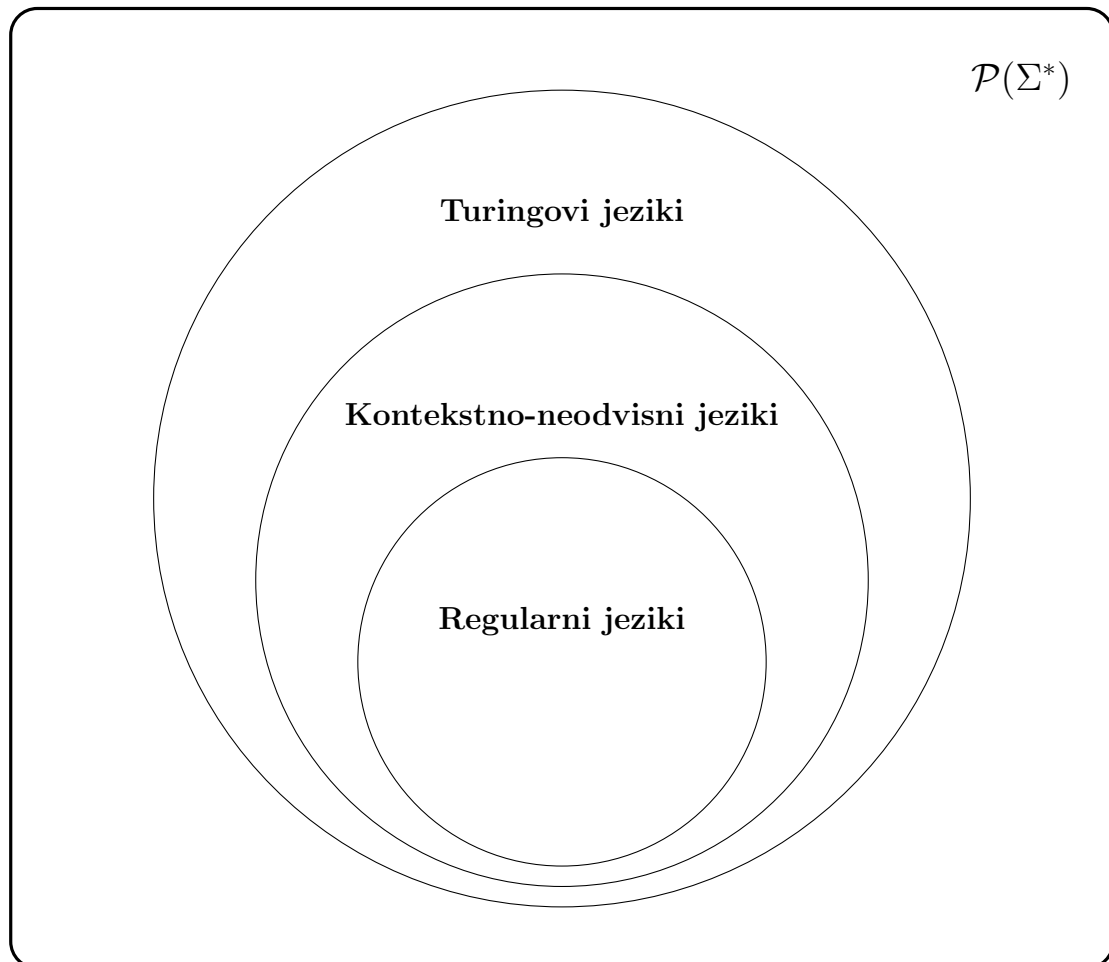


Teoretične osnove računalništva

2. junij 2011



This work is licensed under a Creative Commons
Attribution-NonCommercial-ShareAlike 3.0
Unported License

Kazalo

1	Uvod	3
1.1	Matematične osnove	3
1.1.1	Teorija množic	3
1.1.2	Dokazovanje	3
1.2	Osnove teorije jezikov	4
1.2.1	Uporabljene oznake	5
1.2.2	Operacije nad jeziki	5
2	Regularni jeziki	6
2.1	Regularni izrazi	6
2.2	Končni avtomati	7
2.2.1	Nedeterministični končni avtomati z ε -prehodi	7
2.2.2	Nedeterministični končni avtomati	7
2.2.3	Deterministični končni avtomat	7
2.2.4	Jeziki končnih avtomatov	7
2.3	Levo in desno-linearne gramatike	8
2.3.1	Produkcije	8
2.3.2	Relacija izpeljave \Rightarrow	8
2.3.3	Jezik gramatik	8
2.4	Jezik regularnih jezikov	8
2.5	Ohranjanje regularnosti jezikov	9
2.6	Prevedbe med modeli regularnih jezikov	9
2.6.1	Regularni izraz \rightarrow Nedeterministični končni avtomat z ε -prehodi	9
2.6.2	Končni avtomat \rightarrow Regularni izraz	10
2.6.3	Desno-linearne gramatika \rightarrow Nedeterministični končni avtomat z ε -prehodi	10
2.7	Dokazovanje regularnosti jezika	11
2.7.1	Lema o napihovanju za regularne jezike	11
2.7.2	Izrek Myhill-Nerode	12
2.7.3	Minimizacija končnih avtomatov	12
3	Kontekstno-neodvisni jeziki	13
3.1	Kontekstno-neodvisne gramatike	13
3.1.1	Chomskyeva normalna oblika	13
3.1.2	Greibachina normalna oblika	13
3.2	Skladovni avtomati	13
3.2.1	Trenutni opis	14
3.2.2	Relacija \vdash	14
3.2.3	Jezik skladovnega avtomata	14
3.3	Dokazovanje kontekstne-neodvisnosti jezika	14
3.3.1	Lema o napihovanju za kontekstno-neodvisne jezike	14
3.3.2	Ogdenova lema za kontekstno-neodvisne jezike	14

4	Turingovi jeziki	15
4.1	Zgodovina	15
4.2	Turingovi stroji	16
4.2.1	Trenutni opis	16
4.2.2	Relacija \vdash	17
4.3	Jezik Turingovega stroja	17
4.3.1	Ugotavljanje pripadnosti besed Turingovemu jeziku	17
4.3.2	Turingov stroj kot računalnik funkcij	18
4.4	Razširitve Turingovega stroja	19
4.4.1	Nadzorna enota kot pomnilnik	19
4.4.2	Večsledni trak	20
4.4.3	Prestavljanje vsebine traku	20
4.4.4	Podprogrami	21
4.4.5	Turingov stroj z dvosmernim trakom	21
4.4.6	Večtračni Turingov stroj	22
4.4.7	Nedeterministični Turingov stroj	23
4.4.8	Večdimenzionalni Turingov stroj	24
4.4.9	Turingov stroj z več okni	24
4.5	Alternative Turingovemu stroju	24
4.5.1	Rekurzivne funkcije (Gödel, Kleene)	24
4.5.2	Splošne rekurzivne funkcije (Herbrand, Gödel)	26
4.5.3	Netipizirani λ -račun (Alonso Church)	26
4.5.4	Postov Stroj (Emil Post)	26
4.5.5	Algoritmi Markova (Andrej Markov ml.)	27
4.6	Church-Turingova teza	28
4.7	Težave s totalnimi funkcijami	28
4.8	Univerzalni Turingov stroj	29
4.8.1	Pravi stroji, ki so univerzalni	30
4.9	Reševanje računskih problemov	30
4.9.1	Jezik odločitvenih problemov	30
4.9.2	Neodločljivi problemi	30
4.9.3	Primeri nerešljivih problemov	31
4.9.4	Dokazovanje neodločljivosti problemov	32
4.10	Povzetek	34
4.10.1	Turingov stroj s prerokom	34
4.10.2	Polodločljivi jeziki glede na nek jezik	34
5	Zahtevnost racunanja	36
5.1	Deterministična časovna in prostorska zahtevnost	36
5.1.1	Prostorska zahtevnost	36
5.1.2	Časovna zahtevnost	36
5.2	Nedeterministična časovna in prostorska zahtevnost	36
5.2.1	Razredi zahtevnosti	37
5.2.2	Lastnosti prostorske zahtevnosti	37
5.2.3	Lastnosti časovne zahtevnosti	38
5.3	Hiearhije	39
5.3.1	Hiearhija razredov DSPACE	40
5.3.2	Hiearhija razredov DTIME	40
5.3.3	Hiearhija razredov NSPACE in NTIME	41
5.4	Relacija med prostorsko in časovno zahtevnostjo	41
5.4.1	Izrek o vrzeli	42
5.4.2	Izrek o uniji	42
5.5	Dokazovanje NP-polnosti	45
5.5.1	Problem izpolnjenosti Boolovih izrazov	45

Poglavje 1

Uvod

1.1 Matematične osnove

1.1.1 Teorija množic

1.1.2 Dokazovanje

Dokaz s konstrukcijo

Dokaz obstoja nekega matematičnega objekta je to, da nam ga uspe sestaviti.

Primeri:

Primer 1: Za vsak $n > 4$, obstaja dvojiško drevo, ki ima natanko 3 liste.

Primer za $n = 5$:



Primer za $n > 5$, pri čemer je "...", poljubno vejitev samo v levo:



Primer 2: $|\mathbb{R}| = |[0, 1)|$.

- Množici imata enako moč, kadar med njima obstaja bijektivna preslikava.
- Vsako realno število r lahko zapišemo kot:

$$r = \pm d_1 d_2 \cdots d_n \overline{d_1 d_2 \cdots d_m} \cdots; d_1 \neq 0$$

- Definiramo preslikavo:

$$\mathbb{R} \rightarrow [0, 1) : r \rightarrow 0.s \overline{d_1 d_2 d_{n-1}} \cdots \overline{d_{n-1} d_2 d_n d_{n+1}} 0 \overline{d_{n+2} 0} \cdots$$

kjer s določa predznak ($s = 0$, če $r \geq 0$ in $s = 1$, sicer).

- Vidimo:
 - $|\mathbb{R}| \geq |[0, 1)|$, ker velja $[0, 1) \subset \mathbb{R}$
 - $|\mathbb{R}| \leq |[0, 1)|$, •
- Iz tega lahko sklepamo, da velja $|\mathbb{R}| = |[0, 1)|$

Dokaz z indukcijo

Če je množica induktivni razred, lahko z matematično indukcijo dokazujemo neko lastnost članov množice. Induktivni razred I sestavlja:

- Baza indukcije - najbolj osnovna množica elementov (osnovni razred)
- Pravila generiranja - kako iz elementov baze gradimo nove elemente (množico)

Primeri:

Primer 1: Induktivni razred naravnih števil (\mathbb{N})

- Baza: $1 \in \mathbb{N}$
- Pravila generiranja: $n \in \mathbb{N} \implies n + 1 \in \mathbb{N}$

Primer 2: Hilbertove krivulje •

Dokaz s protislovjem

Vzamemo nasprotno trditev, od tiste, ki jo želimo preveriti in pokažemo, da to vodi v protislovje.

