Автомати с допълнителна FIFO-памет за обработка на текстове. Правила за заместване

Стефан Герджиков

27 март 2008г.

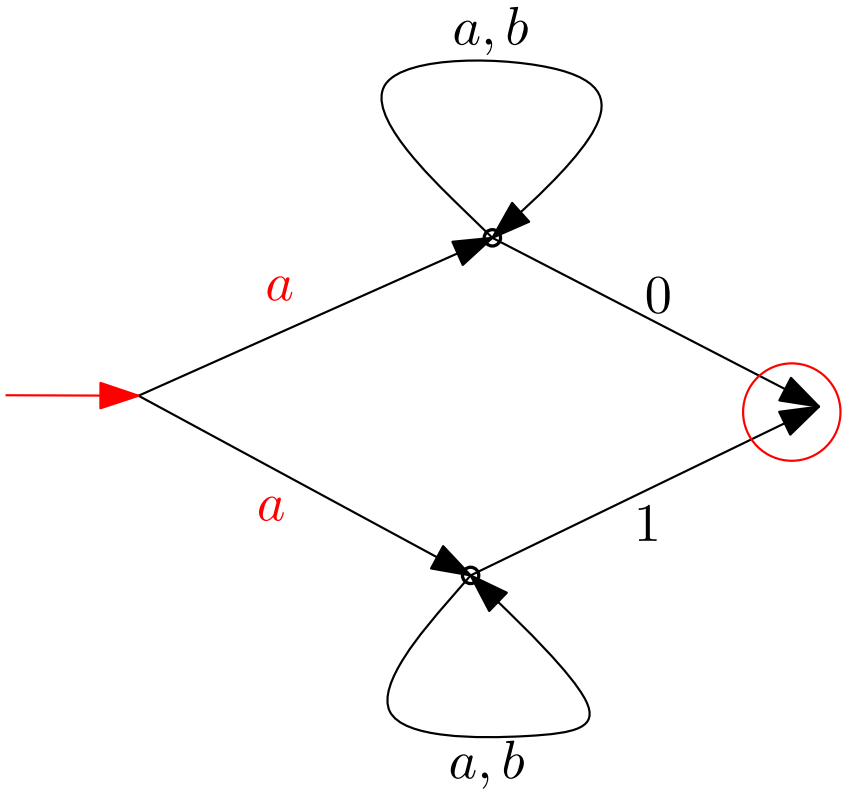
Увод в картинки

FIFO-трансдюсери. Дефиниции и свойства
- Основни Дефиниции
- Примери за FIFO-трансдюсери
- Композиция на FIFO-трансдюсери

Ω-представими функции.
- Дефиниции
- Свойства на Ω-представимите функции
- Композиция на Ω-представими функции.

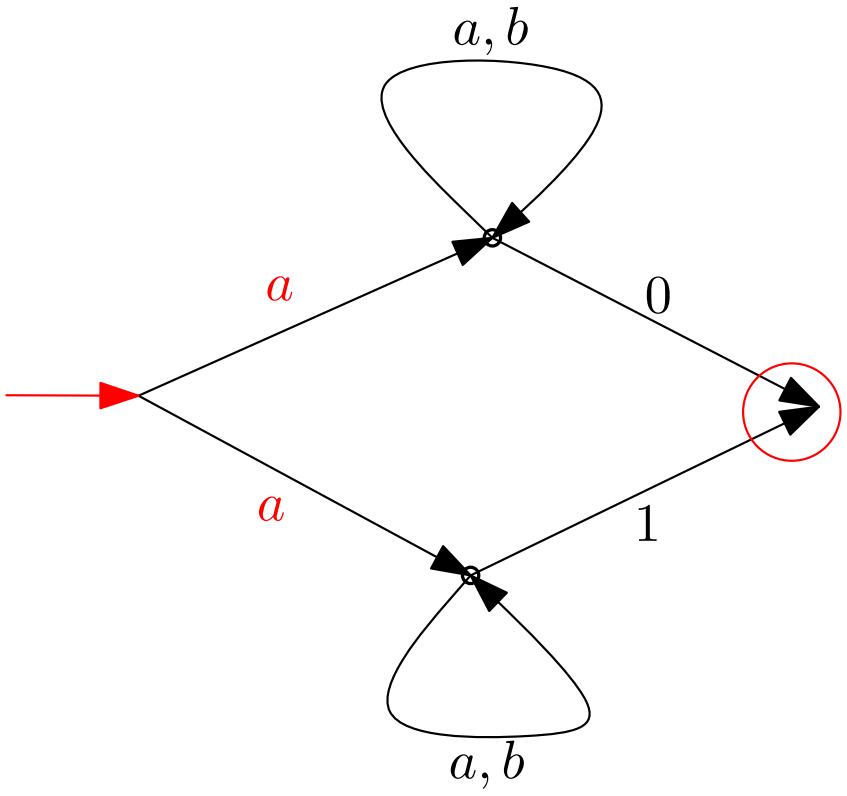
Регулярни правила за заместване и FIFO-трансдюсери
- Дефиниции
- Правила с краен брой маркери
- Произволни правила. Поставяне на маркери

