Formalni jezici, automati i jezički procesori
Formalni jezici i jezički procesori
Teorija automata i programski prevodioci

školska 2021/2022

Uvod u teoriju izračunljivosti

školska 2021/2022

Gramatike

- Gramatika $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je

  Tipa 0 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, bez ikakvog ograničenja – neograničena;

  Tipa 1 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, $S \to \varepsilon$ pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, pri čemu je $|\beta| \geqslant |\alpha|$ – kontekstno osetljiva;

  Tipa 2 ako su njena pravila oblika $A \to \beta$, pri čemu je $A \in \Gamma$ i $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ – kontekstno slobodna;

  Tipa 3 ako su njena pravila oblika $A \to a$ i $A \to aB$, pri čemu je $a \in \Sigma$ i $A, B \in \Gamma$ – regularna;

Gramatike

- Gramatika $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je

  Tipa 0 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, bez ikakvog ograničenja – neograničena;

  Tipa 1 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, $S \to \varepsilon$ pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, pri čemu je $|\beta| \geqslant |\alpha|$ – kontekstno osetljiva;

  Tipa 2 ako su njena pravila oblika $A \to \beta$, pri čemu je $A \in \Gamma$ i $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ – kontekstno slobodna;

  Tipa 3 ako su njena pravila oblika $A \to a$ i $A \to aB$, pri čemu je $a \in \Sigma$ i $A, B \in \Gamma$ – regularna;

Gramatike

- Gramatika $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je

  Tipa 0 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, bez ikakvog ograničenja – neograničena;

  Tipa 1 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, $S \to \varepsilon$ pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, pri čemu je $|\beta| \geqslant |\alpha|$ – kontekstno osetljiva;

  Tipa 2 ako su njena pravila oblika $A \to \beta$, pri čemu je $A \in \Gamma$ i $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ – kontekstno slobodna;

  Tipa 3 ako su njena pravila oblika $A \to a$ i $A \to aB$, pri čemu je $a \in \Sigma$ i $A, B \in \Gamma$ – regularna;

Gramatike

- Gramatika $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je

  Tipa 0 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, bez ikakvog ograničenja – neograničena;

  Tipa 1 ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, $S \to \varepsilon$ pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, pri čemu je $|\beta| \geqslant |\alpha|$ – kontekstno osetljiva;

  Tipa 2 ako su njena pravila oblika $A \to \beta$, pri čemu je $A \in \Gamma$ i $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ – kontekstno slobodna;

  Tipa 3 ako su njena pravila oblika $A \to a$ i $A \to aB$, pri čemu je $a \in \Sigma$ i $A, B \in \Gamma$ – regularna;

Gramatike

- Gramatika $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je
  - **Tipa 0** ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, bez ikakvog ograničenja – neograničena;
  - **Tipa 1** ako su njena pravila oblika $\alpha \to \beta$, $S \to \varepsilon$ pri čemu je $\alpha, \beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, pri čemu je $|\beta| \geqslant |\alpha|$ – kontekstno osetljiva;
  - **Tipa 2** ako su njena pravila oblika $A \to \beta$, pri čemu je $A \in \Gamma$ i $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ – kontekstno slobodna;
  - **Tipa 3** ako su njena pravila oblika $A \to a$ i $A \to aB$, pri čemu je $a \in \Sigma$ i $A, B \in \Gamma$ – regularna;

Automati

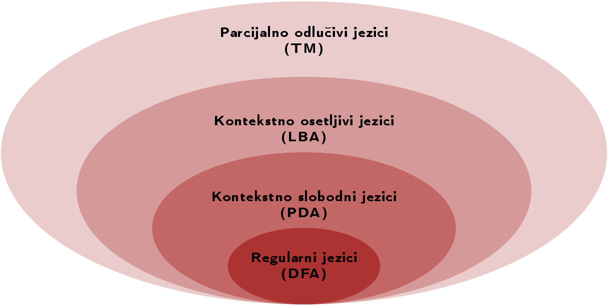
- Razlika izmedju KA i PDA?
- Šta se dobija daljim proširivanjem?

Automati

- Razlika izmedju KA i PDA?
- Šta se dobija daljim proširivanjem?

Automati

- Razlika izmedju KA i PDA?
- Šta se dobija daljim proširivanjem?



Kontekstno osetljivi jezici

Дефиниција

Gramatika $\mathbb{G} = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ *je kontekstno-osetljiva ako su sva njena pravila oblika* $\alpha X \gamma \to \alpha\beta\gamma$ *, za neko* $X \in \Gamma$, $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^+$ *i* $\alpha, \gamma \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ *ili* $S \to \varepsilon$.

Data pravila izvođenja su rastuća, pa je gramatika $L(G)$ rastuća.

$$|\alpha X \gamma| \leqslant |\alpha\beta\gamma|$$

Теорема

Problem pripadanja za kontekstno osetljive gramatike je odlučiv

Kontekstno osetljivi jezici

Дефиниција

Gramatika $\mathbb{G} = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ *je kontekstno-osetljiva ako su sva njena pravila oblika* $\alpha X \gamma \to \alpha\beta\gamma$ *, za neko* $X \in \Gamma$, $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^+$ *i* $\alpha, \gamma \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ *ili* $S \to \varepsilon$.

Data pravila izvođenja su rastuća, pa je gramatika $L(G)$ rastuća.

$$|\alpha X \gamma| \leqslant |\alpha\beta\gamma|$$

Теорема

Problem pripadanja za kontekstno osetljive gramatike je odlučiv

Kontekstno osetljivi jezici

Дефиниција

Gramatika $\mathbb{G} = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ *je kontekstno-osetljiva ako su sva njena pravila oblika* $\alpha X \gamma \rightarrow \alpha\beta\gamma$ *, za neko* $X \in \Gamma$, $\beta \in (\Gamma \cup \Sigma)^+$ *i* $\alpha, \gamma \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$ *ili* $S \rightarrow \varepsilon$.

Data pravila izvođenja su rastuća, pa je gramatika $L(G)$ rastuća.

$$|\alpha X \gamma| \leqslant |\alpha\beta\gamma|$$

Теорема

Problem pripadanja za kontekstno osetljive gramatike je odlučiv

Kontekstno osetljivi jezici

Dokaz.