Primeri:

Primer 1: Praštevil je končno mnogo.

- Predpostavimo, da poznamo vsa praštevila:
 $P = \{2, 3, 5, \dots, p\}$, kjer je p zadnje praštevilo
- Po definiciji obstajajo le praštevila in sestavljena števila (to so taka, ki jih lahko razstavimo na prafaktorje).
- Če pomnožimo vsa znana praštevila iz P in prištejemo 1 dobimo število, ki se ga ne da razstaviti na prafaktorje iz množice P :
 $q = 2 * 3 * 5 * \dots * p + 1$
- Torej je q ali praštevilo (ker ni sestavljeno), ali pa število, sestavljeno iz prafaktorjev, ki jih ni v množici P .
- Oboje kaže na to, da v množici P nimamo vseh praštevil, ter, da to velja za vsako končno množico praštevil.

Primer 2: $\sqrt[3]{2}$ je racionalno število.

- Če je $\sqrt[3]{2}$ racionalno število, ga je moč zapisati kot ulomek $\frac{a}{b}$.
- Predpostavimo, da je ulomek $\frac{a}{b}$ okrajšan (torej, da velja: $GCD(a, b) = 1$):

$$\begin{aligned}\sqrt[3]{2} &= \frac{a}{b} \\ 2 &= \left(\frac{a}{b}\right)^3 \\ 2b^3 &= a^3\end{aligned}$$

- Opazimo, da je a sodo število, torej lahko pišemo $a = 2k$:

$$\begin{aligned}2b &= (2k)^3 \\ 2b &= 8k^3 \\ b &= 4k^3\end{aligned}$$

- Ker se je pokazalo, da je tudi b sodo število, $GCD(a, b) = 1$ ne more držati, torej smo prišli v protislovje in s tem dokazali, da $\sqrt[3]{2}$ ni racionalno število.

1.2 Osnove teorije jezikov

1.2.1 Uporabljene oznake

- a - znak ali simbol (niz dolžine 1)
- Σ - abeceda (končna neprazna množica znakov)
- w - niz ali beseda (poljubno končno zaporedje znakov $w_1 w_2 \dots w_n$)
- $|w|$ - dolžina niza
- ε - prazen niz, $|w| = 0$
- Σ^* - vsi možni nizi abecede

1.2.2 Operacije nad jeziki

Stik nizov

$$w = a_1 a_2 \dots a_n$$

$$x = b_1 b_2 \dots b_m$$

$$wx = a_1 a_2 \dots a_n b_1 b_2 \dots b_m$$

Stik

$$A = \{w_1, w_2, \dots, w_n\}$$

$$B = \{x_1, x_2, \dots, x_m\}$$

$$A \cdot B = \{w_i x_j \mid w_i \in A \wedge x_j \in B\}$$

Potenciranje

$$A^0 = \{\varepsilon\}$$

$$A^k = A \cdot A \cdot \dots \cdot A = \bigcirc_{i=1}^k A$$

Iteracija

$$A^* = A^0 \cup A^1 \cup A^2 \dots = \bigcup_{i=0}^{\infty} A^i$$

Obrat

$$w = a_1 a_2 \dots a_{n-1} a_n$$

$$w^R = a_n a_{n-1} \dots a_2 a_1$$

Poglavje 2

Regularni jeziki

2.1 Regularni izrazi

Def.: Imamo tri osnovne izraze:

- \emptyset je opisuje prazen jezik $L(\emptyset) = \{\}$
- ε opisuje jezik $L(\varepsilon) = \{\varepsilon\}$
- \underline{a} opisuje jezik $L(\underline{a}) = \{a\}$, $a \in \Sigma$

In tri pravila za generiranje sestavljenih izrazov:

- $(r_1 + r_2)$ opisuje unijo jezikov $L(r_1 + r_2) = L(r_1) \cup L(r_2)$
- $(r_1 r_2)$ opisuje stik jezikov $L(r_1 r_2) = L(r_1) \cdot L(r_2)$
- (r^*) opisuje iteracijo jezika $(L(r))^*$

Primeri:

Primer 1: Opiši vse nize, ki se končajo z nizom 00 v abecedi $\Sigma = \{0, 1\}$.

$$r = (0 + 1)^* 00$$

Primer 2: Opiši vse nize, pri katerih so vsi a -ji pred b -ji in vsi b -ji pred c -ji v abecedi $\Sigma = \{a, b, c\}$.

$$a^* b^* c^*$$

Primer 3: Opiši vse nize, ki vsebujejo vsaj dva niza 'aa', ki se ne prekrivata v abecedi $\Sigma = \{a, b, c\}$.

$$(a + b + c)^* aa(a + b + c)^* aa(a + b + c)^*$$

Primer 4: Opiši vse nize, ki vsebuje vsaj dva niza 'aa' ki se lahko prekrivata v abecedi $\Sigma = \{a, b, c\}$

$$(a + b + c)^* aa(a + b + c)^* aa(a + b + c)^* + (a + b + c)^* aaa(a + b + c)^*$$

Primer 5: Opiši vse nize, ki ne vsebujejo niza 11 v abecedi $\Sigma = \{0, 1\}$

$$(\varepsilon + 1)(0^* 01)^* 0^*$$

$$(\varepsilon + 1)(0^* + 01)^*$$

Primer 6: S slovensko abecedo opiši besedo "Ljubljana" v vseh sklonih in vseh mešanica velikih in malih črk.

$$(L + l)(J + j)(U + u)(B + b)(L + l)(J + j)(A + a)(N + n)((A + a)(O + o)(E + e)(I + i))$$

Koliko različnih nizov opišemo s tem regularnim izrazom?

$$2^8 \cdot 2^3 = 2^{11} \text{ nizov}$$

2.2 Končni avtomati

2.2.1 Nedeterministični končni avtomati z ε -prehodi

Def.: ε NKA je definiran kot peterka $M = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$, kjer je:

- Q - končna množica stanj
- Σ - vhodna abeceda
- δ - funkcija prehodov, $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \rightarrow 2^Q$
- q_0 - začetno stanje
- F - množica končnih stanj

$2^Q = P(Q)$ je tu potenčna množica stanj avtomata. To pomeni da je so v 2^Q vse možne kombinacije stanj. Recimo da se nahajamo v stanju A , potem nas funkcija prehodov δ pripelje v vsa možna stanja do katerih pridemo iz A z določenim znakom abecede in z vsemi ε prehodi, naprimer $\{A_1, A_2, \dots, A_n\}$. Tukaj je množica stanj $\{A_1, A_2, \dots, A_n\}$ element potenčne množice $P(Q)$

2.2.2 Nedeterministični končni avtomati

Def.: NKA je definiran kot peterka $M = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$, kjer je:

- Q - končna množica stanj
- Σ - vhodna abeceda
- δ - funkcija prehodov $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$
- q_0 - začetno stanje
- F - množica končnih stanj

Def.: Funkcija ε -closure(q) nam pove, do katerih stanj lahko pridemo iz stanja q po ε prehodih.

$$\varepsilon\text{-closure}(q) = \{q_k \mid \exists q_1, q_2, \dots, q_n \in Q, q = q_1 \wedge q_i \in \delta(q_{i-1}, \varepsilon)\}$$

Def.: Posplošena funkcija prehodov $\hat{\delta}$ nam pove, do katerih stanj pridemo po nekem nizu.

$$\hat{\delta}(q, \varepsilon) = \varepsilon\text{-closure}(q)$$

$$\hat{\delta}(q, a) = \delta(q, a)$$

$$\hat{\delta}(q, wa) = \varepsilon\text{-closure}(\{q'' \mid q' \in \hat{\delta}(q, w) \wedge q'' \in \delta(q', a)\})$$

2.2.3 Deterministični končni avtomat

Def.: DKA je definiran kot petorka $M = \langle Q, \Sigma, \delta, q_0, F \rangle$, kjer je:

- Q - končna množica stanj
- Σ - vhodna abeceda
- δ - funkcija prehodov, $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$
- q_0 - začetno stanje
- F - množica končnih stanj

2.2.4 Jeziki končnih avtomatov

Def.: Jezik ε NKA ter NKA je definiran kot:

$$L = \{w \mid \hat{\delta}(q_0, w) \cap F \neq \emptyset\}$$

kjer je $\hat{\delta}(q, w)$ posplošena funkcija prehodov v večih korakih.

Def.: Jezik DKA je definiran kot:

$$L = \{w \mid \hat{\delta}(q_0, w) \in F\}$$

Definicije želijo povedati, da so v jeziku točno tisti nizi, po katerih je iz začetnega stanja mogoče priti do nekega končnega stanja.

2.3 Levo in desno-linearne gramatike

Posebnost linearnih gramatik je v tem, da imajo na desni strani produkcij največ en vmesni simbol, ampak ta model je že nekoliko močnejši od regularnih jezikov (glej ??), če pa se omejimo le na tiste produkcije, ki imajo ta edini vmesni simbol vedno na skrajno levi strani, ali pa vedno na skrajni desni strani niza, dobimo model, ki opisuje regularne jezike.

Def.: Linearna gramatika je definirana kot četvorček $G = \langle N, T, P, S \rangle$, kjer je:

- N - množica spremenljivk oz. vmesnih simbolov, $N \subseteq \Sigma$
- T - množica znakov oz. končnih simbolov, $T \subset \Sigma$, $N \cap T = \emptyset$
- P - množica produkcij
- S - začetni simbol, $S \in N$

Pri tem je abeceda $\Sigma = N \cup T$ in $N \cap T = \emptyset$.

2.3.1 Produkcije

Def.: Pri levo in desno-linearnih gramatikah, s produkcijami slikamo nek vmesni simbol v niz, ki ima lahko vmesni simbol le na skrajno levi pri levo-linearnih, oz. le na skrajno desni pri desno-linearnih:

- $P \subset N \times ((N \cup \{\varepsilon\})T^*)$ - pri levo-linearnih gramatikah
- $P \subset N \times (T^*(N \cup \{\varepsilon\}))$ - pri desno-linearnih gramatikah

2.3.2 Relacija izpeljave \Rightarrow

Def.: Relacija izpeljave pri levo in desno-linearnih gramatikah prek neke produkcije iz P , slika trenutni niz v nov niz, tako, da ima novi niz vmesne simbole lahko le na skrajni levi, pri desno-regularnih pa le na skrajno desni strani, torej:

- $[A \rightarrow B\beta]$ - pri levo-linearnih gramatikah
- $[A \rightarrow \beta B]$ - pri desno-linearnih gramatikah

Pri tem je $A \in N$, $B \in (N \cup \{\varepsilon\})$, $\beta \in T^*$

Def.: Kadar želimo pokazati, da je mogoče z enim ali več koraki mogoče priti iz enega niza do drugega, to lahko zapišemo s splošno relacijo izpeljave \Rightarrow^* .

$$\alpha \Rightarrow^* \beta \quad \text{n.t.k.} \quad \alpha = \alpha_0 \Rightarrow \alpha_1 \Rightarrow \dots \Rightarrow \alpha_k = \beta; \quad k > 0$$

2.3.3 Jezik gramatik

2.4 Jezik regularnih jezikov

Def.: Jezik ki ga opisuje poljubni regularni izraz, končni avtomat, levo ali desno-linearna gramatika, je regularni jezik.

