rf}$ "гледа" $e + r$ маркера напред.

Проверява дали $v \in ER(\Sigma \cup \Omega)^*$.

Въпросът за най-дълго $\rightarrow$ брой маркери на дума от E

Идея. Лява релация

Следи дали думата $u \in (\Sigma \cup \Omega)^* L$.

Идея. Лява релация

Следи дали думата $u \in (\Sigma \cup \Omega)^* L$.

Дали в момента трябва да замества $u \in (\Sigma \cup \Omega)^* L$. Колко маркера **остават** още да бъдат обработени $\leq e$.

Идея. Лява релация

Следи дали думата $u \in (\Sigma \cup \Omega)^* L$.

Дали в момента трябва да замества $u \in (\Sigma \cup \Omega)^* L$. Колко маркера **остават** още да бъдат обработени $\leq e$.

Състояние на T до което сме стигнали при симулацията.

Идея. Преобразувателите

няма срещане $\rightarrow$ **Идентитет**.

Идея. Преобразувателите

няма срещане $\rightarrow$ **Идентитет**.

рестрикция на **T** върху $\Sigma^* \Omega$ началното състояние се определя от лявата релация на еквивалентност!

Цел.

$$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$$

→

Цел.

$$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$$

$$\rightarrow$$
$$\mathcal{R}_\Omega : E_\Omega \rightarrow T(E_\Omega) \setminus L_\Omega_R_\Omega$$

Цел.

$$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \setminus L_R$$

$\rightarrow$

$$\mathcal{R}_\Omega : E_\Omega \rightarrow T(E_\Omega) \setminus L_\Omega_R_\Omega$$

T - подпоследователен!

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma.$
 $h : (\Sigma \cup \{\textit{omega}\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

$$h(a) = \varepsilon \text{ ако } a = \omega$$

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

$$h(a) = \varepsilon \text{ ако } a = \omega$$

$$L_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in L\}$$

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

$$h(a) = \varepsilon \text{ ако } a = \omega$$

$$L_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in L\}$$

$$E_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in E\}$$

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

$$h(a) = \varepsilon \text{ ако } a = \omega$$

$$L_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in L\}$$

$$E_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in E\}$$

$$R_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in R\}$$

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

$$h(a) = \varepsilon \text{ ако } a = \omega$$

$$L_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in L\}$$

$$E_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in E\}$$

$$R_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in R\}$$

$$??? \quad L_{\omega} \subset L_{\mathcal{U}} \quad E_{\omega} \subset E_{\mathcal{U}} \quad R_{\omega} \subset R_{\mathcal{U}}$$

Търсене на маркери. Идея

$\omega \notin \Sigma$.
 $h : (\Sigma \cup \{\omega\})^* \rightarrow \Sigma^*$ е хомоморфизмът, породен от:

$$h(a) = a \text{ ако } a \neq \omega$$

$$h(a) = \varepsilon \text{ ако } a = \omega$$

$$L_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in L\}$$

$$E_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in E\}$$

$$R_{\mathcal{U}} = \{\alpha \in (\Sigma \cup \{\omega\})^* \mid h(\alpha) \in R\}$$

$$??? L_{\omega} \subset L_{\mathcal{U}} \quad E_{\omega} \subset E_{\mathcal{U}} \quad R_{\omega} \subset R_{\mathcal{U}}$$

$$\mathcal{R}_{\{\omega\}} : E_{\omega} \rightarrow T(h(E_{\omega})) \setminus L_{\{\omega\}} - R_{\{\omega\}}$$

Отделяне на крайни множества от наставки.

Вход: Регулярни езици L и A

Въпрос: Съществуват ли $L_0 \subset Suf(L)$ и k :

Отделяне на крайни множества от наставки.

Вход: Регулярни езици L и A

Въпрос: Съществуват ли $L_0 \subset Suf(L)$ и k :

1. $|L_0| < \infty$.

Отделяне на крайни множества от наставки.

Вход: Регулярни езици L и A

Въпрос: Съществуват ли $L_0 \subset Suf(L)$ и k :

1. $|L_0| < \infty$.
2. $L \subset \Sigma^* L_0$.

Отделяне на крайни множества от наставки.

Вход: Регулярни езици L и A

Въпрос: Съществуват ли $L_0 \subset Suf(L)$ и k :

1. $|L_0| < \infty$.
2. $L \subset \Sigma^* L_0$.
3. $\forall \alpha \in A$ съдържа не повече от k срещания на думи от L_0 .

Отделяне на крайни множества от наставки.

Вход: Регулярни езици L и A

Въпрос: Съществуват ли $L_0 \subset Suf(L)$ и k :

1. $|L_0| < \infty$.
2. $L \subset \Sigma^* L_0$.
3. $\forall \alpha \in A$ съдържа не повече от k срещания на думи от L_0 .

Изход: L_0 и k с тези свойства ако съществуват,

Отделяне на крайни множества от наставки.