Neka je $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je kontekstno osetljiva gramatika i $w \in \Sigma^*$. Potrebno je opisati algoritam koji ispituje da li je $w \in L(G)$.

1. Ako je $w = \varepsilon$ i $S \to \varepsilon \in \mathcal{P}$, tada $w \in L(G)$
2. Konstruišimo niz različitih reči $w_0, w_1, \ldots, w_t \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, takve da $w = w_t$ i $|w_{i+1}| \geqslant |w_i|$ za $i = 0, \ldots, t-1$ i odredimo da li

$$S \to_{\mathbb{G}} w_0 \to^*_{\mathbb{G}} w_1 \to^*_{\mathbb{G}} \cdots \to^*_{\mathbb{G}} w_i \to^*_{\mathbb{G}} \cdots \to^*_{\mathbb{G}} w_t = w$$

Ako dati niz zadovoljava dato izvođenje, reč w pripada jeziku.

Kako postoji samo konačan broj nizova $(w_i)_{i \leqslant t}$ i za svaki niz dato izvođenje može biti testirano, opisani algoritam radi korektno.

Kontekstno osetljivi jezici

Dokaz.

Neka je $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je kontekstno osetljiva gramatika i $w \in \Sigma^*$. Potrebno je opisati algoritam koji ispituje da li je $w \in L(G)$.

1. Ako je $w = \varepsilon$ i $S \to \varepsilon \in \mathcal{P}$, tada $w \in L(G)$
2. Konstruišimo niz različitih reči $w_0, w_1, \ldots, w_t \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, takve da $w = w_t$ i $|w_{i+1}| \geqslant |w_i|$ za $i = 0, \ldots, t-1$ i odredimo da li

$$S \to_{\mathbb{G}} w_0 \to^*_{\mathbb{G}} w_1 \to^*_{\mathbb{G}} \cdots \to^*_{\mathbb{G}} w_i \to^*_{\mathbb{G}} \cdots \to^*_{\mathbb{G}} w_t = w$$

Ako dati niz zadovoljava dato izvođenje, reč w pripada jeziku.

Kako postoji samo konačan broj nizova $(w_i)_{i \leqslant t}$ i za svaki niz dato izvođenje može biti testirano, opisani algoritam radi korektno. □

Kontekstno osetljivi jezici

Dokaz.

Neka je $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je kontekstno osetljiva gramatika i $w \in \Sigma^*$. Potrebno je opisati algoritam koji ispituje da li je $w \in L(G)$.

1. Ako je $w = \varepsilon$ i $S \to \varepsilon \in \mathcal{P}$, tada $w \in L(G)$
2. Konstruišimo niz različitih reči $w_0, w_1, \ldots, w_t \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, takve da $w = w_t$ i $|w_{i+1}| \geqslant |w_i|$ za $i = 0, \ldots, t-1$ i odredimo da li

$$S \to_{\mathbb{G}} w_0 \to_{\mathbb{G}}^* w_1 \to_{\mathbb{G}}^* \cdots \to_{\mathbb{G}}^* w_i \to_{\mathbb{G}}^* \cdots \to_{\mathbb{G}}^* w_t = w$$

Ako dati niz zadovoljava dato izvođenje, reč w pripada jeziku.

Kako postoji samo konačan broj nizova $(w_i)_{i \leqslant t}$ i za svaki niz dato izvođenje može biti testirano, opisani algoritam radi korektno. □

Kontekstno osetljivi jezici

Dokaz.

Neka je $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je kontekstno osetljiva gramatika i $w \in \Sigma^*$. Potrebno je opisati algoritam koji ispituje da li je $w \in L(G)$.

1. Ako je $w = \varepsilon$ i $S \to \varepsilon \in \mathcal{P}$, tada $w \in L(G)$
2. Konstruišimo niz različitih reči $w_0, w_1, \ldots, w_t \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, takve da $w = w_t$ i $|w_{i+1}| \geqslant |w_i|$ za $i = 0, \ldots, t-1$ i odredimo da li

$$S \to_{\mathbb{G}} w_0 \to^*_{\mathbb{G}} w_1 \to^*_{\mathbb{G}} \cdots \to^*_{\mathbb{G}} w_i \to^*_{\mathbb{G}} \cdots \to^*_{\mathbb{G}} w_t = w$$

Ako dati niz zadovoljava dato izvođenje, reč w pripada jeziku.

Kako postoji samo konačan broj nizova $(w_i)_{i \leqslant t}$ i za svaki niz dato izvođenje može biti testirano, opisani algoritam radi korektno. □

Kontekstno osetljivi jezici

Dokaz.

Neka je $G = (\Gamma, \Sigma, S, \mathcal{P})$ je kontekstno osetljiva gramatika i $w \in \Sigma^*$. Potrebno je opisati algoritam koji ispituje da li je $w \in L(G)$.

1. Ako je $w = \varepsilon$ i $S \to \varepsilon \in \mathcal{P}$, tada $w \in L(G)$
2. Konstruišimo niz različitih reči $w_0, w_1, \ldots, w_t \in (\Gamma \cup \Sigma)^*$, takve da $w = w_t$ i $|w_{i+1}| \geqslant |w_i|$ za $i = 0, \ldots, t-1$ i odredimo da li

$$S \to_{\mathbb{G}} w_0 \to_{\mathbb{G}}^* w_1 \to_{\mathbb{G}}^* \cdots \to_{\mathbb{G}}^* w_i \to_{\mathbb{G}}^* \cdots \to_{\mathbb{G}}^* w_t = w$$

Ako dati niz zadovoljava dato izvođenje, reč w pripada jeziku.

Kako postoji samo konačan broj nizova $(w_i)_{i \leqslant t}$ i za svaki niz dato izvođenje može biti testirano, opisani algoritam radi korektno. $\square$

Kontekstno osetljivi jezici

Primer.