Regularni jeziki ne vsebujejo informacije o prejšnjih znakih vhodnega niza in se z njimi ne da opisati poljubnega jezika. (za postopke dokazovanja regularnosti glej 2.7).

Primeri:

Primer 1: $L = \{\}$ - prazen jezik

Primer 2: $L = \{\varepsilon\}$ - jezik, ki vsebuje ε (ni prazen)

Primer 3: $L = \{a, aa, ab\}$ - jezik, ki vsebuje nize "a, aa, ab"

Primer 4: $L = \{0^n 1^n \mid n > 0\}$ - jezik, ki ni regularen (ne moremo si zapomniti poljubnega števila n)

2.5 Ohranjanje regularnosti jezikov

Regularnost jezika že po definiciji ohranjajo operacije:

- $L_1 \cup L_2$ - unija
- $L_1 \cdot L_2$ - stik
- L^* - iteracija

Obstajajo postopki za konstrukcijo, ki kažejo, da regularnost ohranjajo tudi:

- $L_1 \cap L_2$ - presek

Iz avtomatov za L_1 in L_2 zgradimo t.i. produktni avtomat:

$$M_{L_1} = \{Q_1, \Sigma, \delta_1, q_{1_0}, F_1\}$$

$$M_{L_2} = \{Q_2, \Sigma, \delta_2, q_{2_0}, F_2\}$$

$$M_{L_1} * M_{L_2} = \{Q_1 \times Q_2, \Sigma, \delta_*, \langle q_{1_0}, q_{2_0} \rangle, F_1 \times F_2\}$$

Namesto stanj dobimo pare stanj in moramo preveriti v kateri par pridemo, če gledamo oba stara avtomata, končna pa so tista stanja, ki so končna v obeh starih avtomatih.

$$\delta_*(\langle q_1, q_2 \rangle, a) = \langle \delta_1(q_1, a), \delta_2(q_2, a) \rangle$$

- L^R - obrat

Obrnemo vse povezave, ustvarimo novo začetno stanje, ki gre po ε v stara končna, staro začetno stanje pa postane edino končno stanje.

Regularnost ohranjajo tudi vse operacije, ki so sestavljene iz zgoraj naštetih:

- $L_1 \setminus L_2 = L_1 \cap \overline{L_2}$ - razlika
- $\overline{L} = \Sigma^* \setminus L$ - komplement
- $L_1 \underline{\vee} L_2 = (L_1 \cup L_2) \setminus (L_1 \cap L_2)$ - ekskluzivni ali

2.6 Prevedbe med modeli regularnih jezikov

Regularni izrazi, regularne gramatike in končni avtomati so enako močni modeli in je mogoče pretvarjati med njimi. V tem odseku bomo predstavili naslednje prevedbe:



2.6.1 Regularni izraz \rightarrow Nedeterministični končni avtomat z ε -prehodi

Pretvoriti moramo le osnovne in sestavljene regularne izraze, nato pa ustrezne avtomate samo povezujemo skupaj.

Osnovni izrazi:



Sestavljeni izrazi:



2.6.2 Končni avtomat \rightarrow Regularni izraz

Končni avtomat v regularni izraz prevedemo po metodi z eliminacijo. Pri tej metodi izberemo neko vozlišče za eliminacijo, nato pa njegove sosedne povežemo med seboj, tako, da na nove povezave zapišemo regularne izraze, ki opisujejo dogajanje v tistem vozlišču. Eliminacijo ponavljamo, dokler nam v avtomatu ne ostane le dve stanji, nato pa za končni zapis uporabimo naslednji recept:

Na povezavah avtomata imamo zapisane regularne izraze R, S, Q in T ,



ki jih prepišemo v en sam regularni izraz oblike:

$$(R + SQ^*T)^*SQ^*$$

Primeri:

Primer 1: Zapiši DKA za preverjanje deljivosti s 3 v binarnem sistemu? Zapiši še regularni izraz.



Iz grafa eliminiramo eno stanje in zapišemo regularni izraz:

$$(0 + 1(01^*0)^*1)^*$$

Možna pa je še ena rešitev, če eliminiramo drugo stanje.

2.6.3 Desno-linearna gramatika \rightarrow Nedeterministični končni avtomat z ε -prehodi

Vhodno stanje avtomata je začetni simbol gramatike, nato pa stanja označujemo glede na končne in vmesne simbole, ki jih moramo še porabiti. Produkcije predstavljajo ε prehode v avtomatu, preostali prehodi avtomata pa so črke, ki jih generiramo.

Primer: Pretvori podano desno-linearno gramatiko v nedeterministični končni avtomat z ε -prehodi.

$$S \rightarrow abA \mid aS$$

$$A \rightarrow aa \mid bA$$

Po zgoraj opisanem postopku dobimo:



2.7 Dokazovanje regularnosti jezika

Kadar ugotavljamo, ali je nek jezik regularen, to lahko naredimo na več načinov:

- Pokažemo da je regularen:
 - Jezik skonstruiramo v enem izmed modelov, ki sprejemajo regularne jezike:
 - * Končni avtomati
 - * Regularni izrazi
 - * Levo in desno-linearne gramatike
- Dokažemo da ni regularen:
 - Z uporabo leme o napihovanju za regularne jezike
 - Z uporabo izreka Myhill-Nerode
 - Dokažemo, da jezik ne spada niti v nek širši razred jezikov (glej 3.3)

2.7.1 Lema o napihovanju za regularne jezike

Lema o napihovanju za regularne jezike uporabljamo za dokazovanje, da nek jezik ne spada v razred regularnih jezikov.

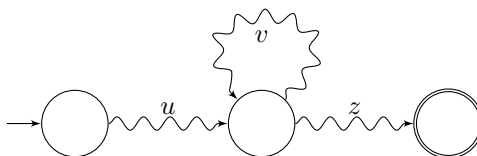
Def.: Za vsak regularni jezik obstaja neka konstanta n , taka, da lahko vsako besedo w iz jezika, daljšo od n , razbijemo na tri dele:

$$w = u v z$$

Pri čemer velja:

- $|uv| \leq n$
- $|v| > 0$
- $uv^i z \in L, \forall i \geq 0$ (napihovanje)

Ker dokazujemo da jezik ni regularen, moramo torej najti neko besedo, za katero pri napihovanju ne ostanemo znotraj jezika. Če nam tega z izbrano besedo ne uspe dokazati, še nismo dokazali da je jezik regularen – edini pravi dokaz tega je konstrukcija jezika v enem izmed modelov, ki opisujejo regularne jezike.



Če zgornjo definicijo pogledamo v kontekstu končnih avtomatov, vidimo, da je n gotovo večji od števila stanj, saj mora za napihovanje v avtomatu obstajati nek cikel, sicer bi bi veljalo $|v| = 0$.

2.7.2 Izrek Myhill-Nerode

2.7.3 Minimizacija končnih avtomatov

Poglavje 3

Kontekstno-neodvisni jeziki

3.1 Kontekstno-neodvisne gramatike

Def.: Kontekstno-neodvisna gramatika je definirana kot četvorček $G = \langle N, T, P, S \rangle$, kjer je:

- N - množica spremenljivk oz. vmesnih simbolov
- T - množica znakov oz. končnih simbolov
- P - množica produkcij
- S - začetni simbol

Def.: Kontekstno-neodvisna gramatika je dvoumna, kadar do nekega končnega niza lahko pridemo po več različnih izpeljavah.

Def.: Kontekstno-neodvisna gramatika je deterministična, kadar za jezik, ki ga gramatika opisuje, obstaja vsaj ena gramatika, ki ni dvoumna. Ni nujno, da je taka gramatika, ki jo imamo - važno je, da taka gramatika obstaja.

3.1.1 Chomskyeva normalna oblika

Def.: Kontekstno-neodvisna gramatika je v Chomskyevi normalni obliki, kadar nima nekoristnih simbolov, ter so vse produkcije naslednjih dveh oblik:

$$A \rightarrow a$$

$$A \rightarrow BC$$

$$a \in T, \quad B, C \in N$$

3.1.2 Greibachina normalna oblika

Def.: Kontekstno-neodvisna gramatika je v Greibachini normalni obliki, kadar so vse produkcije oblike:

$$A \rightarrow a\gamma$$

$$a \in T, \quad \gamma \in N^*$$

3.2 Skladovni avtomati

Def.: Skladovni avtomat je definiran kot sedmerka $M = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F \rangle$, kjer je:

- Q - končna množica stanj
- Σ - vhodna abeceda
- Γ - skladovna abeceda
- δ - funkcija prehodov, $\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \times \Gamma \rightarrow 2^{Q \times \Gamma^*}$

- q_0 - začetno stanje, $q_0 \in Q$
- Z_0 - začetni skladovni simbol, $Z_0 \in \Gamma$
- F - množica končnih stanj

3.2.1 Trenutni opis

Def.: Trenutni opis je trojka $\langle q, w, \gamma \rangle \in Q \times \Sigma^* \times \Gamma^*$, pri čemer je q trenutno stanje, w preostanek vhodnega niza, ter γ trenutna vsebina sklada

3.2.2 Relacija \vdash

Def.: Relacija \vdash nas pelje iz enega trenutnega opisa v drugega, če je ta prehod predviden v funkciji prehodov δ :

$$\langle q, aw, Z\gamma \rangle \vdash \langle p, w, \gamma'\gamma \rangle \iff \langle p, \gamma' \rangle \in \delta(q, a, Z)$$

Uporabljamo tudi posplošeno relacijo \vdash^* , ki je ubistvu samo ena ali več-kratna uporaba relacije \vdash . Pove nam to, da pridemo iz enega trenutnega opisa do drugega, prek enega ali večih prehodov, pod pogojem, da vse vmesne prehode predvideva funkcija prehodov δ .