НДКА

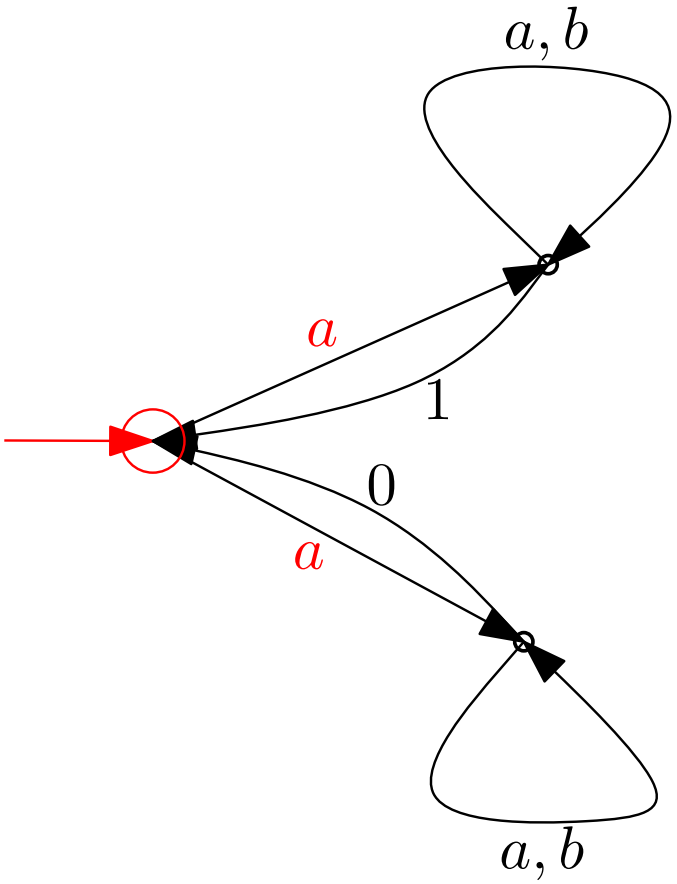


НДКА

$a\{a,b\}^*\{0,1\}$

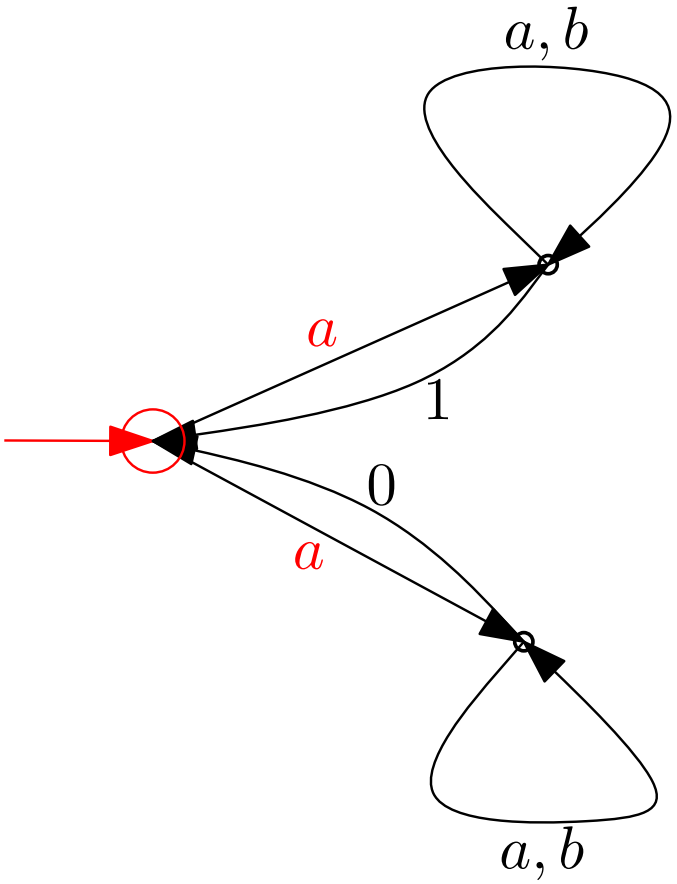


НДКА, малко по-сложен

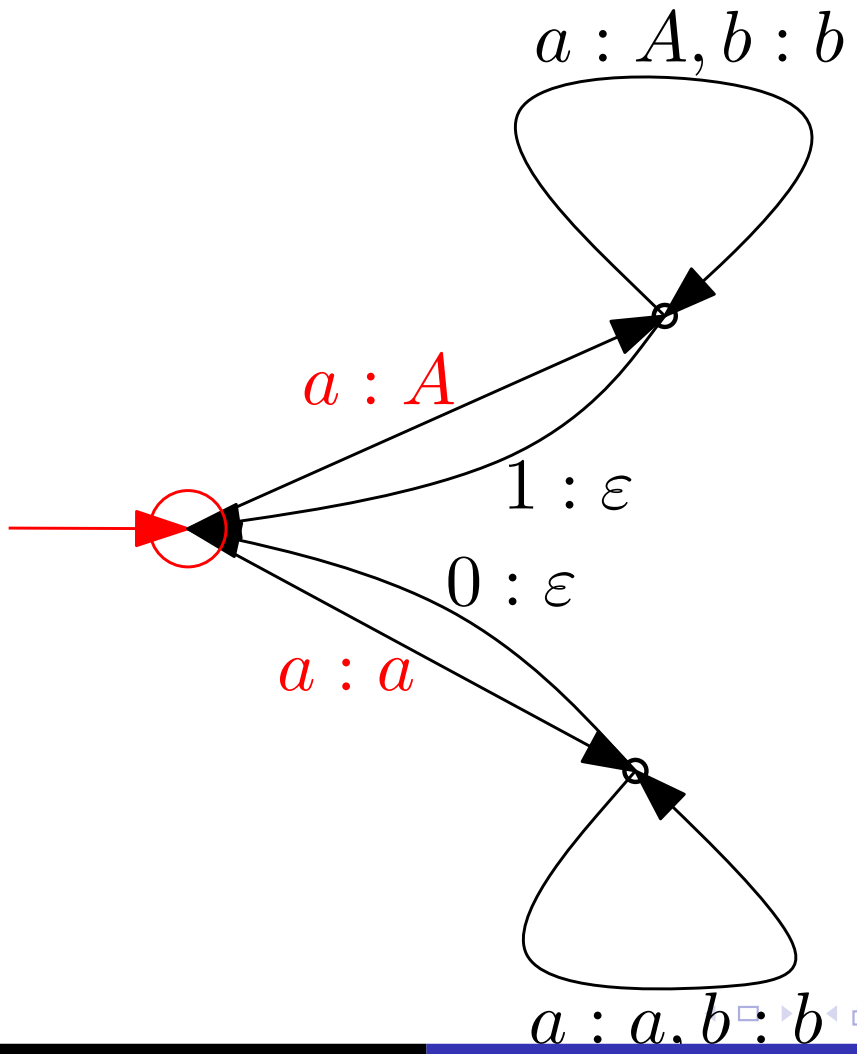


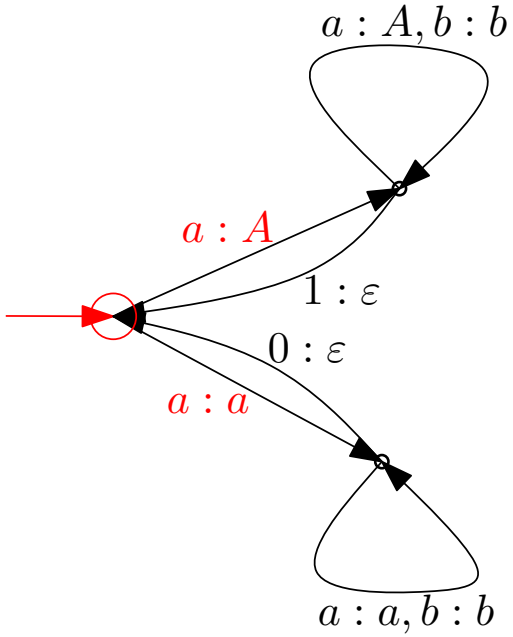
НДКА, малко по-сложен

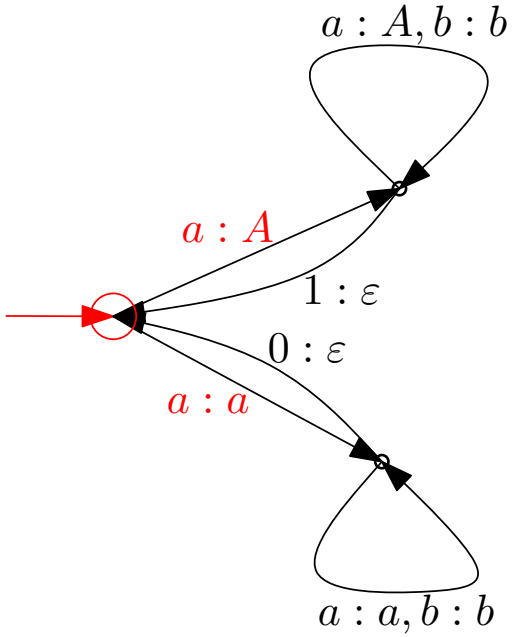
$(a\{a,b\}^*\{0,1\})^*$



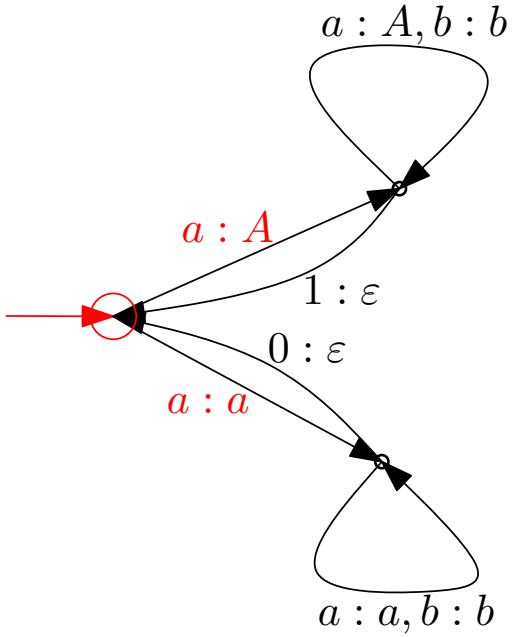
Преобразувател



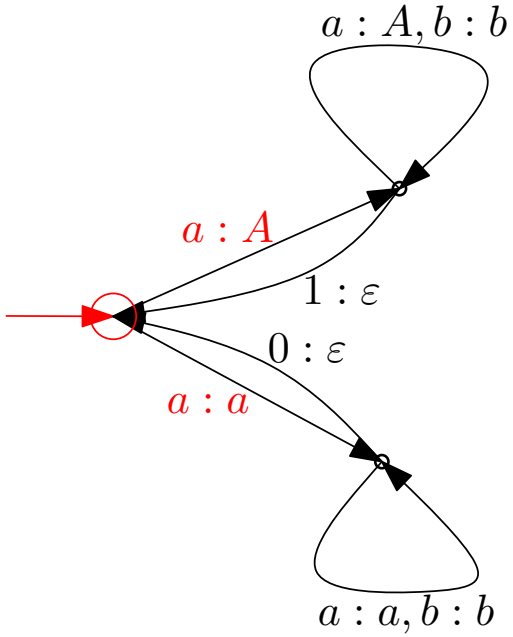

$a : A, b : b$
$a : A$
$1 : \varepsilon$
$0 : \varepsilon$
$a : a$
$a : a, b : b$