Data je gramatika $G = (\{S, A, B, C\}, \{a\}, S, \mathcal{P})$ gde je

$$\begin{array}{lll} \mathcal{P}: & S \to ABaA & \\ & Ba \to aaB & BA \to CA \mid C \\ & aC \to Ca & AC \to AB \mid \varepsilon \end{array}$$

Jezik generisan gramatikom $L(G) = \{a^{2^n} | n \leqslant 1\}$

Izvođenje reči *aaaa*:

$$\begin{array}{ll} S & \to ABaA \to AaaBA \to AaaCA \to AaCaA \to ACaaA \to ABaaA \\ & \to AaaBaA \to AaaaaBA \to AaaaaC \to AaaaCa \to AaaCaa \\ & \to AaCaaa \to ACaaaa \to aaaa \end{array}$$

Kontekstno osetljivi jezici

Primer.

Data je gramatika $G = (\{S, A, B, C\}, \{a\}, S, \mathcal{P})$ gde je

$$
\begin{array}{lll}
\mathcal{P}: & S \to ABaA & \\
 & Ba \to aaB & BA \to CA \mid C \\
 & aC \to Ca & AC \to AB \mid \varepsilon
\end{array}
$$

Jezik generisan gramatikom $L(G) = \{a^{2^n} | n \leqslant 1\}$

Izvođenje reči $aaaa$:

$$
\begin{array}{ll}
S & \to ABaA \to AaaBA \to AaaCA \to AaCaA \to ACaaA \to ABaaA \\
 & \to AaaBaA \to AaaaaBA \to AaaaaC \to AaaaCa \to AaaCaa \\
 & \to AaCaaa \to ACaaaa \to aaaa
\end{array}
$$

Kontekstno osetljivi jezici

Primer.

Data je gramatika $G = (\{S, A, B, C\}, \{a\}, S, \mathcal{P})$ gde je

$$
\begin{array}{lll}
\mathcal{P}: & S \to ABaA & \\
 & Ba \to aaB & BA \to CA \mid C \\
 & aC \to Ca & AC \to AB \mid \varepsilon
\end{array}
$$

Jezik generisan gramatikom $L(G) = \{a^{2^n} | n \leqslant 1\}$

Izvođenje reči *aaaa*:

$$
\begin{array}{ll}
S & \to ABaA \to AaaBA \to AaaCA \to AaCaA \to ACaaA \to ABaaA \\
 & \to AaaBaA \to AaaaaBA \to AaaaaC \to AaaaCa \to AaaCaa \\
 & \to AaCaaa \to ACaaaa \to aaaa
\end{array}
$$

Linearno ograničeni automati

Дефиниција

Linearno ograničeni automat je nedeterministička Tjuringova mašina koja koristi samo onaj deo trake u kome su smešteni ulazni podaci.

- Zahtev da se glava na traci ne pomera preko kraja ulazne reči se ostvaruje uvođenjem dva nova specijalna znaka početka i kraja ulaza
- Bez obzira na stanje, ako se čita znak početka, glava se ne sme pomerati levo, odnosno za znak kraja, glava se ne sme pomerati udesno.

Теорема

Jezik L je kontekstno osetljiv ako i samo ako postoji linearno ograničeni automat M tako da je $L = L(M)$.

Linearno ograničeni automati

Дефиниција

Linearno ograničeni automat je nedeterministička Tjuringova mašina koja koristi samo onaj deo trake u kome su smešteni ulazni podaci.

- Zahtev da se glava na traci ne pomera preko kraja ulazne reči se ostvaruje uvođenjem dva nova specijalna znaka početka i kraja ulaza
- Bez obzira na stanje, ako se čita znak početka, glava se ne sme pomerati levo, odnosno za znak kraja, glava se ne sme pomerati udesno.

Теорема

Jezik L je kontekstno osetljiv ako i samo ako postoji linearno ograničeni automat M tako da je $L = L(M)$.

Linearno ograničeni automati

Дефиниција

Linearno ograničeni automat je nedeterministička Tjuringova mašina koja koristi samo onaj deo trake u kome su smešteni ulazni podaci.

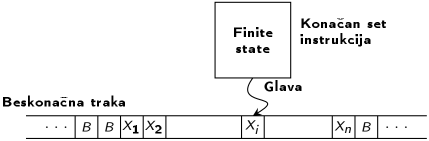
- Zahtev da se glava na traci ne pomera preko kraja ulazne reči se ostvaruje uvođenjem dva nova specijalna znaka početka i kraja ulaza
- Bez obzira na stanje, ako se čita znak početka, glava se ne sme pomerati levo, odnosno za znak kraja, glava se ne sme pomerati udesno.

Теорема

Jezik L je kontekstno osetljiv ako i samo ako postoji linearno ograničeni automat M tako da je $L = L(M)$.

Tjuringova mašina

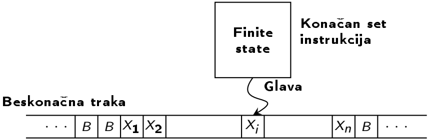
- Model predložen od strane Alana Tjuringa 1936. godine
- Model je sličan konačnim automatima, ali ima „beskonačnu" memoriji za čitanje i pisanje



- U početnom stanju traka sadrži samo ulazni string, a sva ostala polja su prazna
- Glava mašine može da se pomera levo/desno i da čita simbol zapisan na traci ili da ga upiše
- Rezultat rada je status ACCEPT ili REJECT u zavisnosti u kom stanju se završi rad mašine
- Ukoliko mašina ne stigne u odgovarajuće završno stanje, njen rad može da se nastavi beskonačno, bez zaustavljanja

Tjuringova mašina

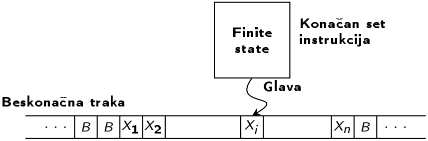
- Model predložen od strane Alana Tjuringa 1936. godine
- Model je sličan konačnim automatima, ali ima „beskonačnu" memoriji za čitanje i pisanje