3.2.3 Jezik skladovnega avtomata

3.3 Dokazovanje kontekstne-neodvisnosti jezika

3.3.1 Lema o napihovanju za kontekstno-neodvisne jezike

3.3.2 Ogdenova lema za kontekstno-neodvisne jezike

Poglavje 4

Turingovi jeziki

4.1 Zgodovina

Leta 1900 je Nemški matematik David Hilbert objavil seznam triindvajsetih nerešenih problemov v matematiki. Eden izmed Hilbertovih problemov (deseti po vrsti), je vprašanje, ali obstaja postopek, po katerem ugotovimo rešljivost poljubne Diofantske enačbe – torej, ali lahko ugotovimo, če ima polinom s celoštevilskimi koeficienti $P(x_1, x_2, \dots, x_n) = 0$, celoštevilsko rešitev. Kljub temu, da je Emil Post že leta 1944 slutil, da je problem nerešljiv, je to dokončno dokazal rus Jurij Matijaševič šele leta 1970 v svojem doktorskem delu. Med reševanjem problema pa so se matematiki že prej začeli ukvarjati s formalizacijo pojma postopka oz. algoritma. Intuitivna definicija tega se glasi nekako tako:

Def.: Algoritem je zaporedje ukazov, s katerimi se v končnem številu korakov opravi neka naloga.

Pri tem pa ostaja še kar nekaj odprtih vprašanj, npr.:

- Kakšni naj bodo ukazi?
 - Osnovni - algoritem ima veliko korakov
 - Kompleksni - prezapleteni ukazi so že sami algoritmi
- Koliko ukazov naj bo?
 - Končno - ali je s končno množico res mogoče rešiti vsako nalogo?
 - Neskončno - kakšen izvajalec ukazov je sposoben izvršiti neskončno različnih ukazov?
- So ukazi zvezni ali diskretni?
- V kakšnem pomnilniku so ukazi shranjeni?
 - Končnem - ali s končnim zaporedjem ukazov res lahko mogoče rešimo vsako nalogo?
 - Neskončnem - ●

Nekateri zgodnji poskusi formalizacije pojma algoritma so:

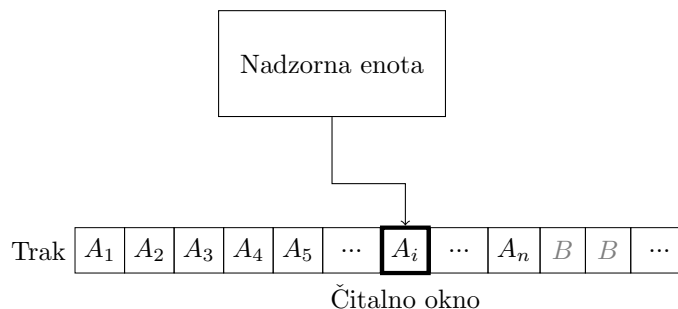
- Rekurzivne funkcije (Kurt Gödel, Stephen Kleene)
- Splošne rekurzivne funkcije (Jacques Herbrand, Kurt Gödel)
- Algoritmi Markova (Andrey Markov, ml.),
- Produkcijski sistem (Emil Post),
- Lambda račun (Alonso Church, 1936)
- Turingov stroj (Alan Turing, 1936)

4.2 Turingovi stroji

Turingov stroj se je uveljavil kot uporaben in preprost model računanja, ki zna izračunati vse kar se izračunati da (pod pogojem, da Church-Turingova teza drži). Alan Turing je svoj stroj izpeljal iz razmišljanja o tem, kako človek rešuje miselne probleme na papir. Pri tem je izbral tri sestavne dele:

- Nadzorna enota (glava)
- Čitalno okno (roka in vid)
- Trak (papir)

V postopku formalizacije, pa je zaradi večje preprostosti, zahteval še, da je stroj sestavljen iz končno mnogo elementov, ter da deluje v diskretnih korakih.



Def.: Turingov stroj je definiran kot sedmerka $M = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F \rangle$, kjer je:

- Q končna množica stanj
- Σ končna množica vhodnih simbolov, $Q \cap \Sigma = \emptyset$
- Γ končna množica tračnih simbolov, $\Sigma \subset \Gamma$
- δ funkcija prehodov: $Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, D\}$,
kjer L in D označujeta premik levo ali desno
- q_0 začetno stanje, $q_0 \in Q$
- B prazen simbol, $B \in \Gamma$
- F množica končnih stanj, $F \subseteq Q$

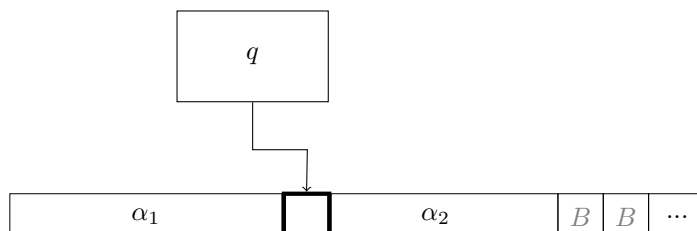
Stroj deluje tako, da v vsakem koraku opravi naslednje:

- preide v neko stanje
- zapiše nov simbol v celico, ki je pod oknom
- okno premakne eno celico levo ali desno

4.2.1 Trenutni opis

Def.: $TO = \Gamma^* \times Q \times \Gamma^*$ je množica vseh trenutnih opisov.

Nek trenutni opis $\langle \alpha_1, q, \alpha_2 \rangle$, ali krajše $\alpha_1 q \alpha_2$ opisuje konfiguracijo Turingovega stroja.



Čitalno okno je nad prvim znakom niza α_2 , iz tega lahko razberemo:

- če je $\alpha_1 = \varepsilon$, je okno skrajno levo
- če je $\alpha_2 = \varepsilon$, je okno nad B in so naprej sami B -ji

4.2.2 Relacija \vdash

Def.: Če sta u, v trenutna opisa iz množice TO , ter v neposredno sledi iz u v enem koraku Turingovega stroja, tedaj pišemo $u \vdash v$.

Naj bo $x_1 \dots x_{i-1} q x_i \dots x_n$ trenutni opis:

- če je $\delta(q, x_i) = \langle p, Y, D \rangle$:
 $x_1 \dots x_{i-1} q x_i \dots x_n \vdash x_1 \dots x_{i-1} Y p x_{i+1} \dots x_n$
- če je $\delta(q, x_i) = \langle p, Y, L \rangle$:
 - če je okno na robu ($i = 1$), se Turingov stroj ustavi, ker je trak na levi omejen.
 - če okno ni na robu ($i > 1$), potem: $x_1 \dots x_{i-2} x_{i-1} q x_i \dots x_n \vdash x_1 \dots x_{i-2} p x_{i-1} Y x_{i+1} \dots x_n$

Imamo pa tudi posplošeno relacijo $u \vdash^* v$, ki pove, da trenutni opis v sledi iz u v enem ali več korakih.

Def.: $u \vdash^* v$, če obstaja tako zaporedje $x_i, (i \in [0, 1, \dots, k], k \geq 0)$, da velja $u = x_0, v = x_k$ in $x_0 \vdash x_1 \wedge x_1 \vdash x_2 \wedge \dots \wedge x_{k-1} \vdash x_k$

Torej, trenutni opis v sledi iz u , v k korakih Turingovega stroja.

4.3 Jezik Turingovega stroja

Def.: Jezik Turingovega stroja je:

$$L(M) = \{w \mid w \in \Sigma^* \wedge \varepsilon q_0 w \vdash^* \alpha_1 q_F \alpha_2 \wedge \alpha_1, \alpha_2 \in \Gamma^*, q_F \in F\}$$

Z besedami to pomeni, da je jezik Turingovega stroja množica besed, ki če jih damo na vhod stroja, povzročijo, da se ta v končno mnogo korakih znajde v končnem stanju.



Začetna konfiguracija Turingovega stroja.

Def.: Jezik L je Turingov jezik, če obstaja Turingov stroj M , tak, da je $L = L(M)$.

4.3.1 Ugotavljanje pripadnosti besed Turingovemu jeziku

Pri vprašanju ali je neka beseda v jeziku, Turingove jezike ločimo na:

- Odločljive - obstaja algoritem, s katerim se lahko za poljubno besedo odločimo, ali pripada jeziku.
- Neodločljive - v splošnem ni algoritma, ki bi za poljubno vhodno besedo z DA ali NE odgovoril na vprašanje pripadnosti.
 - če je odgovor DA, to ugotovimo v nekem končnem številu korakov.
 - če je odgovor NE, pa ni nujno, da se bo stroj kdaj ustavil.
- - vennov diagram odločljivi jeziki znotraj Turingovih?

Primer: Zapiši Turingov stroj, ki sprejema jezik $L = \{0^n 1^n \mid n \geq 1\}$

Skica izvajanja stroja:

- $0^n 1^n$ - vhodna beseda
- $X 0^{n-1} 1^n$ - zamenjamo najbolj levo 0 z X

- $X0^{n-1}Y1^{n-1}$ - premaknemo okno desno do najbolj leve 1 in jo zamenjamo z Y
- $XX0^{n-2}Y1^{n-1}$
 $XX0^{n-2}YY1^{n-2}$ - ponovimo in vidimo, da bomo niz sprejeli, če je prave oblike.

Turingov stroj zapišemo kot $M = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F \rangle$:

- $Q = \{q_0, q_1, q_2, q_3, q_4\}$
- $\Sigma = \{0, 1\}$
- $\Gamma = \{0, 1, B, X, Y\}$
- $F = \{q_4\}$
- δ bomo definirali s tabelo

Pomen stanj:

- q_0 - začetno stanje in stanje pred zamenjavo 0 z X
- q_1 - premikanje desno do 1
- q_2 - zamenjava 1 z Y in premikanje levo do X
- q_3 - najde X in se premik desno
- q_4 - končno stanje

Tabela prehajanja stanj:

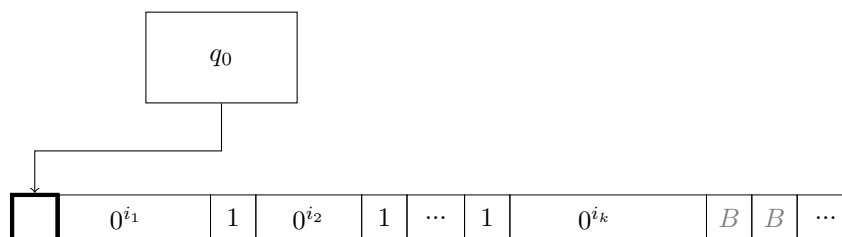
	0	1	X	Y	B
q_0	$\langle q_1, X, D \rangle$	–	–	$\langle q_3, Y, D \rangle$	–
q_1	$\langle q_1, 0, D \rangle$	$\langle q_2, Y, L \rangle$	–	$\langle q_1, Y, D \rangle$	–
q_2	$\langle q_2, 0, D \rangle$	–	$\langle q_0, X, D \rangle$	$\langle q_2, Y, L \rangle$	–
q_3	–	–	–	$\langle q_3, Y, D \rangle$	$\langle q_4, B, D \rangle$
q_4	–	–	–	–	–

Izvajanje stroja s trenutnimi opisi:

$$q_00011 \vdash Xq_1011 \vdash X0q_111 \vdash Xq_20Y1 \vdash \dots$$

4.3.2 Turingov stroj kot računalnik funkcij

Imamo Turingov stroj, ki ima na traku neko število ničel, ki predstavljajo pozitivna naravna števila, ločena z enicami:



Recimo, da se stroj po nekem številu korakov ustavi in ima na traku skupino ničel 0^m , na levi in desni strani skupine pa same B -je. S tem je stroj morda izračunal neko funkcijo:

$$f^{(k)} : \mathbb{N}_+^k \rightarrow \mathbb{N}_+ \text{ oz. } f(i_1, i_2, \dots, i_k) = m$$

Funkcija f ni nujno definirana za vsako k -terico iz \mathbb{N}_+^k , torej je parcialna funkcija, kadar pa je definirana povsod, pravimo da je totalna. Stroj se pri nedefiniranih k -tericah pač na neki točki ustavi in pri tem na traku ne pusti le ene skupine ničel, ali pa se sploh ne ustavi. Isti turingov stroj hkrati računa več funkcij: $f^{(1)}, f^{(2)}, \dots, f^{(k)}$.