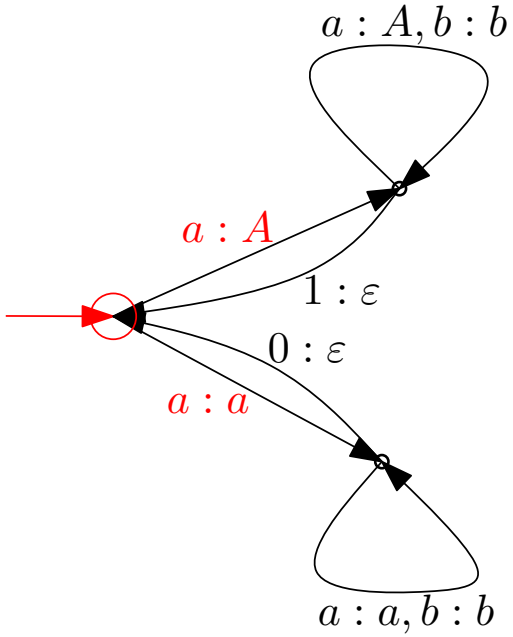
Вход: aba... ab ... a
Изход: ε



Вход: aba... ab ... a
Изход: ε
Вход: aba ... ab... a0
Изход: aba ... ab... aε



Вход: aba... ab ... a
Изход: ε
Вход: aba ... ab... a0
Изход: aba ... ab... aε
Вход: aba... ab... a1
Изход: AbA... Ab... Aε



Вход: aba... ab ... a
Изход: ε
Вход: aba ... ab... a0
Изход: aba ... ab... aε
Вход: aba... ab... a1
Изход: AbA... Ab... Aε
$\Rightarrow$ Опашка като Структура от данни

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \rightarrow P \cup Q$ - функция на преходите върху P.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \rightarrow P \cup Q$ - функция на преходите върху P.
- $d : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \rightarrow P \cup Q$ - функция на преходите върху Q.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \rightarrow P \cup Q$ - функция на преходите върху P.
- $d : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \rightarrow P \cup Q$ - функция на преходите върху Q.
- $\lambda : P \times \Sigma \rightarrow \Gamma^*$, $Dom(\lambda) = Dom(\Delta)$ - функция, записваща в опашката.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \to P \cup Q$ - функция на преходите върху P.
- $d : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to P \cup Q$ - функция на преходите върху Q.
- $\lambda : P \times \Sigma \to \Gamma^*$, $Dom(\lambda) = Dom(\Delta)$ - функция, записваща в опашката.
- $out : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to \Omega^*$, $Dom(out) = Dom(d)$ - изходна функция.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \to P \cup Q$ - функция на преходите върху P.
- $d : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to P \cup Q$ - функция на преходите върху Q.
- $\lambda : P \times \Sigma \to \Gamma^*$, $Dom(\lambda) = Dom(\Delta)$ - функция, записваща в опашката.
- $out : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to \Omega^*$, $Dom(out) = Dom(d)$ - изходна функция.
- $\phi : P \to Q$

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \to P \cup Q$ - функция на преходите върху P.
- $d : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to P \cup Q$ - функция на преходите върху Q.
- $\lambda : P \times \Sigma \to \Gamma^*$, $Dom(\lambda) = Dom(\Delta)$ - функция, записваща в опашката.
- $out : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to \Omega^*$, $Dom(out) = Dom(d)$ - изходна функция.
- $\phi : P \to Q$
- $\psi : Q \to \Omega^*$.

FIFO-трансдюсер.Дефиниция

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$

- Σ, Ω и Γ - азбуки.
- P и Q, $P \cap Q = \varnothing$ - състояния.
- $i \in P$ - начално състояние.
- $\Delta : P \times \Sigma \to P \cup Q$ - функция на преходите върху P.
- $d : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to P \cup Q$ - функция на преходите върху Q.
- $\lambda : P \times \Sigma \to \Gamma^*$, $Dom(\lambda) = Dom(\Delta)$ - функция, записваща в опашката.
- $out : Q \times \Gamma \times \{0, 1\} \to \Omega^*$, $Dom(out) = Dom(d)$ - изходна функция.
- $\phi : P \to Q$
- $\psi : Q \to \Omega^*$.
- **Всички функции са частични.**

Конфигурация на FIFO-трансдюсер.

- $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$,
- $\kappa = (p, \alpha, \gamma, \omega)$ е конфигурация, където

Конфигурация на FIFO-трансдюсер.

- $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$,
- $\kappa = (p, \alpha, \gamma, \omega)$ е конфигурация, където
- $p \in (P \cup Q)$

Конфигурация на FIFO-трансдюсер.

- $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$,
- $\kappa = (p, \alpha, \gamma, \omega)$ е конфигурация, където
- $p \in (P \cup Q)$
- $\alpha \in \Sigma^*$

Конфигурация на FIFO-трансдюсер.

- $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$,
- $\kappa = (p, \alpha, \gamma, \omega)$ е конфигурация, където
- $p \in (P \cup Q)$
- $\alpha \in \Sigma^*$
- $\gamma \in \Gamma^*$.

Конфигурация на FIFO-трансдюсер.

- $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$,
- $\kappa = (p, \alpha, \gamma, \omega)$ е конфигурация, където
- $p \in (P \cup Q)$
- $\alpha \in \Sigma^*$
- $\gamma \in \Gamma^*$.
- $\omega \in \Omega^*$.

Преход между две конфигурации

Ако $\kappa' = (p', \alpha', \gamma', \omega')$ и
$\kappa'' = (p'', \alpha'', \gamma'', \omega'')$, то преход $\kappa' \vdash \kappa''$

Преход между две конфигурации

Ако $\kappa' = (p', \alpha', \gamma', \omega')$ и
$\kappa'' = (p'', \alpha'', \gamma'', \omega'')$, то преход $\kappa' \vdash \kappa''$

- $p' \in P$, $\alpha' = \sigma\alpha''$,$\sigma \in \Sigma$ и $p'' = \Delta(p', \sigma)$, $\gamma'' = \gamma'\lambda(p', \sigma)$, $\omega'' = \omega'$.

Преход между две конфигурации

Ако $\kappa' = (p', \alpha', \gamma', \omega')$ и
$\kappa'' = (p'', \alpha'', \gamma'', \omega'')$, то преход $\kappa' \vdash \kappa''$

- $p' \in P$, $\alpha' = \sigma\alpha''$,$\sigma \in \Sigma$ и $p'' = \Delta(p', \sigma)$, $\gamma'' = \gamma'\lambda(p', \sigma)$, $\omega'' = \omega'$.
- $p' \in Q$, $\gamma' = b\gamma''$, $b \in \Gamma$, $\gamma'' \neq \varepsilon$ и $p'' = d(p', b, 1)$, $\alpha'' = \alpha'$, $\omega'' = \omega \circ out(p', b, 1)$.

Преход между две конфигурации

Ако $\kappa' = (p', \alpha', \gamma', \omega')$ и
$\kappa'' = (p'', \alpha'', \gamma'', \omega'')$, то преход $\kappa' \vdash \kappa''$

- $p' \in P$, $\alpha' = \sigma\alpha''$,$\sigma \in \Sigma$ и $p'' = \Delta(p', \sigma)$, $\gamma'' = \gamma'\lambda(p', \sigma)$, $\omega'' = \omega'$.
- $p' \in Q$, $\gamma' = b\gamma''$, $b \in \Gamma$, $\gamma'' \neq \varepsilon$ и $p'' = d(p', b, 1)$, $\alpha'' = \alpha'$, $\omega'' = \omega \circ out(p', b, 1)$.
- $p' \in Q$, $\gamma' = b \in \Gamma$ и $\gamma'' = \varepsilon$, $p'' = d(p', b, 0)$, $\alpha'' = \alpha'$, $\omega'' = \omega' \circ out(p', b, 0)$.