- U početnom stanju traka sadrži samo ulazni string, a sva ostala polja su prazna
- Glava mašine može da se pomera levo/desno i da čita simbol zapisan na traci ili da ga upiše
- Rezultat rada je status ACCEPT ili REJECT u zavisnosti u kom stanju se završi rad mašine
- Ukoliko mašina ne stigne u odgovarajuće završno stanje, njen rad može da se nastavi beskonačno, bez zaustavljanja

Tjuringova mašina

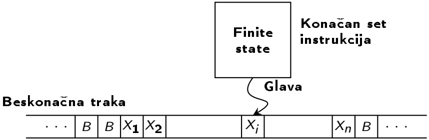
- Model predložen od strane Alana Tjuringa 1936. godine
- Model je sličan konačnim automatima, ali ima „beskonačnu" memoriji za čitanje i pisanje



- U početnom stanju traka sadrži samo ulazni string, a sva ostala polja su prazna
- Glava mašine može da se pomera levo/desno i da čita simbol zapisan na traci ili da ga upiše
- Rezultat rada je status ACCEPT ili REJECT u zavisnosti u kom stanju se završi rad mašine
- Ukoliko mašina ne stigne u odgovarajuće završno stanje, njen rad može da se nastavi beskonačno, bez zaustavljanja

Tjuringova mašina

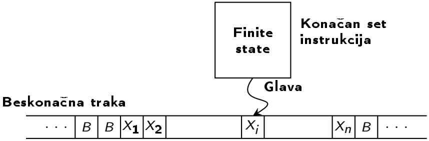
- Model predložen od strane Alana Tjuringa 1936. godine
- Model je sličan konačnim automatima, ali ima „beskonačnu" memoriji za čitanje i pisanje



- U početnom stanju traka sadrži samo ulazni string, a sva ostala polja su prazna
- Glava mašine može da se pomera levo/desno i da čita simbol zapisan na traci ili da ga upiše
- Rezultat rada je status ACCEPT ili REJECT u zavisnosti u kom stanju se završi rad mašine
- Ukoliko mašina ne stigne u odgovarajuće završno stanje, njen rad može da se nastavi beskonačno, bez zaustavljanja

Tjuringova mašina

- Model predložen od strane Alana Tjuringa 1936. godine
- Model je sličan konačnim automatima, ali ima „beskonačnu" memoriji za čitanje i pisanje



- U početnom stanju traka sadrži samo ulazni string, a sva ostala polja su prazna
- Glava mašine može da se pomera levo/desno i da čita simbol zapisan na traci ili da ga upiše
- Rezultat rada je status ACCEPT ili REJECT u zavisnosti u kom stanju se završi rad mašine
- Ukoliko mašina ne stigne u odgovarajuće završno stanje, njen rad može da se nastavi beskonačno, bez zaustavljanja

Tjuringova mašina

Дефиниција

Tjuringova mašina je sedmorka $(Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$*, gde je*

- Q *konačan skup stanja,*
- $q_0 \in Q$ *početno stanje,*
- $F = \{q_{\text{ACCEPT}}, q_{\text{REJECT}}\} \subseteq Q$ *skup završnih stanja,*
- Σ *ulazni alfabet,*
- Γ *alfabet trake,*
- $B \in \Gamma$ *specijalni simbol trake,*
- $\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R\}$.

Rad Tjuringove mašine

- Tjuringova mašina $M = (Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ na ulazu dobija reč $w = s_1 s_2 \ldots s_n \in \Sigma^*$ zapisan u prvih n ćelija trake.
- Izračunavanja se vrše na osnovu definisane funkcije tranzicije δ
- Konfiguracije predstavljena u obliku $u\ q\ v$ označava da se na traci nalazi zapisan string uv, da je mašina u stanju q i da je glava mašina pozicionirana na prvom simboli reči v
- Računski korak predstavlja promenu konfiguracije
  - Ako je $a, b, c \in \Sigma$, $u, v \in \Sigma^*$, $q_i, q_j \in Q$

$$uaq_ibv \vdash uq_jacv \quad \text{ako} \quad \delta(q_i, b) = (q_j, c, L)$$

$$uaq_ibv \vdash uacq_jv \quad \text{ako} \quad \delta(q_i, b) = (q_j, c, R)$$

- Početna konfikuracija je data sa $q_0 w$. Konfiguracija prihvatanja kao stanje mašine sadrži q_{ACCEPT}, dok konfiguracija odbijanja kao stanje mašine sadrži q_{REJECT}
- Tjuringova mašina prihvata ulaz w ako postoji niz konfiguracija $C_0, C_2, \ldots, C_k$ takav da je: $C_0 = q_0 w$, $C_i \vdash C_{i+1}$ za $i = 0, 1, \ldots, k-1$ i C_k je konfiguracija prihvatanja.

Rad Tjuringove mašine

- Tjuringova mašina $M = (Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ na ulazu dobija reč $w = s_1 s_2 \ldots s_n \in \Sigma^*$ zapisan u prvih n ćelija trake.
- Izračunavanja se vrše na osnovu definisane funkcije tranzicije δ
- Konfiguracije predstavljena u obliku $u\ q\ v$ označava da se na traci nalazi zapisan string uv, da je mašina u stanju q i da je glava mašina pozicionirana na prvom simboli reči v
- Računski korak predstavlja promenu konfiguracije
  - Ako je $a, b, c \in \Sigma$, $u, v \in \Sigma^*$, $q_i, q_j \in Q$

$$uaq_ibv \vdash uq_jacv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, L)$$

$$uaq_ibv \vdash uacq_jv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, R)$$

- Početna konfikuracija je data sa $q_0 w$. Konfiguracija prihvatanja kao stanje mašine sadrži q_{ACCEPT}, dok konfiguracija odbijanja kao stanje mašine sadrži q_{REJECT}
- Tjuringova mašina prihvata ulaz w ako postoji niz konfiguracija $C_0, C_2, \ldots, C_k$ takav da je: $C_0 = q_0 w$, $C_i \vdash C_{i+1}$ za $i = 0, 1, \ldots, k-1$ i C_k je konfiguracija prihvatanja.