Parcialna rekurzivna funkcija

Def.: Vsaka funkcija $f^{(k)} : \mathbb{N}_+^k \rightarrow \mathbb{N}$, ki jo lahko izračuna nek Turingov stroj, je parcialna rekurzivna funkcija. Če je $f^{(k)}$ definirana za vse k -terice, jo imenujemo totalna rekurzivna funkcija (včasih samo rekurzivna funkcija)

Vse običajne aritmetične funkcije so parcialne ali celo totalne rekurzivne funkcije. V primerih si bomo pogledali nekaj primerov, tu pa jih nekaj naštejmo: $m + n$, $m * n$, $n!$, 2^n , $\lceil \log(n) \rceil$, m^n ,

Primeri:

Primer 1: Ali je $f(m, n) = m + n$ (parcialno) rekurzivna?

Skica stroja, ki računa $m + n$:

- $0^m 10^m$ - vhodna beseda
- $B0^{m-1}10^m$ - izbriši prvo ničlo
- $B0^{m+n}$ - premakni se do 1 in jo zamenjaj z 0

Primer 2: Ali je $f(m, n) = m * n$ (parcialno) rekurzivna?

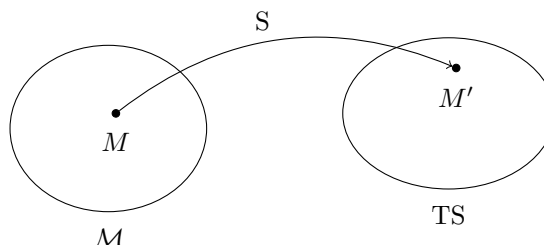
Skica stroja, ki računa $m * n$:

- $0^m 10^n$ - vhodna beseda
- $0^m 10^n 1$ - premakni se na konec in zapiši 1 (ločnica za rezultat)
- $B0^{m-1}10^n 1$ - premakni se na začetek in izbriši 0
- $B0^{m-1}10^m 10^n$ - prekopiraj n ničel za ločnico (in ničle)
- $B^m 10^m 10^{m*n}$ - ponavljaj tadva koraka, dokler ni več ničel pred prvo 1
- $B^{m+n+2}0^{m*n}$ - izbriši del, ki ne spada v rezultat

4.4 Razširitve Turingovega stroja

V tem odseku bomo spoznali nekaj razširitev Turingovega stroja in pokazali da so enako močne kot osnovni model. Poleg tega bomo naredili še pregled alternativnih modelov, za katere se je tudi izkazalo, da so enako močni.

Postopek dokazovanja: Recimo, da je \mathcal{M} razred modelov, za katerega želimo dokazati, da je ekvivalenten razredu Turingovih strojev. Poiskati moramo sistematičen, končen postopek S , ki poljubnemu stroju $M \in \mathcal{M}$ priredi nek Turingov stroj M' , ki je sposoben simulirati M .



4.4.1 Nadzorna enota kot pomnilnik

Vsako stanje stroja, je sestavljeno iz dveh delov – stanja avtomata, ter shrambe za tračne znake. Novo množico stanj zapišemo kot $Q = K \times \Gamma$, kjer je K stara množica stanj in Γ tračna abeceda.

Primer: Sestavi Turingov stroj za razpoznavanje besed, pri katerih se prvi znak ne ponovi:

Stroj $M = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, B, F \rangle$ zapišemo kot:

- $M = \langle Q, \{0, 1\}, \{0, 1, B\}, \delta, \langle q_0, B \rangle, B, F \rangle$
- $Q = \{q_0, q_1\} \times \{0, 1, B\} = \{\langle q_0, 0 \rangle, \langle q_0, 1 \rangle, \langle q_0, B \rangle, \langle q_1, 0 \rangle, \langle q_1, 1 \rangle, \langle q_1, B \rangle\}$
- $F = \{\langle q_1, B \rangle\}$
- δ zapišemo kot:
 - Shrani prvi znak besede v stanje stroja:
 - $\delta(\langle q_0, B \rangle, 0) = \langle \langle q_1, 0 \rangle, 0, D \rangle$
 - $\delta(\langle q_0, B \rangle, 1) = \langle \langle q_1, 1 \rangle, 1, D \rangle$

- Premakni okno v desno do prvega znaka, enakega shranjenemu:
 $\delta(\langle q_1, 0 \rangle, 1) = \langle \langle q_1, 0 \rangle, 1, D \rangle$
 $\delta(\langle q_1, 1 \rangle, 0) = \langle \langle q_1, 1 \rangle, 0, D \rangle$
- Če prebereš B , pojdi v končno stanje:
 $\delta(\langle q_1, 0 \rangle, B) = \langle \langle q_1, B \rangle, karkoli \rangle$
 $\delta(\langle q_1, 1 \rangle, B) = \langle \langle q_1, B \rangle, karkoli \rangle$
- Sicer se ustavi. To dosežemo tako, da ne definiramo prehodov:
 $\delta(\langle q_1, 0 \rangle, 0)$ in $\delta(\langle q_1, 1 \rangle, 1)$

4.4.2 Večsledni trak

Na traku imamo več kot eno sled, kar pomeni, da s traku beremo k -terice tračnih znakov, kar zapišemo kot: $\Gamma = \Gamma_1 \times \Gamma_2 \times \cdots \times \Gamma_k$.



Primer: Sestavi Turingov stroj, ki preveri, ali je vhodno število praštevilo.

Skica stroja:

- Trak ima tri sledi:
 - na prvi sledi je vhodno število
 - na drugi sledi je števec, ki na začetku hrani število 2
 - tretjo sled uporabimo za delovno sled, na začetku je lahko prazna.
- Stroj deluje tako:
 - prepisi število s prve sledi na tretjo sled
 - odštevaj število iz druge sledi od števila na tretji sledi
 - če se odštevanje konča z 0, se ustavi (ni praštevilo)
 - sicer število na drugi sledi povečaj za 1
 - če je število na drugi sledi enako tistemu na prvi, sprejmemo (je praštevilo)
 - sicer, ponovimo postopek

4.4.3 Prestavljanje vsebine traku

Recimo, da bi s traku radi vzeli nekaj zaporednih znakov tako, kot da bi jih izrezali iz traku in nato trak zlepili nazaj skupaj, izrezane simbole pa bi si pri tem seveda radi nekako zapomnili. Tudi to metodo realiziramo s pomočjo shrambe za tračne simbole v nadzorni enoti, a moramo pri tem paziti, da je funkcija prehodov pravilno napisana.

- slika "gube" na traku in slika nadzorne enote

Primer: Sestavi Turingov stroj, ki premakne vsebino traku za 2 celici v desno.

Skica stroja:

- Q vsebuje stanja oblike: $\langle q, A_1, A_2 \rangle$; $q \in \{q_1, q_2\}$, $A_1, A_2 \in \Gamma$
- Γ poleg ostalih znakov, vsebuje še poseben znak X , ki označuje izpraznjeno celico na traku
- $F = \{q_2\}$

- δ zapišemo kot:
 - Prva koraka – zapomni si in izprazni prvi in drugi znak:

$$\delta(\langle q_1, B, B \rangle, A_1) = \langle \langle q_1, B, A_1 \rangle, X, D \rangle$$

$$\delta(\langle q_1, B, A_1 \rangle, A_2) = \langle \langle q_1, A_1, A_2 \rangle, X, D \rangle$$
 - Zapomni si nov znak in prvega iz shrambe zapiši na trak:

$$\delta(\langle q_1, A_i, A_{i+1} \rangle, A_{i+2}) = \langle \langle q_1, A_{i+1}, A_{i+2} \rangle, A_i, D \rangle$$
 - Zadnja koraka – zapiši vsebino shrambe na trak:

$$\delta(\langle q_1, A_{n-1}, A_n \rangle, B) = \langle \langle q_1, A_n, B \rangle, A_{n-1}, D \rangle$$

$$\delta(\langle q_1, A_n, B \rangle, B) = \langle \langle q_2, B, B \rangle, A_n, L \rangle$$

4.4.4 Podprogrami

•

4.4.5 Turingov stroj z dvosmernim trakom

Imamo Turingov stroj, ki ima trak neomejen v obe smeri. Vhodna beseda je na začetku napisana nekje na traku, okno pa je na prvem znaku besede.



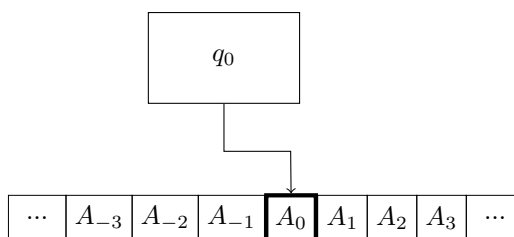
Stroj je definiran skoraj enako kot osnovni Turingov stroj, le funkcija prehodov δ je enostavnejša, saj ni treba skrbeti, kaj se zgodi, če zadanemo levi rob, kot pri običajnem Turingovem stroju.

Trditev: Turingov stroj z dvosmernim trakom ni šibkejši od osnovnega Turingovega stroja.

Dokaz: Stroj se lahko vede kot da je omejen na levi. Na začetku izvajanja se premaknemo levo, zapišemo poseben znak, ki nam pomeni konec traku. Nato se premaknemo desno in stroj normalno izvajamo.

Trditev: Turingov stroj z dvosmernim trakom ni močnejši od osnovnega.