Преход между две конфигурации

Ако $\kappa' = (p', \alpha', \gamma', \omega')$ и
$\kappa'' = (p'', \alpha'', \gamma'', \omega'')$, то преход $\kappa' \vdash \kappa''$

- $p' \in P$, $\alpha' = \sigma\alpha''$,$\sigma \in \Sigma$ и $p'' = \Delta(p', \sigma)$, $\gamma'' = \gamma'\lambda(p', \sigma)$, $\omega'' = \omega'$.
- $p' \in Q$, $\gamma' = b\gamma''$, $b \in \Gamma$, $\gamma'' \neq \varepsilon$ и $p'' = d(p', b, 1)$, $\alpha'' = \alpha'$, $\omega'' = \omega \circ out(p', b, 1)$.
- $p' \in Q$, $\gamma' = b \in \Gamma$ и $\gamma'' = \varepsilon$, $p'' = d(p', b, 0)$, $\alpha'' = \alpha'$, $\omega'' = \omega' \circ out(p', b, 0)$.

От една конфигурация неповече от 1 преход!

Извод между две конфигурации.

Ако $\kappa' = (p', \alpha', \gamma', \omega')$ и $\kappa'' = (p'', \alpha'', \gamma'', \omega'')$, то извод

$$\kappa' \vDash \kappa''$$

транзитивно и рефлексивно затваряне на $\vdash$.
Между две конфигурация неповече от 1 извод!

Дължина на извод

Дължина на $\kappa' \vDash \kappa''$

- $\kappa' = \kappa''$, дължина 0.

Дължина на извод

Дължина на $\kappa' \vDash \kappa''$

- $\kappa' = \kappa''$, дължина 0.
- $\kappa' \vdash \kappa \vDash \kappa''$, дължина $1+$ дължината на $\kappa \vDash \kappa''$.

Език на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.
Език $\mathcal{L}(T) = \{(\alpha, \omega)\}$:

Език на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

Език $\mathcal{L}(T) = \{(\alpha, \omega)\}$:

1. $\exists f \in P$, $\exists \gamma \in \Gamma^*, \exists \omega_1 \in \Omega^*$,

$$< i, \alpha, \varepsilon, \varepsilon > \models < f, \varepsilon, \gamma, \omega_1 >$$

Език на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

Език $\mathcal{L}(T) = \{(\alpha, \omega)\}$:

1. $\exists f \in P, \exists \gamma \in \Gamma^*, \exists \omega_1 \in \Omega^*,$

$$< i, \alpha, \varepsilon, \varepsilon > \models < f, \varepsilon, \gamma, \omega_1 >$$

2. $\exists q \in Q, \exists \omega_2 \in \Omega^*$:

$$< \phi(f), \varepsilon, \gamma, \omega_1 > \models < q, \varepsilon, \varepsilon, \omega_1\omega_2 >$$

Език на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

Език $\mathcal{L}(T) = \{(\alpha, \omega)\}$:

1. $\exists f \in P, \exists \gamma \in \Gamma^*, \exists \omega_1 \in \Omega^*,$

$$< i, \alpha, \varepsilon, \varepsilon > \models < f, \varepsilon, \gamma, \omega_1 >$$

2. $\exists q \in Q, \exists \omega_2 \in \Omega^*$:

$$< \phi(f), \varepsilon, \gamma, \omega_1 > \models < q, \varepsilon, \varepsilon, \omega_1\omega_2 >$$

3. $\omega = \omega_1\omega_2\psi(q)$.

Език на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

Език $\mathcal{L}(T) = \{(\alpha, \omega)\}$:

1. $\exists f \in P, \exists \gamma \in \Gamma^*, \exists \omega_1 \in \Omega^*,$

$$< i, \alpha, \varepsilon, \varepsilon > \models < f, \varepsilon, \gamma, \omega_1 >$$

2. $\exists q \in Q, \exists \omega_2 \in \Omega^*$:

$$< \phi(f), \varepsilon, \gamma, \omega_1 > \models < q, \varepsilon, \varepsilon, \omega_1\omega_2 >$$

3. $\omega = \omega_1\omega_2\psi(q)$.

$\mathcal{L}(T)$ е графика на функция f_T!

Траверсиране на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

$$l = \max |\lambda(p, \sigma)|,$$

- Ако $q', q'' \in Q$ то всеки извод $< q', \alpha, \gamma, \omega > \models < q'', \alpha, \gamma', \omega' >$ има дължина:

$$|\gamma'| - |\gamma|.$$

Траверсиране на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

$$l = \max |\lambda(p, \sigma)|,$$

- Ако $q', q'' \in Q$ то всеки извод $< q', \alpha, \gamma, \omega > \models < q'', \alpha, \gamma', \omega' >$ има дължина:

$$|\gamma'| - |\gamma|.$$

- Индукция по броя d-преходите.

Траверсиране на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

$$l = \max |\lambda(p, \sigma)|,$$

- Ако $q', q'' \in Q$ то всеки извод $< q', \alpha, \gamma, \omega > \models < q'', \alpha, \gamma', \omega' >$ има дължина:

$$|\gamma'| - |\gamma|.$$

- Ако $p', p'' \in P$, то всеки извод $< p', \alpha', \gamma', \omega' > \models < p'', \alpha'', \gamma'', \omega'' >$ има дължина:

$$\leq (\alpha' - \alpha'')(l + 1) + |\gamma'| - |\gamma''|.$$

Траверсиране на FIFO-трансдюсер

$T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, i, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ е FIFO-трансдюсер.

$$l = \max |\lambda(p, \sigma)|,$$

- Ако $q', q'' \in Q$ то всеки извод $< q', \alpha, \gamma, \omega > \models < q'', \alpha, \gamma', \omega' >$ има дължина:

$$|\gamma'| - |\gamma|.$$

- Ако $p', p'' \in P$, то всеки извод $< p', \alpha', \gamma', \omega' > \models < p'', \alpha'', \gamma'', \omega'' >$ има дължина:

$$\leq (\alpha' - \alpha'')(l + 1) + |\gamma'| - |\gamma''|.$$

- Индукция по броя Δ-преходите.

Функцията *ir*.

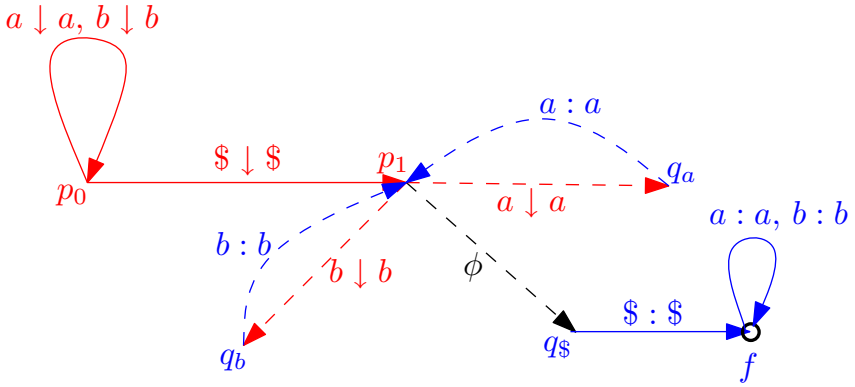
- Функцията $ir : (\Sigma \cup \$)^* \to (\Sigma \cup \$)^*$,

$$ir(\alpha) = \begin{cases} \alpha, & \text{ако } \alpha = \omega\$\omega \text{ за някоя дума } \omega \in \Sigma^* \\ \neg! & \text{иначе.} \end{cases}$$

Функцията *ir*.