Вход: Регулярни езици L и A

Въпрос: Съществуват ли $L_0 \subset Suf(L)$ и k :

1. $|L_0| < \infty$.
2. $L \subset \Sigma^* L_0$.
3. $\forall \alpha \in A$ съдържа не повече от k срещания на думи от L_0 .

Изход: L_0 и k с тези свойства ако съществуват, $\emptyset$, иначе.

Операцията $fin(M, N)$

$$fin(M, N) = \{\alpha \in M \mid \exists k$$

Операцията $fin(M, N)$

$$fin(M, N) = \{ \alpha \in M \mid \exists k \forall \beta \in N$$

съдържа не повече от k срещания на α }.

Алгоритмично намиране на $fin(M, N)$

Лема: Ако $Aut = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ е краен детерминиран автомат, $Aut(q) = \langle \Sigma, Q, q, \delta, F \rangle$ и

Алгоритмично намиране на $fin(M, N)$

Лема: Ако $Aut = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ е краен детерминиран автомат, $Aut(q) = \langle \Sigma, Q, q, \delta, F \rangle$ и

$$C(q) = L(Aut(q)) \Rightarrow$$

Алгоритмично намиране на $fin(M, N)$

Лема: Ако $Aut = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ е краен детерминиран автомат, $Aut(q) = \langle \Sigma, Q, q, \delta, F \rangle$ и

$$C(q) = L(Aut(q)) \Rightarrow \\ fin(M, L(Aut)) = M \cap \overline{\bigcup_q Pref(C(q))},$$

Алгоритмично намиране на $fin(M, N)$

Лема: Ако $Aut = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ е краен детерминиран автомат, $Aut(q) = \langle \Sigma, Q, q, \delta, F \rangle$ и

$$\begin{aligned} C(q) &= L(Aut(q)) \Rightarrow \\ fin(M, L(Aut)) &= M \cap \overline{\bigcup_q Pref(C(q))}, \\ \forall \alpha \in fin(M, L(Aut)) &\Rightarrow \end{aligned}$$

Алгоритмично намиране на $fin(M, N)$

Лема: Ако $Aut = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ е краен детерминиран автомат, $Aut(q) = \langle \Sigma, Q, q, \delta, F \rangle$ и

$$\begin{aligned} C(q) &= L(Aut(q)) \Rightarrow \\ fin(M, L(Aut)) &= M \cap \overline{\bigcup_q Pref(C(q))}, \\ \forall \alpha \in fin(M, L(Aut)) &\Rightarrow \forall \beta \in L(Aut) \end{aligned}$$

Алгоритмично намиране на $fin(M, N)$

Лема: Ако $Aut = \langle \Sigma, Q, s, \delta, F \rangle$ е краен детерминиран автомат, $Aut(q) = \langle \Sigma, Q, q, \delta, F \rangle$ и

$$\begin{aligned} C(q) &= L(Aut(q)) \Rightarrow \\ fin(M, L(Aut)) &= M \cap \overline{\bigcup_q Pref(C(q))}, \\ \forall \alpha \in fin(M, L(Aut)) &\Rightarrow \forall \beta \in L(Aut) \\ &\text{съдържа не повече от } |\alpha||Q| \text{ срещания на } \alpha \end{aligned}$$

Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \subset Suf(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \subset \text{Suf}(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

$\exists$ крайно $S_0 \subset S$:

Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \subset \text{Suf}(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

$$\exists \text{крайно } S_0 \subset S: L \subset \Sigma^* S_0$$

Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \subset Suf(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

$$\exists \text{крайно } S_0 \subset S: L \subset \Sigma^* S_0$$



Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \subset Suf(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

$$\exists \text{крайно } S_0 \subset S: L \subset \Sigma^* S_0$$

$$\Leftrightarrow$$

$$|Suf(S) \setminus \Sigma^* S| < \infty$$

Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \in \text{Suf}(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

$$\exists \text{крайно } S_0 \in S: L \subset \Sigma^* S_0$$

$$\Leftrightarrow$$

$$|\text{Suf}(S) \setminus \Sigma^* S| < \infty$$

$$l = \max\{|v| \mid v \in \text{Suf}(S) \setminus \Sigma^* S\}$$

Алгоритмично намиране на L_0

Лема: L е регулярен език, $S \subset Suf(L)$:

$$L \subset \Sigma^* S.$$

Тогава:

$$\exists \text{крайно } S_0 \subset S: L \subset \Sigma^* S_0$$

$$\Leftrightarrow$$

$$|Suf(S) \setminus \Sigma^* S| < \infty$$

$$I = \max\{|v| \mid v \in Suf(S) \setminus \Sigma^* S\}$$

$$S_0 = \{u \in S \mid |u| \leq I + 1\}$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

$$g_{P,S}(u, av) = a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ иначе.}$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

$$g_{P,S}(u, av) = a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ иначе.}$$

$$f_{P,S}(t) = g_{P,S}(\varepsilon, t).$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$$|P \cup S| < \infty$$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \rightarrow (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

$$g_{P,S}(u, av) = a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ иначе.}$$

$$f_{P,S}(t) = g_{P,S}(\varepsilon, t).$$

$f_{P,S}$ е представима с
подпоследователен преобразувател!