Dokaz: Imamo Turingov stroj M z dvosmernim trakom:



Stroju M priredimo dvosledni Turingov stroj M' . Zgornja sled nam bo predstavljala celice od A_0 naprej, spodnja pa vse tiste, levo od A_0 :

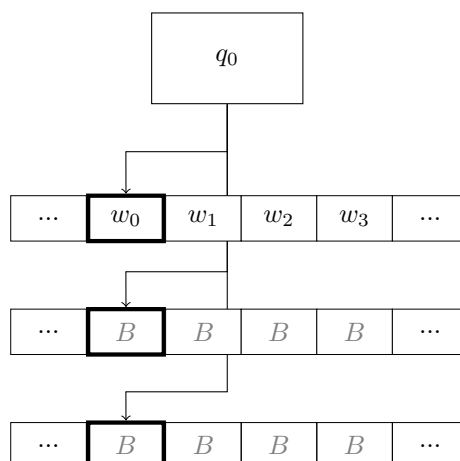


Stroj M' deluje tako:

- naenkrat dela le z eno sledjo
- ko na drugi sledi vidi #, zamenja aktivno sled
- na zgornji sledi dela enako kot M
- na spodnji se obrne smer premikanja

4.4.6 Večtračni Turingov stroj

Večtračni Turingov stroj ima $k > 1$ trakov, ki so neomejeni v obe strani. Poleg tega ima vsak trak svoje okno, ki se lahko neodvisno od ostalih premika ob vsakem koraku. Spet imamo na začetku vhodno besedo na prvem traku in je okno prvega traku na prvem znaku vhodne besede, na ostali trakovi pa so prazni.



Def.: Korak stroja δ opišemo kot:

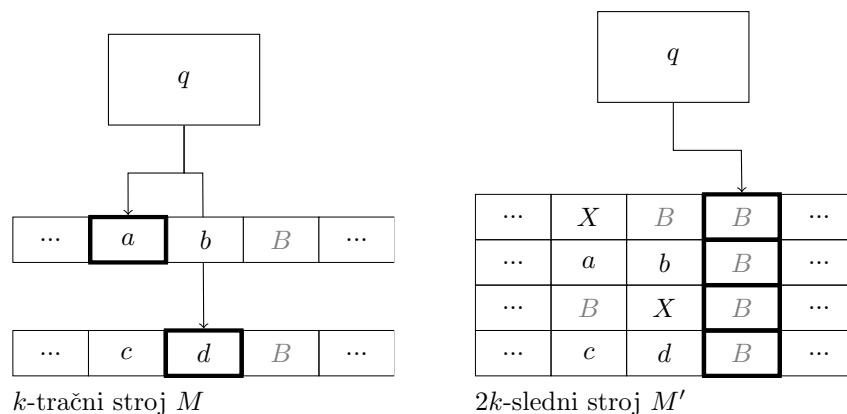
$$\delta = Q \times \Gamma^k \rightarrow Q \times (\Gamma \times \{L, D, -\})^k$$

Torej, na vsakem koraku dobimo iz trenutnega stanja, ter tračnega simbola vsakega traku, neko novo stanje, ter za vsak trak neodvisno nov simbol in premik.

Trditev: Večtračni Turingov stroj je enako močen kot osnovni model.

Dokaz: (\Rightarrow): Večtračni Turingov stroj uporabi le prvi trak.

(\Leftarrow): Turingovemu stroju M s k -trakovi priredimo $2k$ -sledni v obe strani neskončni Turingov stroj M' . Za vsak trak stroja M imamo tako dve sledi v M' – na zgornji sledi je zapisana oznaka X , ki pove, kje naj bi bilo okno na tem traku stroja M , na spodnji sledi pa je zapisana vsebina tega traku stroja M .



Stroj M' torej hrani trenutni položaj na trakovih s dodatno sledjo, ki ima v ustrezni celici zapisan simbol X .

Poleg tega pa pri M' potrebujemo še drugačno nadzorno enoto, ki hrani:

- Stanje stroja
- k tračnih simbolov
- Števec na intervalu $[0, k]$, ki nam pove, koliko simbolov X je še desno od trenutnega položaja okna.

Stroj M' simulira en korak stroja M tako da:

- Okno pomika v desno
- Ko na neki sledi naleti na simbol X :
 - V nadzorno enoto shrani simbol iz naslednje sledi
 - Zmanjša števec za 1.
- Ko števec doseže 0, se začne pomikati v levo
- Ko naleti na simbol X
 - Zamenja tračni simbol na naslednji sledi, enako kot bi naredil stroj M
 - Premakne se levo ali desno, enako kot bi naredil stroj M
 - Poveča števec za 1
- Ko števec doseže k , nadzorna enota preide v novo stanje, enako kot bi stroj M

En korak stroja M torej simuliramo s končno dolgim sprehodom v desno in levo.

4.4.7 Nedeterministični Turingov stroj

Pri nedeterminističnem Turingovem stroju, imamo lahko v določeni konfiguraciji več možnosti, kako bo stroj nadaljeval z delom. Za formalni zapis tega je potrebno spremeniti le funkcijo prehodov δ , ki sedaj slika v množico konfiguracij, namesto v eno samo:

$$\delta : Q \times \Gamma \rightarrow 2^{Q \times \Gamma \times \{L, D, -\}}$$

Def.: Nedeterministični Turingov stroj sprejme besedo natanko tedaj, kadar obstaja končno zaporedje korakov, po katerem pridemo do končnega stanja.

Primer: $\delta(0, a) = \{\langle q_1, b, L \rangle, \langle q_2, c, D \rangle, \langle q_3, a, L \rangle, \langle q_2, B, L \rangle\}$

Stroj bo izbral tisto preslikavo, ki ga vodi k sprejetju vhodne besede. Če to ni mogoče, se bo stroj ali ustavil v nekončnem stanju, ali pa se sploh ne bo ustavil.

Trditev: Nedeterministični Turingov stroj zmore vse kar zmore osnovni Turingov stroj.

Dokaz: Funkcija prehodov δ osnovnega TS je le poseben primer funkcije δ nedeterminističnega Turingovega stroja.

Trditev: Nedeterministični Turingov stroj ni močnejši od osnovnega modela.

Dokaz: Simulacija nedeterminističnega Turingovega stroja z osnovnim:

• slika

Naj bo M nek nedeterministični Turingov stroj in naj ima njegov program v vsaki množici $\delta(q, a)$ največ r možnih potez, kjer je r končno število.

Stroju M priredimo osnovni 3-sledni Turingov stroj M' , z naslednjimi lastnostmi:

- na prvi sledi ima abecedo stroja M
- na drugi sledi generira zaporedje navodil besed nad abecedo $\{1, 2, \dots, r\}$ v leksikografskem vrstnem redu (npr. $r = 3 : 1, 2, 3, 11, 12, 13, \dots$)
- na tretji sledi simulira stroj M , kot da bi ta izbral poteze skladno s tekočimi navodili

Natančneje stroj M' deluje tako:

- na drugi sledi sestavi novo, naslednje navodilo
 - prepiše vhodno besedo s prve na tretjo sled
 - na tretji sledi simulira stroj M , kot da bi ta izbral svoje poteze skladno s tekočimi navodili.
- Pri tem:
- če M' pride do konca navodila in je tedaj v končnem stanju, vhodno besedo sprejme in konča, kot bi to storil tudi M
 - sicer nadaljuje s prvim korakom ali pa se ustavi v končnem stanju

Trditev: Če M sprejme besedo jo sprejme tudi M' .

Izrek: Za jezik L obstaja nedeterministični Turingov stroj natanko tedaj, ko za L obstaja osnovni Turingov stroj.

4.4.8 Večdimenzionalni Turingov stroj

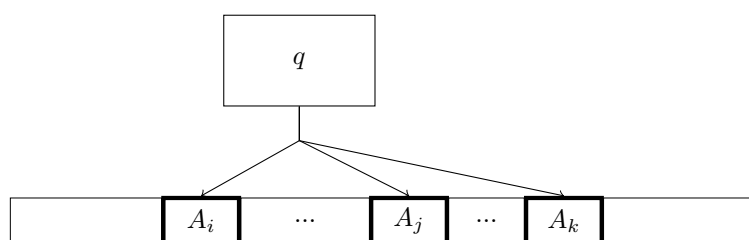
Pri tem modelu je trak k -dimenzionalen ($k \geq 2$) in je v vsaki dimenziji neomejen v obe smeri.

Za tridimenzionalni Turingov stroj bi to pomenilo, da je celica kocka in se po vsakem koraku stroja premaknemo v eno izmed šestih sosednjih celic.

4.4.9 Turingov stroj z več okni

Nadzorna enota hkrati lahko bere iz večih oken na istem traku.

Okna so ves čas enako oddaljena med seboj.



4.5 Alternative Turingovemu stroju

Alternative smo našli že na začetku poglavja. Tu v uvodu na hitro povejmo malo o tem, prek katerih metafor so različni raziskovalci prišli do svojih modelov. Turing je poskušal formalizirati kako človek rešuje problem na papir, ostali pa so se zgledovali po jeziku (npr. kako iz opisa problema dobiti opis rešitve), ali pa kar po funkcijah.

4.5.1 Rekurzivne funkcije (Gödel, Kleene)

Gödel si je zamislil, da bi iz nekaj osnovnih funkcij z nekaj pravili lahko izpeljal kompleksnejše funkcije. Definiral je: ničelno funkcijo, funkcijo naslednik in projekcijo, ter pravili za sestavljanje: kompozicijo in primitivno rekurzijo.

- začetne in drevo ven

Konstrukcija funkcije opisuje tudi mehanični postopek za izračun vrednosti funkcije, tako, da je s tem tudi kandidat za formalni opis pojma algoritma.

Kasneje se je izkazalo, da ta pravila ne zadostujejo, saj obstaja npr. Ackermannova funkcija, ki narašča hitreje od vsake funkcije, ki pripada primitivno rekuzivnim:

$$A(m, n) = \begin{cases} n + 1 & ; \quad m = 0 \\ A(m - 1, 1) & ; \quad m > 0 \wedge n = 0 \\ A(m - 1, A(m, n - 1)) & ; \quad m > 0 \wedge n > 0 \end{cases}$$

Kleene zato doda Gödelovim pravilom še eno pravilo sestavljanja – minimizacijo oz. μ -operacijo.

Def.: Totalne naravne funkcije $f : N^k \leftarrow N$, ki jih je moč konstruirati iz treh začetnih funkcij, s končno mnogo uporabami treh pravil sestavljanja imenujemo **rekurzivne funkcije**.

Konstrukcija rekurzivne funkcije f je končno zaporedje f_1, f_2, \dots, f_L in je $f_L = f$, ter je vsaka funkcija f_i na poti, bodisi začetna, bodisi po pravilih sestavljena iz predhodnic v tem zaporedju.