- Функцията $ir : (\Sigma \cup \$)^* \to (\Sigma \cup \$)^*$,

$$ir(\alpha) = \begin{cases} \alpha, & \text{ако } \alpha = \omega\$\omega \text{ за някоя дума } \omega \in \Sigma^* \\ \neg! & \text{иначе.} \end{cases}$$

- 

Има и рационални FIFO-трансдюсери. Функцията $rep_{0,1}$

- Функцията $rep_{0,1} : \{a, b, 0, 1\}^* \to \{A, a, b\}^*$,

Има и рационални FIFO-трансдюсери. Функцията $rep_{0,1}$

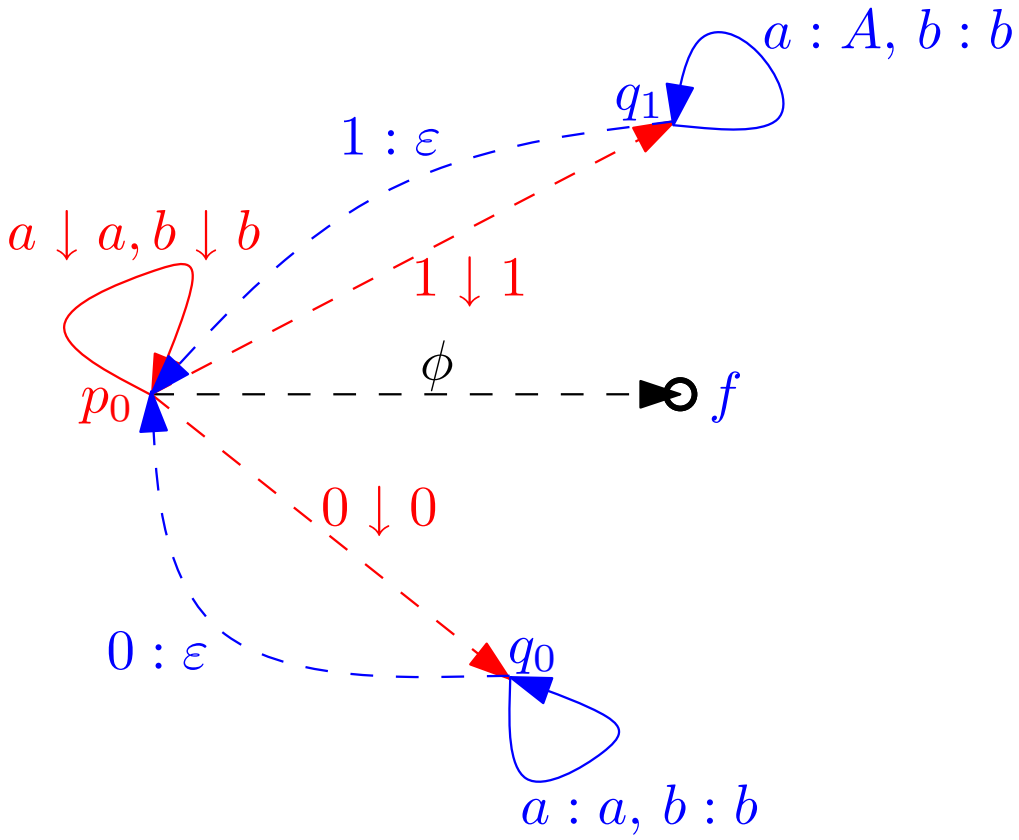
- Функцията $rep_{0,1} : \{a, b, 0, 1\}^* \to \{A, a, b\}^*$,
- $$rep_{0,1}(c_i) = \begin{cases} \varepsilon, \text{ ако } c_i \in \{0, 1\} \\ \neg! \text{ иначе.} \end{cases}$$

Има и рационални FIFO-трансдюсери. Функцията $rep_{0,1}$

- Функцията $rep_{0,1} : \{a, b, 0, 1\}^* \to \{A, a, b\}^*$,
- $$rep_{0,1}(c_i) = \begin{cases} \varepsilon, \text{ ако } c_i \in \{0, 1\} \\ \neg! \text{ иначе.} \end{cases}$$
- $$rep_{0,1}(\alpha c \beta) = \begin{cases} \alpha_A \circ rep_{0,1}(\beta) \text{ ако } \alpha \in \{a, b\}^*, c = 1 \\ \alpha \circ rep_{0,1}(\beta) \text{ ако } \alpha \in \{a, b\}^*, c = 0 \\ \neg! \text{ иначе,} \end{cases}$$

α_A - $a \to A$.

Функцията $rep_{0,1}$ на картинка



И един малко по-интересен FIFO-трансдюсер. Функцията $ins_{0,1}$

- Функцията $ins_{0,1} : \{a, b\}^+ \to \{a, b, 0, 1\}^*$,

И един малко по-интересен FIFO-трансдюсер. Функцията $ins_{0,1}$

- Функцията $ins_{0,1} : \{a, b\}^+ \to \{a, b, 0, 1\}^*$,
- $$ins_{0,1}\left(\prod_{i=0}^{k}(a^{m_i}b^{n_i})\right) = \prod_{i=0}^{k}(c_i a^{m_i} b^{n_i})0,$$
$$c_i \equiv \sum_{j=i}^{k} m_j (\mod 2).$$

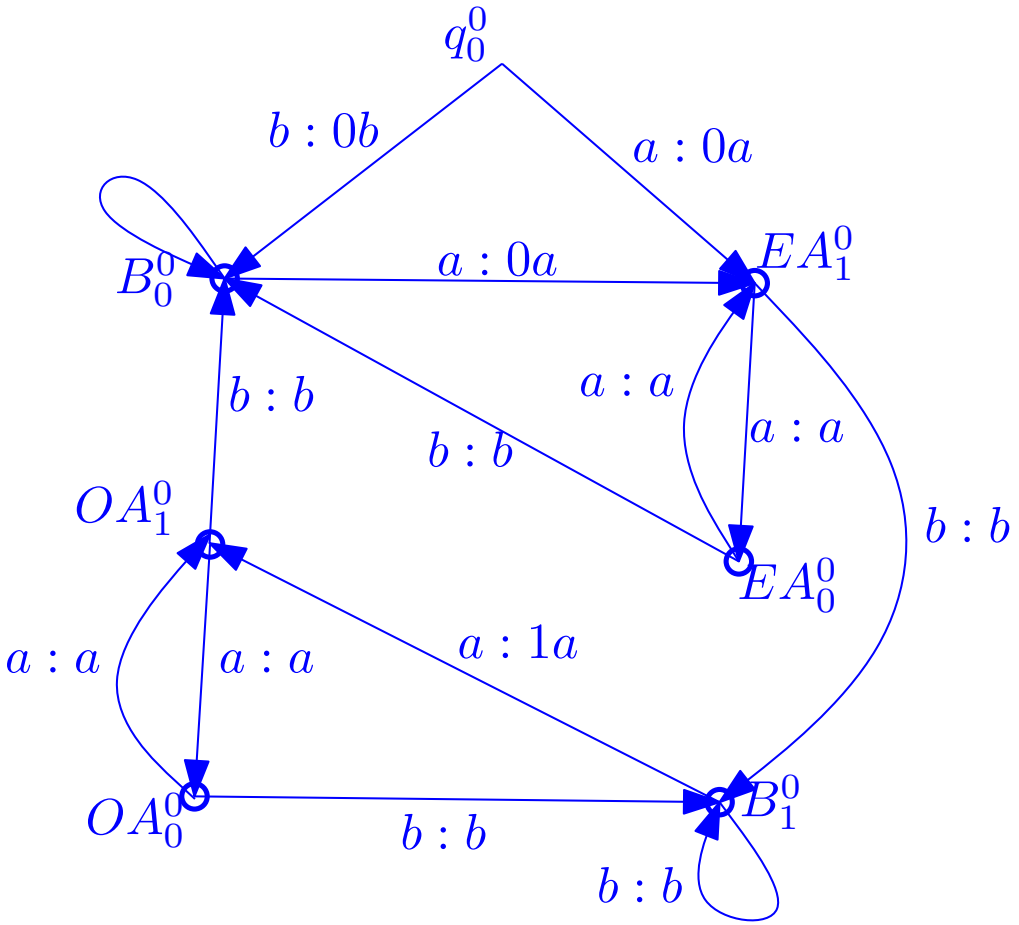
Първо подпоследователен преобразувател за представките! Функцията $pref_{0,1}$