Rad Tjuringove mašine

- Tjuringova mašina $M = (Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ na ulazu dobija reč $w = s_1 s_2 \ldots s_n \in \Sigma^*$ zapisan u prvih n ćelija trake.
- Izračunavanja se vrše na osnovu definisane funkcije tranzicije δ
- Konfiguracije predstavljena u obliku $u\ q\ v$ označava da se na traci nalazi zapisan string uv, da je mašina u stanju q i da je glava mašina pozicionirana na prvom simboli reči v
- Računski korak predstavlja promenu konfiguracije
  - Ako je $a, b, c \in \Sigma$, $u, v \in \Sigma^*$, $q_i, q_j \in Q$

$$uaq_ibv \vdash uq_jacv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, L)$$

$$uaq_ibv \vdash uacq_jv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, R)$$

- Početna konfikuracija je data sa $q_0 w$. Konfiguracija prihvatanja kao stanje mašine sadrži q_{ACCEPT}, dok konfiguracija odbijanja kao stanje mašine sadrži q_{REJECT}
- Tjuringova mašina prihvata ulaz w ako postoji niz konfiguracija $C_0, C_2, \ldots, C_k$ takav da je: $C_0 = q_0 w$, $C_i \vdash C_{i+1}$ za $i = 0, 1, \ldots, k-1$ i C_k je konfiguracija prihvatanja.

Rad Tjuringove mašine

- Tjuringova mašina $M = (Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ na ulazu dobija reč $w = s_1 s_2 \dots s_n \in \Sigma^*$ zapisan u prvih n ćelija trake.
- Izračunavanja se vrše na osnovu definisane funkcije tranzicije δ
- Konfiguracije predstavljena u obliku $u\ q\ v$ označava da se na traci nalazi zapisan string uv, da je mašina u stanju q i da je glava mašina pozicionirana na prvom simboli reči v
- Računski korak predstavlja promenu konfiguracije
  - Ako je $a, b, c \in \Sigma$, $u, v \in \Sigma^*$, $q_i, q_j \in Q$

$$uaq_ibv \vdash uq_jacv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, L)$$

$$uaq_ibv \vdash uacq_jv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, R)$$

- Početna konfikuracija je data sa $q_0 w$. Konfiguracija prihvatanja kao stanje mašine sadrži q_{ACCEPT}, dok konfiguracija odbijanja kao stanje mašine sadrži q_{REJECT}
- Tjuringova mašina prihvata ulaz w ako postoji niz konfiguracija $C_0, C_2, \dots, C_k$ takav da je: $C_0 = q_0 w$, $C_i \vdash C_{i+1}$ za $i = 0, 1, \dots, k-1$ i C_k je konfiguracija prihvatanja.

Rad Tjuringove mašine

- Tjuringova mašina $M = (Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ na ulazu dobija reč $w = s_1 s_2 \ldots s_n \in \Sigma^*$ zapisan u prvih n ćelija trake.
- Izračunavanja se vrše na osnovu definisane funkcije tranzicije δ
- Konfiguracije predstavljena u obliku $u\ q\ v$ označava da se na traci nalazi zapisan string uv, da je mašina u stanju q i da je glava mašina pozicionirana na prvom simboli reči v
- Računski korak predstavlja promenu konfiguracije
    - Ako je $a, b, c \in \Sigma$, $u, v \in \Sigma^*$, $q_i, q_j \in Q$

$$uaq_ibv \vdash uq_jacv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, L)$$

$$uaq_ibv \vdash uacq_jv \qquad \text{ako} \qquad \delta(q_i, b) = (q_j, c, R)$$

- Početna konfikuracija je data sa $q_0 w$. Konfiguracija prihvatanja kao stanje mašine sadrži q_{ACCEPT}, dok konfiguracija odbijanja kao stanje mašine sadrži q_{REJECT}
- Tjuringova mašina prihvata ulaz w ako postoji niz konfiguracija $C_0, C_2, \ldots, C_k$ takav da je: $C_0 = q_0 w$, $C_i \vdash C_{i+1}$ za $i = 0, 1, \ldots, k-1$ i C_k je konfiguracija prihvatanja.

Rad Tjuringove mašine

- Tjuringova mašina $M = (Q, q_0, F, \Sigma, \Gamma, B, \delta)$ na ulazu dobija reč $w = s_1 s_2 \ldots s_n \in \Sigma^*$ zapisan u prvih n ćelija trake.
- Izračunavanja se vrše na osnovu definisane funkcije tranzicije δ
- Konfiguracije predstavljena u obliku $u\ q\ v$ označava da se na traci nalazi zapisan string uv, da je mašina u stanju q i da je glava mašina pozicionirana na prvom simboli reči v
- Računski korak predstavlja promenu konfiguracije
  - Ako je $a, b, c \in \Sigma$, $u, v \in \Sigma^*$, $q_i, q_j \in Q$

$$
\begin{array}{lcl}
uaq_ibv \vdash uq_jacv & \text{ako} & \delta(q_i, b) = (q_j, c, L) \\
uaq_ibv \vdash uacq_jv & \text{ako} & \delta(q_i, b) = (q_j, c, R)
\end{array}
$$

- Početna konfikuracija je data sa $q_0 w$. Konfiguracija prihvatanja kao stanje mašine sadrži q_{ACCEPT}, dok konfiguracija odbijanja kao stanje mašine sadrži q_{REJECT}
- Tjuringova mašina prihvata ulaz w ako postoji niz konfiguracija $C_0, C_2, \ldots, C_k$ takav da je: $C_0 = q_0 w$, $C_i \vdash C_{i+1}$ za $i = 0, 1, \ldots, k-1$ i C_k je konfiguracija prihvatanja.