Začetne funkcije:

- Ničelna funkcija: $\zeta(n) = 0$
- Naslednik: $\sigma(n) = n + 1$
- Projekcija: $\pi_i^k(n_1, n_2, \dots, n_k) = n_i$

Pravila sestavljanja:

- Kompozicija:

$$g : \mathbb{N}^m \rightarrow \mathbb{N}$$

$$h_i : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$$

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = g(h_1(x_1, x_2, \dots, x_n), h_2(x_1, x_2, \dots, x_n), \dots, h_m(x_1, x_2, \dots, x_n))$$

- Primitivna rekurzija:

$$g : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$$

$$h : \mathbb{N}^{n+2} \rightarrow \mathbb{N}$$

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n, 0) = g(x_1, x_2, \dots, x_n)$$

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n, y + 1) = h(x_1, x_2, \dots, x_n, y, f(x_1, x_2, \dots, x_n, y))$$

- Minimizacija:

$$g : \mathbb{N}^{n+1} \rightarrow \mathbb{N}$$

$$f(x_1, x_2, \dots, x_n) = \mu_y(g(x_1, x_2, \dots, x_n, y)) = z$$

Pri tem je z najmanjše število, za katerega velja $g(x_1, x_2, \dots, x_n, z) = 0$. Če tak z ne obstaja je funkcija f tam nedefinirana.

Povzetek: Algoritem po Gödel-Kleenu(GK) je ravno konstrukcija rekurzivne funkcije.

Računanje po GK je izračun vrednosti funkcije tako, kot jo narekuje njena konstrukcija.

Funkcija je izračunljiva po GK, če je rekurzivna.

4.5.2 Splošne rekurzivne funkcije (Herbrand, Gödel)

Herbrand je razmišljal o tem, kako poljubno naravno funkcijo definirati s sistemom enačb.

Gödelu je pisal: „*Recimo, da je f neznana funkcija, g_1, g_2, \dots, g_m pa znane. Funkcije f in g_i poljubno vstavljamo kot argumente v druge funkcije, nato pa nekatere dobljene izraze izenačimo. Če ima dobljeni sistem natanko eno rešitev za funkcijo f , potem je f rekurzivna.*”

Ta pa je dodal še dve dodatni zahtevi:

- Na levi strani enačb se funkcija f ne sme pojaviti kot eden izmed argumentov f .
- Funkcija f naj bo totalna.

Def.: Če se funkcijo f da zapisati na zgoraj zapisani način, je **splošno rekurzivna**. Sistem označimo z $\varepsilon(f)$ in mu pravimo **standardni sistem**.

Pravila za računanje vrednosti $f(n_1, n_2, \dots, n_k)$ iz $\varepsilon(f)$:

- V enačbi vse pojave neke spremenljivke zamenjamo z istim naravnim številom
- V enačbi pojave funkcije zamenjamo z njeno vrednostjo

Povzetek: Algoritem po Herbrand-Gödlu (HG) je $\varepsilon(f)$.

Računanje po HG je izračun vrednosti funkcije $f(n_1, \dots, n_k)$ iz $\varepsilon(f)$.

Funkcija je izračunljiva po HG, če je splošno rekurzivna.

4.5.3 Netipizirani λ -račun (Alonso Church)

Pri λ -računu imamo začetni izraz oz. začetni λ -term, ki opisuje neko funkcijo f in njene argumente n_1, \dots, n_k . Cilj računanja je preoblikovati začetni λ -term v tak končni λ -term, ki bo opisoval ravno vrednost funkcije $f(n_1, n_2, \dots, n_k)$.

Preoblikovanje dosežemo z uporabo redukcij:

- α -redukcija preimenuje spremenljivko v λ -termu,
- β -redukcija uporabi neko funkcijo nad njenimi argumenti.

$$t_0 \rightarrow t_1 \rightarrow \dots \rightarrow t_k = f(n_1, n_2, \dots, n_k)$$

Def.: funkcija, ki jo je moč predstaviti in računati v *lambda*-računu, je **λ -definabilna**

Povzetek: Algoritem po Churchu je λ -term.

Računanje po Churchu je preoblikovanje začetnega λ -terma v končni λ -term z redukcijami.

Funkcija je izračunljiva po Churchu, če je λ -definabilna.

4.5.4 Postov Stroj (Emil Post)

Model je podoben Turingovemu stroju, z naslednjimi spremembami:

- Stroj s traku lahko le bere znake
- Uporablja posebno vrsto znakov
- - slika

Korak stroja: Iz celice pod oknom in iz začetka vrste prebere po en znak. Na podlagi teh dveh znakov in stanja premakne okno, nov znak da na konec vrste in preide v novo stanje.

Povzetek: Algoritem po Postu je program Postovega stroja.

Računanje po Postu je izvajanje programa Postovega stroja.

Funkcija je izračunljiva po Postu, če njeno vrednost lahko izračuna Postov stroj.

4.5.5 Algoritmi Markova (Andrej Markov ml.)

Imamo abecedo Σ , ter končno zaporedje produkcij:

$$x_1 \rightarrow y_1$$

$$x_2 \rightarrow y_2$$

...

$$x_n \rightarrow y_n$$

$$x, y \in \Sigma^*$$

Produkcija preoblikuje besedo tako, da v besedi nadomesti skrajno levi pojav x_i z y_i . Algoritem je zaporedje korakov, ki postopno preoblikuje začetno besedo v končno. V vsakem koraku se trenutna beseda preoblikuje s najbolj levo možno produkcijo.

Povzetek: Algoritem po Markovu je gramatika.

Računanje po Markovu je preoblikovanje vhodne besede z dano gramatiko.

Funkcija je izračunljiva po Markovu, če njeno vrednost računa kaka gramatika

od tu naprej je neurejeni del zapiskov.. halp!

4.6 Church-Turingova teza

Church je postavil domnevo: „*algoritem*“ \iff algoritem po Churchu (λ -račun)

Turing je postavil domnevo: „*algoritem*“ \iff algoritem po Turingu (Turingovi stroji)

Church-Turingova teza: „*algoritem*“ \iff algoritem po Turingu ali po katerem izmed ostalih ekvivalentnih modelov.

4.7 Težave s totalnimi funkcijami

$$f : \mathbb{N}^n \rightarrow \mathbb{N}$$

Kako v splošnem dokazati, da je neka funkcija totalna?

V najslabšem primeru, je treba za vsak $x \in A$ pogledati, ali je funkcija za ta x definirana. Če je A neskončen, ta način seveda ni mogoč. Pojem izračunljivosti funkcije se tako opira na nek algoritmično težko določljiv pojem totalnosti.

Po Church-Turingovi tezi je izračunljiva ... rekurzivna funkcija

- moč $N^k : N$ je c (moč realnih števil)
- rekurzivnih funkcije je \aleph_0 (števno mnogo)
- Vsako definira program TS, programov pa je števno mnogo.
- ? ali je med vsemi funkcijami ($\mathbb{N}^{\mathbb{N}}$) možno najti tako, ki je izračunljiva, pa ni rekurzivna.
- DA – dokaz z diagonalizacijo:

Trditev: Obstaja izračunljiva funkcija, ki ni rekurzivna.

Dokaz: Definicije funkcij so končna zaporedja.

uredimo zaporedja po dolžini, enako dolga pa leksikografsko

\Rightarrow lahko govorimo o prvem, drugem, ..., o n -tem programu TS. Zato lahko tudi prvi, drugi, ... n -ti rekurzivni funkciji.

označimo n -to rekurzivno funkcijo s f_n

definirajmo

$g(n, a_1, \dots, a_k) \stackrel{def}{=} f_n(a_1, a_2, \dots, a_k) + 1$, kjer $a_i \in \mathbb{N}$

funkcija je izračunljiva

algoritem je

....

ali je g tudi rekurzivna

ali obstaja program TS, ki je izračuna.

predpostavka: g je rekurzivna

Tedaj obstaja nek naravni m , da je $f_m = g$.

Poglejmo vrednost $g(m, m, \dots, m)$

iz (*) sledi $g(m, m, \dots, m) = f_m(m, m, \dots, m)$

iz (**) sledi $f_m(m, m, \dots, m) = g(m, m, \dots, m)$

iz tega sledi $f_m(m, m, \dots, m) = f_m(m, m, \dots, m) + 1$

in pridemo v protislovje – g ni rekurzivna.

torej obstaja funkcija, ki je izračunljiva in ni rekurzivna.

kaj sedaj?

Ali naj dodajo začetne funkcije, ali pravila za dodajanje, če gledamo Godlov model

Ne, pridemo v isto protislovje.

Ali je to ovrglo Church-Turingovo tezo?

Ne. Ugotovili so, da se je treba odpovedati zahtevi, da so funkcije le totalne. Dopustiti je treba tudi sestavljene parcialne.

Takrat *** ni več nujno protislovje, saj je lahko $f_m(mmmm) \uparrow$.

Povzetek: Funkcija je "izračunljiva" — λ računa nek TS tam, kjer je definirana

4.8 Univerzalni Turingov stroj

Ideja: Turingove stroje bi radi oštevilčili.

Če bi imel vsak Turingov stroj svoj indeks, bi nek drug Turingov stroj lahko računal z drugimi stroji oz. z njihovimi indeksi. Kdaj je to koristno?

Kodiranje Turingovih strojev

Kako poljuben Turingov stroj zakodirati z abecedo $\{0, 1\}$? Zadošča da zakodiramo program δ Turingovega stroja. Naj bo $T = \langle Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, B_1, q_f \rangle$ poljuben stroj. Če je $\delta(q_1, a_j) = \langle q_k, a_l, S_m \rangle$ ukaz programa δ , ga zakodiramo kot:

$$K = 0^i 10^j 10^k 10^l 10^m$$

Ko zakodiramo vseh R ukazov programa δ dobimo kode K_1, K_2, \dots, K_r iz katerih bomo sestavili kodo Turingovega stroja:

$$\langle T \rangle = 111K_111K_211\dots11K_r111$$

Na $\langle T \rangle$ lahko gledamo kot da je dvojiški zapis nekega naravnega števila in to je indeks Turingovega stroja T .

Nekatera naravna števila niso indeksi TS, zato se dogovorimo: če naravno število nima oblike $*$, rečemo, da je indeks praznega Turingovega stroja (njegova δ je povsod nedefinirana – takoj se ustavi in ne sprejme nobene besede) Posledica: vsako naravno število, je indeks natanko enega Turingovega stroja. Obratno ne velja. Isti Turingov stroj ima več indeksov (dodajamo nepotrebne in nesmiselne ukaze, pa je.)

Trditev: Obstaja Turingov stroj, ki izračuna vse kar izračuna katerikoli drug Turingov stroj.

Dokaz: Stroj si zamislimo v grobem in intuitivno zapišemo njegov program. Skličemo se na Church-Turingovo tezo, ki nam zagotovi obstoj nekega konkretnega TS (ki opravlja ta algoritem)

Ideja stroja U :

Trakovi: Vhodni trak - vsebuje vhodno besedo sestavljeno iz dveh delov:

- Kodo $\langle T \rangle$ poljubnega Turingovega stroja.
- Poljubno besedo $w \in \Sigma^*$

Delovni trak - sprva prazen. Stroj U Pomožni trak - sprva prazen. Stroj U ga bo uporabljal za zapis tekočega stanja stroja T in za primerjanje tega stanja s končnim stanjem stroja T .