- Функцията $pref_{0,1} : \{a, b\}^+ \to \{a, b, 0, 1\}^*$,

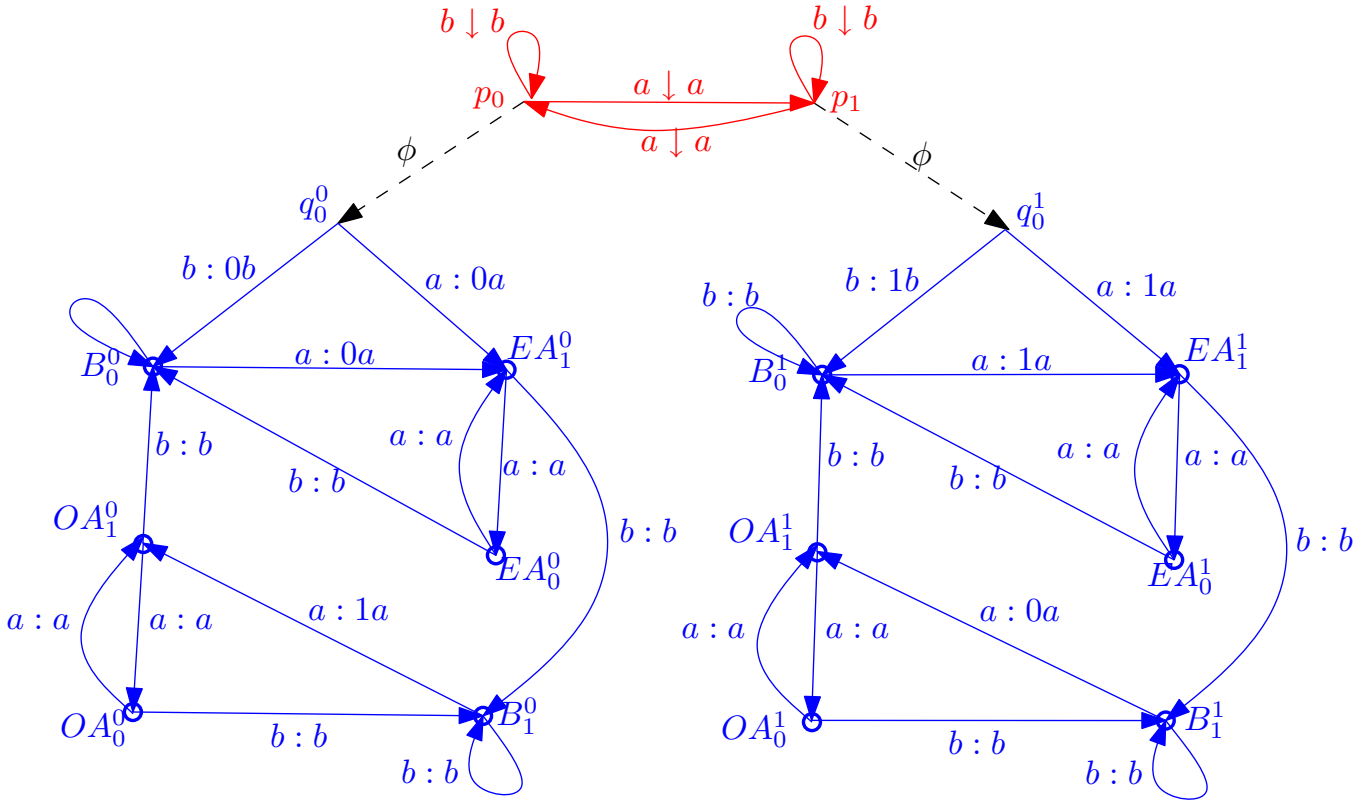
Първо подпоследователен преобразувател за представките! Функцията $pref_{0,1}$

- Функцията $pref_{0,1} : \{a, b\}^+ \to \{a, b, 0, 1\}^*$,
- $$pref_{0,1}\left(\prod_{i=0}^{k}(a^{m_i}b^{n_i})\right) = \prod_{i=0}^{k}(c_i a^{m_i} b^{n_i})0,$$
$$c_i \equiv \sum_{j=0}^{i-1} m_j (\mod 2).$$

Функцията $pref_{0,1}$ на картинка



Функцията $ins_{0,1}$ на картинка

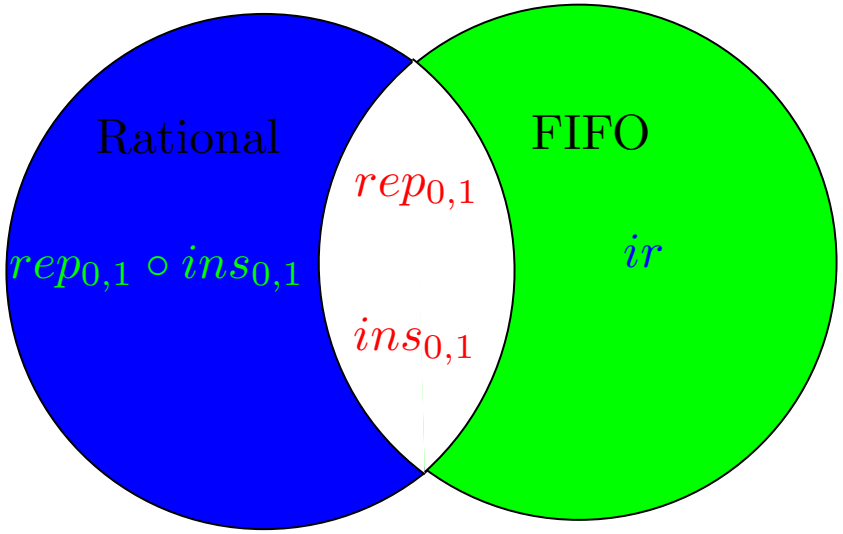


Негативен резултат! Функцията $rep_{0,1} \circ ins_{0,1}$

Теорема $\nexists$ FIFO-трансдюсер T:

$$f_T = rep_{0,1} \circ ins_{0,1}.$$

Класът на FIFO-трансдюсерите, сравнен с рационалните функции!



Композиция с подпоследователни преобразуватели.

Теорема $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, s, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ - FIFO-трансдюсер,
$T' =< \Omega \times \Xi^*, Q', s', \delta', \lambda', \phi' >$ - подпоследователен трансдюсер.

Композиция с подпоследователни преобразуватели.

Теорема $T =< \Sigma \times \Omega^*, \Gamma^*, P, Q, s, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ - FIFO-трансдюсер,
$T' =< \Omega \times \Xi^*, Q', s', \delta', \lambda', \phi' >$ - подпоследователен трансдюсер.

$$\Rightarrow$$

$\exists \widetilde{T}$ - FIFO-трансдюсер:

$$f_{\widetilde{T}} = f_{T'} \circ f_T$$

Формулировка на резултата

Теорема $T =< \Sigma \times \Xi^*, \Gamma^*, P, Q, s, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ - FIFO-трансдюсер,
$T' =< \Omega \times \Sigma^*, Q', s', \delta', \lambda', \phi' >$ - подпоследователен трансдюсер.

Формулировка на резултата

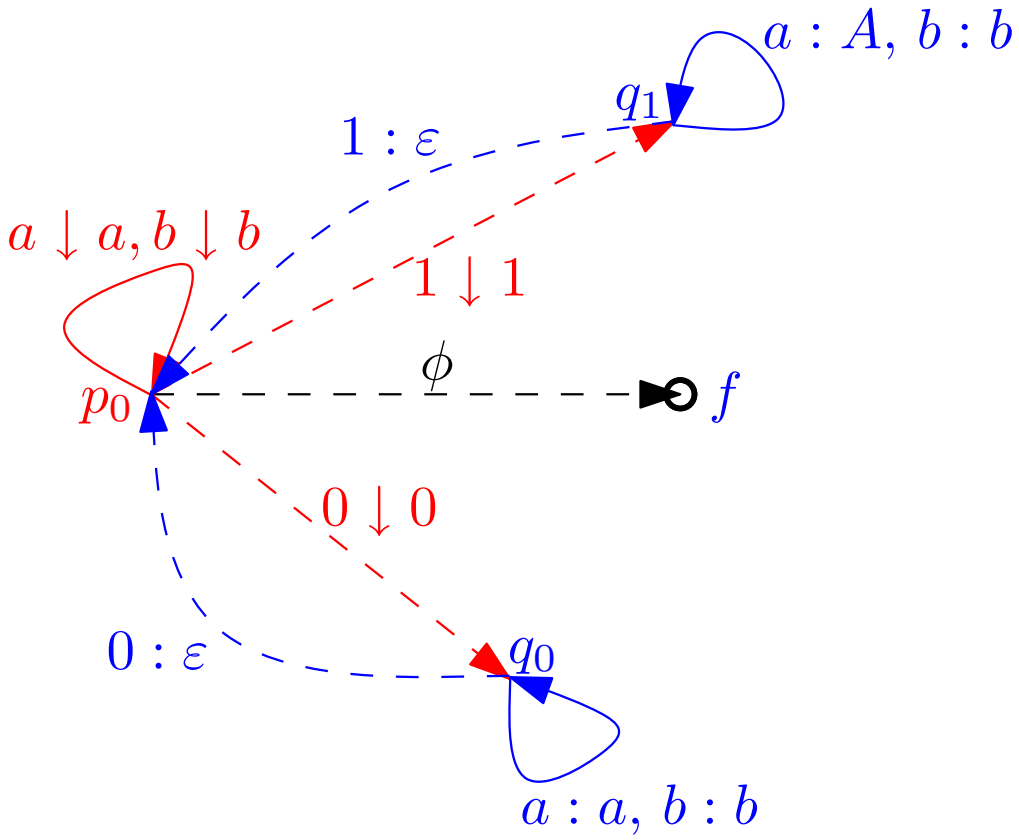
Теорема $T =< \Sigma \times \Xi^*, \Gamma^*, P, Q, s, \Delta, d, \lambda, out, \phi, \psi >$ - FIFO-трансдюсер,
$T' =< \Omega \times \Sigma^*, Q', s', \delta', \lambda', \phi' >$ - подпоследователен трансдюсер.