Rad Tjuringove mašine

- $L(M) = \{w \in \Sigma^* | M \text{ prihvata } w\}$
- Tjuringova mašina za ulaz w nakon početka rada ima tri moguća ishoda
  - ACCEPT
  - REJECT
  - LOOP – mašina ne završava svoj rad i nikada postiže konfiguraciju prihvatanja ni konfiguraciju odbijanja
- Tjuringova mašina ne prihvata ulaz w ishodima REJECT ili LOOP
- Tjuringova mašina koja staje za svaki ulaz je odlučiva

Дефиниција

Jezik je Tjuring-odlučiv (parcijalno-odlučiv) ako ga prihvata odlučiva Tjutingova mašina

Rad Tjuringove mašine

- $L(M) = \{w \in \Sigma^* | M \text{ prihvata } w\}$
- Tjuringova mašina za ulaz w nakon početka rada ima tri moguća ishoda
  - ACCEPT
  - REJECT
  - LOOP – mašina ne završava svoj rad i nikada postiže konfiguraciju prihvatanja ni konfiguraciju odbijanja
- Tjuringova mašina ne prihvata ulaz w ishodima REJECT ili LOOP
- Tjuringova mašina koja staje za svaki ulaz je odlučiva

Дефиниција

Jezik je Tjuring-odlučiv (parcijalno-odlučiv) ako ga prihvata odlučiva Tjutingova mašina

Rad Tjuringove mašine

- $L(M) = \{w \in \Sigma^* | M \text{ prihvata } w\}$
- Tjuringova mašina za ulaz w nakon početka rada ima tri moguća ishoda
  - ACCEPT
  - REJECT
  - LOOP – mašina ne završava svoj rad i nikada postiže konfiguraciju prihvatanja ni konfiguraciju odbijanja
- Tjuringova mašina ne prihvata ulaz w ishodima REJECT ili LOOP
- Tjuringova mašina koja staje za svaki ulaz je odlučiva

Дефиниција

Jezik je Tjuring-odlučiv (parcijalno-odlučiv) ako ga prihvata odlučiva Tjutingova mašina

Rad Tjuringove mašine

- $L(M) = \{w \in \Sigma^* | M \text{ prihvata } w\}$
- Tjuringova mašina za ulaz w nakon početka rada ima tri moguća ishoda
  - ACCEPT
  - REJECT
  - LOOP – mašina ne završava svoj rad i nikada postiže konfiguraciju prihvatanja ni konfiguraciju odbijanja
- Tjuringova mašina ne prihvata ulaz w ishodima REJECT ili LOOP
- Tjuringova mašina koja staje za svaki ulaz je odlučiva

Дефиниција

Jezik je Tjuring-odlučiv (parcijalno-odlučiv) ako ga prihvata odlučiva Tjutingova mašina

Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.

Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x

$$
\begin{aligned}
q_0 11 \quad & \vdash xq_0 1 \vdash xxq_0\square \vdash xq_1 x \vdash x1q_2\square \vdash xq_1 11 \vdash q_1 x11 \vdash 1q_2 11 \\
& \vdash 11q_2 1 \vdash 111q_2\square \vdash 11q_1 11 \vdash 1q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1\square 1111 \vdash q_3 1111
\end{aligned}
$$

Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.
Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x

$$\begin{aligned} q_0 11 &\vdash xq_0 1 \vdash xxq_0\Box \vdash xq_1x \vdash x1q_2\Box \vdash xq_1 11 \vdash q_1x11 \vdash 1q_2 11 \\ &\vdash 11q_2 1 \vdash 111q_2\Box \vdash 11q_1 11 \vdash 1q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1\Box 1111 \vdash q_3 1111 \end{aligned}$$

Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\text{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.
Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x

$$
\begin{aligned}
q_0 11 \quad &\vdash x q_0 1 \vdash xx q_0 \Box \vdash x q_1 x \vdash x1 q_2 \Box \vdash x q_1 11 \vdash q_1 x11 \vdash 1 q_2 11 \\
&\vdash 11 q_2 1 \vdash 111 q_2 \Box \vdash 11 q_1 11 \vdash 1 q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1 \Box 1111 \vdash q_3 1111
\end{aligned}
$$

Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.
Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x

$$\begin{aligned} q_0 11 \; & \vdash xq_0 1 \vdash xxq_0\square \vdash xq_1 x \vdash x1q_2\square \vdash xq_1 11 \vdash q_1 x11 \vdash 1q_2 11 \\ & \vdash 11q_2 1 \vdash 111q_2\square \vdash 11q_1 11 \vdash 1q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1\square 1111 \vdash q_3 1111 \end{aligned}$$

Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1,
tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.
Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x

$$
\begin{aligned}
q_0 11 \;&\vdash x q_0 1 \vdash x x q_0 \square \vdash x q_1 x \vdash x 1 q_2 \square \vdash x q_1 11 \vdash q_1 x 11 \vdash 1 q_2 11 \\
&\vdash 11 q_2 1 \vdash 111 q_2 \square \vdash 11 q_1 11 \vdash 1 q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1 \square 1111 \vdash q_3 1111
\end{aligned}
$$

Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.
Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x

$$\begin{aligned} q_0 11 \quad & \vdash x q_0 1 \vdash x x q_0 \square \vdash x q_1 x \vdash x 1 q_2 \square \vdash x q_1 11 \vdash q_1 x 11 \vdash 1 q_2 11 \\ & \vdash 11 q_2 1 \vdash 111 q_2 \square \vdash 11 q_1 11 \vdash 1 q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1 \square 1111 \vdash q_3 1111 \end{aligned}$$

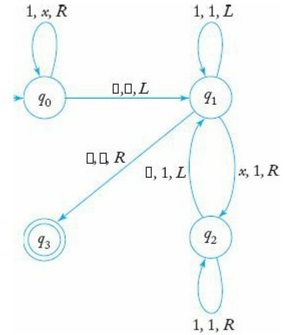
Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.

Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x



$$q_0 11 \vdash xq_0 1 \vdash xxq_0 \square \vdash xq_1 x \vdash x1q_2 \square \vdash xq_1 11 \vdash q_1 x11 \vdash 1q_2 11$$
$$\vdash 11q_2 1 \vdash 111q_2 \square \vdash 11q_1 11 \vdash 1q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1 \square 1111 \vdash q_3 1111$$

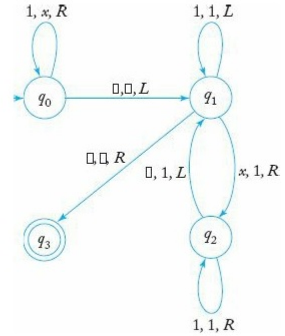
Rad Tjuringove mašine

Primer.