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}, E \rightarrow T(E) \setminus L _ R$, за което:

1. T е подпоследователен.

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}, E \rightarrow T(E) \setminus L_R$, за което:

1. T е подпоследователен.
2. $\exists L_0, E_0, l_0, e_0$:

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}, E \rightarrow T(E) \setminus L _ R$, за което:

1. T е подпоследователен.
2. $\exists L_0, E_0, l_0, e_0$:
 - 2.1 $|L_0| < \infty$ и $|E_0| < \infty$.

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}, E \rightarrow T(E) \setminus L _ R$, за което:

1. T е подпоследователен.
2. $\exists L_0, E_0, l_0, e_0$:
 - 2.1 $|L_0| < \infty$ и $|E_0| < \infty$.
 - 2.2 $L \subset \Sigma^* L_0$ и $E \subset \Sigma^* E_0$.

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}, E \rightarrow T(E) \setminus L_R$, за което:

1. T е подпоследователен.
2. $\exists L_0, E_0, l_0, e_0$:
 - 2.1 $|L_0| < \infty$ и $|E_0| < \infty$.
 - 2.2 $L \subset \Sigma^* L_0$ и $E \subset \Sigma^* E_0$.
 - 2.3 $\forall \alpha \in ER$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0 .

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}, E \rightarrow T(E) \setminus L _ R$, за което:

1. T е подпоследователен.
2. $\exists L_0, E_0, l_0, e_0$:
 - 2.1 $|L_0| < \infty$ и $|E_0| < \infty$.
 - 2.2 $L \subset \Sigma^* L_0$ и $E \subset \Sigma^* E_0$.
 - 2.3 $\forall \alpha \in ER$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0 .

Тогава $\exists$ FIFO-трансдюсер за $rewrite_{\mathcal{R}}$.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2,$
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2,$
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $Range(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2,$
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $\text{Range}(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0:$

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2,$
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $\text{Range}(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0$:
3.1 $|L_0^i| < \infty$ и $|E_0^i| < \infty$.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2,$
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $\text{Range}(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0$:
 - 3.1 $|L_0^i| < \infty$ и $|E_0^i| < \infty$.
 - 3.2 $L_i \subset \Sigma^* L_0^i$ и $E_i \subset \Sigma^* E_0^i$.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2$,
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $Range(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0$:
 - 3.1 $|L_0^i| < \infty$ и $|E_0^i| < \infty$.
 - 3.2 $L_i \subset \Sigma^* L_0^i$ и $E_i \subset \Sigma^* E_0^i$.
 - 3.3 $\forall \alpha \in E_1 R_1 \cup \overline{\Sigma^*(E_2 \cup L_2)\Sigma^*}$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0^1 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0^1 .

Някои правила можем и да композираме
FIFO-трансюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2,$
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $Range(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0$:
 - 3.1 $|L_0^i| < \infty$ и $|E_0^i| < \infty$.
 - 3.2 $L_i \subset \Sigma^* L_0^i$ и $E_i \subset \Sigma^* E_0^i$.
 - 3.3 $\forall \alpha \in \overline{E_1 R_1 \cup \Sigma^*(E_2 \cup L_2)\Sigma^*}$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0^1 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0^1 .
 - 3.4 $\forall \alpha \in \overline{E_2 R_2 \cup \Sigma^*(E_1 \cup L_1)\Sigma^*} \cup Range(T_1)$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0^2 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0^2 .

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1, E_1 \rightarrow T_1(E_1) \setminus L_1_R_1, \mathcal{R}_2, E_2 \rightarrow T_2(E_2) \setminus L_2_R_2$,
за които:

1. T_1, T_2 е подпоследователни.
2. $Range(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0$:
 - 3.1 $|L_0^i| < \infty$ и $|E_0^i| < \infty$.
 - 3.2 $L_i \subset \Sigma^*L_0^i$ и $E_i \subset \Sigma^*E_0^i$.
 - 3.3 $\forall \alpha \in E_1R_1 \cup \overline{\Sigma^*(E_2 \cup L_2)\Sigma^*}$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0^1 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0^1 .
 - 3.4 $\forall \alpha \in E_2R_2 \cup \overline{\Sigma^*(E_1 \cup L_1)\Sigma^* \cup Range(T_1)}$ съдържа не повече от e_0 срещания на думи от E_0^2 и не повече от l_0 срещания на думи от L_0^2 .

Тогава $\exists$ FIFO-трансдюсер за $rewrite_{\mathcal{R}_2} \circ rewrite_{\mathcal{R}_1}$.

Въпроси?