$$\Rightarrow$$

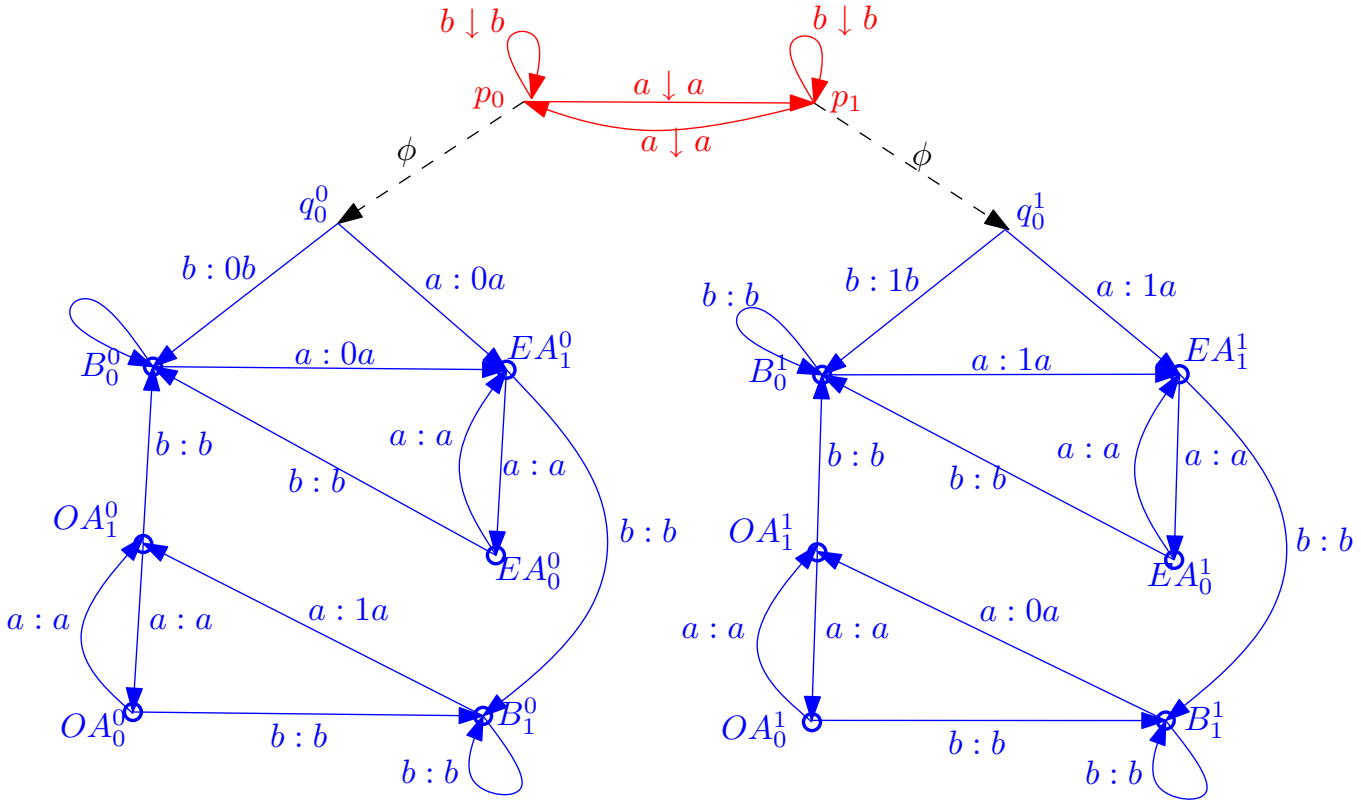
$\exists \widetilde{T}$ - FIFO-трансдюсер:

$$f_{\widetilde{T}} = f_T \circ f_{T'}$$

Функцията $rep_{0,1}$ на картинка



Функцията $ins_{0,1}$ на картинка



Ω-представки и Ω-дължина.

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

Ω-представки и Ω-дължина.

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

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

Ω-представки и Ω-дължина.

$Pref(\Omega) = (\Sigma \cup \Omega)^* \Omega \cup \{\varepsilon\}$
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. $P_j(\beta) \in Pref(\Omega)$ 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. $P_j(\beta) \in Pref(\Omega)$ 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. $P_j(\beta) \in Pref(\Omega)$ 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-инварианта

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-инварианта
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-инварианта
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-инварианта
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

Релация на еквивалентност

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

Ω-определима релация на еквивалентност

Релация на еквивалентност

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

Ω-определима релация на еквивалентност

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

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

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

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

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

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

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

Ω-определима релация на еквивалентност

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.

$$\forall \alpha', \beta', \alpha'', \beta'' :$$
$$(\alpha', \beta') \sim_L (\alpha'', \beta'') \,\&\, \beta' \sim_R \beta''$$
$$\Rightarrow$$
$$(\alpha' P_1(\beta'), S_1(\beta')) \sim_L (\alpha'' P_1(\beta''), S_1(\beta'')).$$

Ω-представима функция

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

Ω-представима функция

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

Ω-представима функция

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

Ω-представима функция

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

1. $\sim_R$ - Ω-крайна.

Ω-представима функция

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

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

Ω-представима функция

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

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

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

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

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$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. $\forall \alpha \in (\Sigma \cup \Omega)^* \; g(\alpha, \varepsilon) = \varepsilon$.

Ω-представима функция

$g : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$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. $\forall \alpha \in (\Sigma \cup \Omega)^* \; g(\alpha, \varepsilon) = \varepsilon$.
5. $g(\alpha, \beta) = T_{[\alpha][\beta]}(P_1(\beta)) \circ g(\alpha P_1(\beta), S_1(\beta))$.

Ω-крайнопредставима функция

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

Ω-крайнопредставима функция

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

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

Ω-крайнопредставима функция

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

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

Ω-крайнопредставима функция

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

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

Ω-крайнопредставима функция

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

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

g е Ω-представима

Ω-крайнопредставима функция

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

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

g е Ω-представима

$\forall \alpha \Rightarrow$

Ω-крайнопредставима функция

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

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

g е Ω-представима

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

Ω-представими функции и FIFO-трансдюсери

Теорема: За всяка Ω-крайнопредставима функция:

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

Ω-представими функции и FIFO-трансдюсери

Теорема: За всяка Ω-крайнопредставима функция:

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

$$\exists \text{ FIFO-трансдюсер } T$$

Ω-представими функции и FIFO-трансдюсери

Теорема: За всяка Ω-крайнопредставима функция:

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

$$\exists \text{ FIFO-трансдюсер } T$$

$$f_T = f$$

Бимашини и Ω-представими функции

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

Формулировка на резултата.

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

Формулировка на резултата.

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

Формулировка на резултата.

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ 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.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ 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.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(l_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ 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.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(l_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

$h(\alpha, \beta) =$

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ 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.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(l_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ ако

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

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

2.