Definisati Tjuringovi mašinu koja kopira niz 1, tj. $q_0 w \vdash^* q_{\mathrm{ACC}} ww$, za svako $w \in \{1\}^+$.

Algoritam:

1. Zameniti svako 1 sa x
2. Pronaći najdesnije pojavljivanje x i zameniti ga sa 1
3. Pronaći prvu belinu sa desne strane (kraj reči) i upisati 1
4. Ponavljati korake 2. i 3. dokle god ima simbola x



$$\begin{aligned} q_0 11 \quad & \vdash xq_0 1 \vdash xxq_0\square \vdash xq_1 x \vdash x1q_2\square \vdash xq_1 11 \vdash q_1 x11 \vdash 1q_2 11 \\ & \vdash 11q_2 1 \vdash 111q_2\square \vdash 11q_1 11 \vdash 1q_1 111 \vdash q_1 1111 \vdash q_1\square 1111 \vdash q_3 1111 \end{aligned}$$

Tjuringova mašina sa više traka

- Proširimo Tjurngovu mašinu opcijom da pri ivršenom računskom koraku, glava ostaje na mestu, ne pomera se

$$\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

- Ovim proširenje se ne povećva a moć Tjuringove mašine, tj. može da prihvati iste jezike, jer se svaki računski korak u kome mašina ostaje na mestu može zameniti sa dva računska koraka
- Tjuringova mašina sa više traka definiše se poput obične Tjuringove mašine
- Svaka traka ima svoju glavu za čitanje i pisanje
- Inicijalno, ulaz se nalazi na prvoj traci, a ostale trake su prazne
- Funkcija tranzicije se modifikuje tako da omogućava čitanje, pisanje i pomeranje glave na jednoj ili više traka istovremeno

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, S\}^k$$

gde je k broj traka

Tjuringova mašina sa više traka

- Proširimo Tjurngovu mašinu opcijom da pri ivršenom računskom koraku, glava ostaje na mestu, ne pomera se

$$\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

- Ovim proširenje se ne povećva a moć Tjuringove mašine, tj. može da prihvati iste jezike, jer se svaki računski korak u kome mašina ostaje na mestu može zameniti sa dva računska koraka
- Tjuringova mašina sa više traka definiše se poput obične Tjuringove mašine
- Svaka traka ima svoju glavu za čitanje i pisanje
- Inicijalno, ulaz se nalazi na prvoj traci, a ostale trake su prazne
- Funkcija tranzicije se modifikuje tako da omogućava čitanje, pisanje i pomeranje glave na jednoj ili više traka istovremeno

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, S\}^k$$

gde je k broj traka

Tjuringova mašina sa više traka

- Proširimo Tjurngovu mašinu opcijom da pri ivršenom računskom koraku, glava ostaje na mestu, ne pomera se

$$\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

- Ovim proširenje se ne povećva a moć Tjuringove mašine, tj. može da prihvati iste jezike, jer se svaki računski korak u kome mašina ostaje na mestu može zameniti sa dva računska koraka
- Tjuringova mašina sa više traka definiše se poput obične Tjuringove mašine
- Svaka traka ima svoju glavu za čitanje i pisanje
- Inicijalno, ulaz se nalazi na prvoj traci, a ostale trake su prazne
- Funkcija tranzicije se modifikuje tako da omogućava čitanje, pisanje i pomeranje glave na jednoj ili više traka istovremeno

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, S\}^k$$

gde je k broj traka

Tjuringova mašina sa više traka

- Proširimo Tjurngovu mašinu opcijom da pri ivršenom računskom koraku, glava ostaje na mestu, ne pomera se

$$\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

- Ovim proširenje se ne povećva a moć Tjuringove mašine, tj. može da prihvati iste jezike, jer se svaki računski korak u kome mašina ostaje na mestu može zameniti sa dva računska koraka
- Tjuringova mašina sa više traka definiše se poput obične Tjuringove mašine
- Svaka traka ima svoju glavu za čitanje i pisanje
- Inicijalno, ulaz se nalazi na prvoj traci, a ostale trake su prazne
- Funkcija tranzicije se modifikuje tako da omogućava čitanje, pisanje i pomeranje glave na jednoj ili više traka istovremeno

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, S\}^k$$

gde je k broj traka

Tjuringova mašina sa više traka

- Proširimo Tjurngovu mašinu opcijom da pri ivršenom računskom koraku, glava ostaje na mestu, ne pomera se

$$\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

- Ovim proširenje se ne povećva a moć Tjuringove mašine, tj. može da prihvati iste jezike, jer se svaki računski korak u kome mašina ostaje na mestu može zameniti sa dva računska koraka
- Tjuringova mašina sa više traka definiše se poput obične Tjuringove mašine
- Svaka traka ima svoju glavu za čitanje i pisanje
- Inicijalno, ulaz se nalazi na prvoj traci, a ostale trake su prazne
- Funkcija tranzicije se modifikuje tako da omogućava čitanje, pisanje i pomeranje glave na jednoj ili više traka istovremeno

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, S\}^k$$

gde je k broj traka

Tjuringova mašina sa više traka

- Proširimo Tjurngovu mašinu opcijom da pri ivršenom računskom koraku, glava ostaje na mestu, ne pomera se

$$\delta : Q \times \Gamma \to Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

- Ovim proširenje se ne povećva a moć Tjuringove mašine, tj. može da prihvati iste jezike, jer se svaki računski korak u kome mašina ostaje na mestu može zameniti sa dva računska koraka
- Tjuringova mašina sa više traka definiše se poput obične Tjuringove mašine
- Svaka traka ima svoju glavu za čitanje i pisanje
- Inicijalno, ulaz se nalazi na prvoj traci, a ostale trake su prazne
- Funkcija tranzicije se modifikuje tako da omogućava čitanje, pisanje i pomeranje glave na jednoj ili više traka istovremeno

$$\delta : Q \times \Gamma^k \to Q \times \Gamma^k \times \{L, R, S\}^k$$

gde je k broj traka

Tjuringova mašina sa više traka

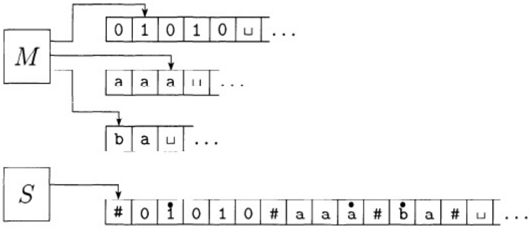
Теорема

Svaka Tjuringova mašina sa više traka ima ekvivalentnu Tjuringovu mašinu sa jednom trakom.