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

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ 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.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(l_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

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

Формулировка на резултата.

$f : (Pref(\Omega) \times (\Sigma \cup \Omega)^* \cup (\Sigma \cup \Omega)^* \times \{\varepsilon\}) \to (\Sigma \cup \Omega')^*$ и
$g : (Pref(\Omega') \times (\Sigma \cup \Omega')^* \cup (\Sigma \cup \Omega')^* \times \{\varepsilon\}) \to \Xi^*$
$t \in (\Sigma \cup \Omega)^* \Rightarrow t \in A_{m,M}$ 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.

$$|T_{[\alpha][\beta]}(l_1(\beta))|_{\Omega'} \leq m$$

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

Правила за заместване

$\mathcal{R}$ от вида $E \to T(E) \backslash L_R$:

1. L - ляв контекст е регулярен език.

Правила за заместване

$\mathcal{R}$ от вида $E \to T(E)\backslash L_R$:

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

Правила за заместване

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

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 $E \rightarrow T(E) \backslash L_R$:

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 $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \rightarrow T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

Най-дълго срещане $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

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

Най-дълго срещане $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

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

Най-дълго срещане $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

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

Най-дълго срещане $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

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

Най-дълго срещане $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

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

Най-дълго срещане $longest_{\mathcal{R}}(u, v)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$longest_{\mathcal{R}}(u, v) = < u, x, y >$

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

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

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:

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

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$replace_{\mathcal{R}} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to \Sigma^*$.

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

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$replace_{\mathcal{R}} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to \Sigma^*$.

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 $longest_{\mathcal{R}}(u, av') =< u, x, y >$.

Функция на презаписване $rewrite_{\mathcal{R}}(t)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:

Функция на презаписване $rewrite_{\mathcal{R}}(t)$

$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$:
$rewrite_{\mathcal{R}} : \Sigma^* \to \Sigma^*$.
$rewrite_{\mathcal{R}}(t) = replace_{\mathcal{R}}(\varepsilon, t)$

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

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

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

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

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

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

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

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

Дефиниция.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \to T(E) \backslash L_R$ 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.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \to T(E) \backslash L_R$ 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.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \to T(E) \backslash L_R$ 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.

$$\Sigma \cap \Omega = \varnothing.$$

$\mathcal{R}_\Omega : E \to T(E) \backslash L_R$ 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

Теорема: Ако $\mathcal{R}_\Omega : E \to T(E)\backslash L_R$ е с ограничен брой маркери Ω, то:
$rewrite_{\mathcal{R}_\Omega}$ е Ω-крайнопредставима

Формулировка на резултата

Теорема: Ако $\mathcal{R}_\Omega : E \to T(E)\backslash L_R$ е с ограничен брой маркери Ω, то:
$rewrite_{\mathcal{R}_\Omega}$ е Ω-крайнопредставима
Следствие: За всяко правило с ограничен брой маркери Ω - $\mathcal{R}$, $\exists$ FIFO-трансдюсер за функцията $rewrite_{\mathcal{R}}$.

Цел.

$$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$$

$$\longrightarrow$$

Цел.

$$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$$

$$\xrightarrow{\quad}$$

$$\mathcal{R}_\Omega : E_\Omega \to T(E_\Omega) \backslash L_\Omega _ R_\Omega$$

Цел.

$$\mathcal{R} : E \to T(E) \backslash L_R$$

$$\mathcal{R}_\Omega : E_\Omega \to \overrightarrow{T}(E_\Omega) \backslash L_\Omega _ R_\Omega$$

T - подпоследователен!

Търсене на маркери. Идея

$$\omega \notin \Sigma.$$

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

Търсене на маркери. Идея

$$\omega \notin \Sigma.$$

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

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

Търсене на маркери. Идея

$$\omega \notin \Sigma.$$

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

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

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

Търсене на маркери. Идея

$$\omega \notin \Sigma.$$

$h : (\Sigma \cup \{omega\})^* \to \Sigma^*$ 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

$$\omega \notin \Sigma.$$

$h : (\Sigma \cup \{omega\})^* \to \Sigma^*$ 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

$$\omega \notin \Sigma.$$

$h : (\Sigma \cup \{omega\})^* \to \Sigma^*$ 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

$$\omega \notin \Sigma.$$

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

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

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

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

Търсене на маркери. Идея

$$\omega \notin \Sigma.$$

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

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

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

$$??? \; L_\omega \subset L_{\mathcal{U}} \; E_\omega \subset E_{\mathcal{U}} \; R_\omega \subset R_{\mathcal{U}}$$
$$\mathcal{R}_{\{\omega\}} : E_\omega \to T(h(E_\omega)) \backslash L_{\{\omega\}} _ R_{\{\omega\}}$$

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 неповече 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 неповече от k срещания на думи от L_0.

Изход: L_0 и k с тези свойтва 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 неповече от k срещания на думи от L_0.

Изход: L_0 и k с тези свойтва ако съществуват, $\varnothing$, иначе.

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$
$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$
$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

$$g_{P,S}(u, av) = a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ иначе.}$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$

$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$

$$g_{P,S}(u, av) = a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ иначе.}$$

$$f_{P,S}(t) = g_{P,S}(\varepsilon, t).$$

Функцията, която поставя маркери. $g_{P,S}$ и $f_{P,S}$

$|P \cup S| < \infty$

$$g_{P,S} : \Sigma^* \times \Sigma^* \to (\Sigma \cup \{\omega\})^*$$
$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \omega, \text{ ако } u \in \Sigma^* S$$
$$g_{P,S}(u, \varepsilon) = \varepsilon, \text{ ако } u \notin \Sigma^* S$$
$$g_{P,S}(u, av) = \omega a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ ако } u \in \Sigma^* S \text{ или } av \in P\Sigma^*.$$
$$g_{P,S}(u, av) = a \circ g_{P,S}(ua, v), \text{ иначе.}$$

$$f_{P,S}(t) = g_{P,S}(\varepsilon, t).$$

$f_{P,S}$ е представима с подпоследователен преобразувател!

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}$, $E \to T(E) \backslash L_R$, за което:

1. T е подпоследователен.

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}$, $E \to T(E) \backslash L_R$, за което:

1. T е подпоследователен.
2. $\exists L_0, E_0, l_0, e_0$:

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}$, $E \to T(E)\backslash L_R$, 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 $\mathcal{R}$, $E \to T(E)\backslash L_R$, 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 $\mathcal{R}$, $E \to T(E)\backslash L_R$, 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 $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0 и $\leq$ от l_0 срещания на думи от L_0 .

Правила, които се разпознават от FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}$, $E \to T(E)\backslash L_R$, 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 $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0 и $\leq$ 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 $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2,$ за които:

1. $T_1,\ T_2$ е подпоследователни.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2,$ 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 $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2,$ за които:

1. $T_1,\ T_2$ е подпоследователни.
2. $Range(T_1) \subset \Sigma^*(L_2 \cup E_2)\Sigma^*$
3. $\exists L_0^1, E_0^1, L_0^2, E_0^2, l_0, e_0$:

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2,$ 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 $|E_0^i| < \infty$.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2$, 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 $E_i \subset \Sigma^* E_0^i$.

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2$, 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 $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0^1 и $\leq$ от l_0 срещания на думи от L_0^1 .

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2$, 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 $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0^1 и $\leq$ от l_0 срещания на думи от L_0^1 .
   - 3.4 $\forall \alpha \in E_2 R_2 \cup \overline{\Sigma^*(E_1 \cup L_1)\Sigma^*} \cup Range(T_1)$ съдържа $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0^2 и $\leq$ от l_0 срещания на думи от L_0^2 .

Някои правила можем и да композираме FIFO-трансдюсери.

Теорема $\mathcal{R}_1,\ E_1 \to T_1(E_1)\backslash L_1_R_1,\ \mathcal{R}_2,\ E_2 \to T_2(E_2)\backslash L_2_R_2$, 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 $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0^1 и $\leq$ от l_0 срещания на думи от L_0^1 .
   - 3.4 $\forall \alpha \in E_2 R_2 \cup \overline{\Sigma^*(E_1 \cup L_1)\Sigma^*} \cup Range(T_1)$ съдържа $\leq$ от e_0 срещания на думи от E_0^2 и $\leq$ 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?