Tjuringova mašina sa više traka

Теорема

Svaka Tjuringova mašina sa više traka ima ekvivalentnu Tjuringovu mašinu sa jednom trakom.



Nedeterministička Tjuringova mašina

Funkcija tranzicije je nedeterministička

$$\delta : Q \times \Gamma \to \mathcal{P}(Q \times \Gamma \times \{L, R\})$$

Теорема

Svaka nedeterministička Tjuringova mašina ima ekvivalentnu determinističku Tjuringovu mašinu.

Nedeterministička Tjuringova mašina

Funkcija tranzicije je nedeterministička

$$\delta : Q \times \Gamma \to \mathcal{P}(Q \times \Gamma \times \{L, R\})$$

Теорема

Svaka nedeterministička Tjuringova mašina ima ekvivalentnu determinističku Tjuringovu mašinu.

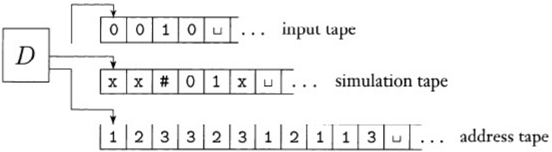
Nedeterministička Tjuringova mašina

Funkcija tranzicije je nedeterministička

$$\delta : Q \times \Gamma \to \mathcal{P}(Q \times \Gamma \times \{L, R\})$$

Теорема

Svaka nedeterministička Tjuringova mašina ima ekvivalentnu determinističku Tjuringovu mašinu.



Čerč-Tjuringova hipoteza

- Tjuringova mašina je jednako moćna kao savremeni digitalni računari!?
- Kako pokazati ili opovrgnuti ovo tvrdjenje?
  - Posmatrati niz problema čija se komplesnost povećava i pokazati kako se svaki od tih problema rešava Tjuringovom mašinom ili
  - Uzeti set instrukcija mašinskog jezika za konkretan računar i pokazati da kompletan set može da se obavi Tjuringovom mašinom
    - Problem je što sem velikog vremena, ovo može da ide u prilog tvrdnji ali i dalje nije dokaz
  - Ili možemo da pronadjemo problem za koji možemo da napišemo program koji ga rešava, a da pri tome ne postoji Tjuringova mašina koja će ga rešiti
    - Problem je što su svi ovakvi pokušaji bili neuspešni

Čerč-Tjuringova hipoteza

- Tjuringova mašina je jednako moćna kao savremeni digitalni računari!?
- Kako pokazati ili opovrgnuti ovo tvrdjenje?
  - Posmatrati niz problema čija se komplesnost povećava i pokazati kako se svaki od tih problema rešava Tjuringovom mašinom ili
  - Uzeti set instrukcija mašinskog jezika za konkretan računar i pokazati da kompletan set može da se obavi Tjuringovom mašinom
    - Problem je što sem velikog vremena, ovo može da ide u prilog tvrdnji, ali i dalje nije dokaz
  - Ili možemo da pronadjemo problem za koji možemo da napišemo program koji ga rašava, a da pri tome ne postoji Tjuringova mašina koja će ga rešiti
    - Problem je što su svi ovakvi pokušaji bili neuspešni

Čerč-Tjuringova hipoteza

- Tjuringova mašina je jednako moćna kao savremeni digitalni računari!?
- Kako pokazati ili opovrgnuti ovo tvrdjenje?
  - Posmatrati niz problema čija se komplesnost povećava i pokazati kako se svaki od tih problema rešava Tjuringovom mašinom ili
  - Uzeti set instrukcija mašinskog jezika za konkretan računar i pokazati da kompletan set može da se obavi Tjuringovom mašinom
    - Problem je što sem velikog vremena, ovo može da ide u prilog tvrdnji, ali i dalje nije dokaz
  - Ili možemo da pronadjemo problem za koji možemo da napišemo program koji ga rašava, a da pri tome ne postoji Tjuringova mašina koja će ga rešiti
    - Problem je što su svi ovakvi pokušaji bili neuspešni

Čerč-Tjuringova hipoteza

- Tjuringova mašina je jednako moćna kao savremeni digitalni računari!?
- Kako pokazati ili opovrgnuti ovo tvrdjenje?
  - Posmatrati niz problema čija se komplesnost povećava i pokazati kako se svaki od tih problema rešava Tjuringovom mašinom ili
  - Uzeti set instrukcija mašinskog jezika za konkretan računar i pokazati da kompletan set može da se obavi Tjuringovom mašinom
    - Problem je što sem velikog vremena, ovo može da ide u prilog tvrdnji, ali i dalje nije dokaz
  - Ili možemo da pronadjemo problem za koji možemo da napišemo program koji ga rašava, a da pri tome ne postoji Tjuringova mašina koja će ga rešiti
    - Problem je što su svi ovakvi pokušaji bili neuspešni

Čerč-Tjuringova hipoteza

- Tjuringova mašina je jednako moćna kao savremeni digitalni računari!?
- Kako pokazati ili opovrgnuti ovo tvrdjenje?
  - Posmatrati niz problema čija se komplesnost povećava i pokazati kako se svaki od tih problema rešava Tjuringovom mašinom ili
  - Uzeti set instrukcija mašinskog jezika za konkretan računar i pokazati da kompletan set može da se obavi Tjuringovom mašinom
    - Problem je što sem velikog vremena, ovo može da ide u prilog tvrdnji, ali i dalje nije dokaz
  - Ili možemo da pronadjemo problem za koji možemo da napišemo program koji ga rašava, a da pri tome ne postoji Tjuringova mašina koja će ga rešiti
    - Problem je što su svi ovakvi pokušaji bili neuspešni