Program stroja U (intuitivo)

- Preveri, ali je vhod oblike $\langle T, w \rangle$, kjer je T koda nekega Turingovega stroja. Če ni, se U ustavi (tudi T bi se)
- Iz $\langle T \rangle$ preberi kodo končnega stanja $\langle q_f \rangle$, stroja T . in napisi $\langle q_1, q_f \rangle$ na tretji trak.
- Prepisi w na delovni trak in postavi okno na začetek
- Denimo, da je na pomožnem traku nek par $\langle q_i, q_f \rangle$ in da je v delovnem oknu znak a . Če je $q_i = q_f$, se stroj ustavi (tudi T bi se)
- Na prvem traku poišči v δ kodo ukaza, ki se začne z $\delta(q_i, a) = \dots$
- Če je ne najdemo se U ustavi (tak T bi se ustavil)

- Denimo, da najdena koda opisuje ukaz $\delta(q_i, a) = \langle q, b, S \rangle$... na drugi trak zapiši b v ... premik v smeri S
- Na pomožni trak namesto $\langle q_i, q_f \rangle$ vpiši $\langle q_j, q_f \rangle$, goto 4
- slika: trije trakovi - vhodni($iT_L w$), delovni($www—a—www$), pomožni(iq_iLiqF_L)
To je bil intuitiven opis algoritma programa stroja U – algoritma. Po Church-Turingovi tezi lahko sestavimo pravi TS z vsemi podrobnostmi, ki izvajajo delo opisanega stroja.

$$U = \langle Q_U, \Sigma_U, \Gamma_U, \delta_U, q_{U1}, B, q_{Uf} \rangle$$

To je univerzalni Turingov stroj.

4.8.1 Pravi stroji, ki so univerzalni

Naredimo nekaj sprememb: Vsaka celica je neposredno dosegljiva prek naslova Program naj bo na traku, ne v glavi

4.9 Reševanje računskih problemov

Vrste računskih problemov lahko delimo na:

- Odločitvene - odgovorijo na dano vprašanje z DA ali NE
- Iskalne - sprašujejo po elementu množice, ki ima neko lastnost
- Preštevalne - dajo število elementov v množici, ki imajo neko lastnost
- Naštevne - generirajo vse elemente v množici, ki imajo neko lastnost

Odločitveni problemi so najenostavnejši, zato se jim bomo tu bolj posvetili.

4.9.1 Jezik odločitvenih problemov

Problemu priredimo formalen jezik (množico besed nad neko abecedo).

S P označujemo odločitveni problem (npr. $P =$, „Ali je število n praštevilo?“).

Ko v problem P vstavimo namesto n nek konkretni podatek dobimo nalogo p . (npr. „Ali je 19871 praštevilo?“). Vsaka naloga ima odgovor DA ali NE, rečemo tudi, da je naloga pozitivna ali negativna. V opisu naloge so vedno konkretni podatki. Prek kodirne funkcije $\langle \rangle$ dobi vsaka naloga p neko kodo $\langle p \rangle \in \Sigma^*$, ki jo razume nek Turingov stroj. Naj bo $\langle \rangle : P \rightarrow \Sigma^*$. Zahtevamo, da je $\langle \rangle$ injektivna ($p \neq p' \Rightarrow \langle p \rangle \neq \langle p' \rangle$). Naj bo jezik problema P definiran kot:

$$\mathcal{L}(P) \stackrel{\text{def}}{=} \{ \langle p \rangle \in \Sigma^* \mid p \text{ je pozitivna naloga problema } P \}$$

- pravokotnik P s squigly črto po sredi... pozitivne/negativne naloge in pravokotnik Sig^* s podmnožico $\mathcal{L}(P)$ in puščica iz pozitivnih v $\mathcal{L}(P)$ prek kodirne funkcije $\langle \rangle$

Torej naloga $p \in P$ je pozitivna, $\Leftrightarrow \langle p \rangle \in \mathcal{L}(P)$. Računanje odgovora na nalogo p lahko zamenjamo z ugotavljanjem, ali je beseda $\langle p \rangle$ v jeziku $\mathcal{L}(P)$.

Def.: Naj bo P odločitveni problem. Pravimo, da je: P je odločljiv, kadar je jezik problema $\mathcal{L}(P)$ rekurziven. P je neodločljiv, kadar jezik problema $\mathcal{L}(P)$ ni rekurziven. P je poldločljiv, kadar je jezik problema $\mathcal{L}(P)$ Turingov(rekurzivno prešteven).

4.9.2 Neodločljivi problemi

Težave delajo stroji, ki se ne ustavijo. Ali bi lahko za poljuben par stroja in besede, $\langle T, w \rangle$, preverili, ali se $T(w)$ ustavi.

Def.: Problem ustavitve: P_{K_0} je odločitveni problem „Ali se Turingov stroj T pri besedi w ustavi?“

Trditev: Problem ustavitve ni odločljiv.

Dokaz: Jezik problema je: $\mathcal{K}_0 = \{\langle T, w \rangle \mid T \text{ se pri } w \text{ ustavi}\}$ Nekaj časa nas bo zanimal jezik $\mathcal{K} \subseteq \mathcal{K}_0$, ki ga dobimo iz \mathcal{K}_0 , če za w vzamemo kar kodo stroja, torej $\langle T, T \rangle$. $\mathcal{K} = \{\langle T, T \rangle \mid T \text{ se pri } \langle T, T \rangle \text{ ustavi}\}$. Temu jeziku pripada odločitveni problem $P_{\mathcal{K}}$ - „Ali se Turingov stroj ustavi nad lastno kodo?“.

Lema: Problem $P_{\mathcal{K}}$ ni odločljiv.

Dokaz: Predpostavimo, da je množica \mathcal{K} rekurzivna (torej, je njen problem odločljiv). Potem gotovo obstaja Turingov stroj R , ki ta jezik razpozna. $\exists TS : R_{\mathcal{K}}$, ki za poljuben T odgovori $R(\langle T, T \rangle)$

kjer je $R(\langle T, T \rangle) = DA$, če se T ustavi nad $\langle T, T \rangle \dots NE$, če se ne ustavi. Sestavimo nov Turingov stroj N s pomočjo domnevnega $R_{\mathcal{K}}$:
 • škatla N . vhod $\langle T, T \rangle$, v škatli naredi $\langle T, T \rangle$, preda kosmati (ne vemo če obstaja) škatli $R_{\mathcal{K}}$ z izhodi $DA/NE \dots$ če DA ga vprašamo še enkrat isto.. če ne, ne speljemo na izhod N

Trditev: domnevni $R_{\mathcal{K}}$ napove prihodnost stroja T , N pa bo razgalil nesposobnost $R_{\mathcal{K}}$ pri tem napovedovanju na primeru $T=N$

Dokaz: • $\langle N, N \rangle$ gre v $\langle N, N \rangle$ Domnevni $R_{\mathcal{K}}$ ne bi rešil naloge p - „Ali se Turingov stroj N pri vhodu $\langle N, N \rangle$ ustavi?“ Sklep: \mathcal{K} ni rekurziven jezik, zato $R_{\mathcal{K}}$ ni odločljiv problem.

Tudi $P_{\mathcal{K}_0}$ ni odločljiv, sicer bi bil zagotovo odločljiv tudi podproblem $P_{\mathcal{K}}$. Sklep: Obstaja odločitveni problem, za katerega ni Turingovega stroja, ki bi ga vedno rešil. Turingov stroj je po Church-Turingovi tezi algoritem, torej za nekatere probleme ni algoritma, ki bi ga rešil.

4.9.3 Primeri nerešljivih problemov

- napol presekana množica - odločljivi/neodločljivi

Problemi o Turingovih strojih

Problem garača (angl. busy beaver): Vzamemo Turingove stroje, ki imajo n nekončnih stanj. Takih strojev je končno mnogo. Garač je turingov stroj z natanko n nekončnimi stanji, ki začne s praznim trakom in zapiše največ enic (od vseh takih strojev), preden se ustavi. „Ali je Turingov stroj T , garač?“.

Še nekaj primerov za ustavitve Turingovega stroja: „Ali se T pri w ustavi?“, „Ali se T pri praznem vhodu ustavi?“, „Ali se T pri vsakem vhodu ustavi?“, „Ali se dva stroja ustavita pri istih vseh vseh?“

Razpoznavanje jezikov:

„Ali Turingov stroj T razpozna rekurziven jezik?“

„Ali Turingov stroj T razpozna regularen jezik?“

Problemi o algoritmih in programih

P je problem, $\langle P \rangle$ opis problema.

A je algoritem, $\langle A \rangle$ označuje program.

„Ali program $\langle A \rangle$ rešuje problem $\langle P \rangle$?“

Pravimo, da je program $\langle A' \rangle$ ekvivalenten $\langle A \rangle$, če da za vsak vhod enako vrednost kot $\langle A \rangle$.

„Ali obstaja program $\langle A' \rangle$, ki je krajši in hkrati ekvivalenten $\langle A \rangle$?“

Problemi o izračunljivih funkcijah

$\varphi : A \rightarrow B$ je izračunljiva funkcija.

„Ali ima φ neprazno domeno?“

„Ali ima φ neskončno domeno?“

„Ali ima φ končno domeno?“

„Ali je φ surjektivna?“

„Ali je φ totalna?“

Problemi iz matematike

„Ali ima Diofantska enačba $p(x_1, x_2, \dots, x_n)$ celoštevilsko rešitev?”

Dana je množica matrik $\mathcal{M} = \{M_1, M_2, \dots, M_n\}$. Vse matrike so reda $n \times n$ in imajo celoštevilске koeficiente.

„Ali je mogoče zmnožiti matrike M_i tako, da dobimo ničelno matriko?”

Problemi o gramatikah in jezikih

„Ali je dana kontekstno-neodvisna gramatika dvoumna?”

„Ali sta dve kontekstno-neodvisni gramatiki ekvivalentni?”

Problemi matematične logike

„Ali so vse formule predikatnega računa prvega reda odločljive?”

Razni problemi

Enakost besed: E naj bo končna množica enačb nad besedami. npr.

1. $bc=cba$

2. $ba=abc$

3. $ca=ac$

Od tu lahko izpeljemo enakost $abcc=cacacbaa$

„Ali iz E sledi $u = v$?”

Tlakovanje: Imamo končno množico tlakovcev $T = \{ \bullet \text{ križ-kraž kvadrati z različno pobarvanimi četrtinami} \}$. Radi bi tlakovali ravnino razdeljeno na kvadrate, tako, da se sosednja tlakovca vedno ujemata v barvi. „Ali lahko tlakujemo vsak poligon v \mathbb{Z}^2 ?”

„Ali lahko tlakujemo pot v ravnini od točke A do C , s tem, da ne obiščemo točke B ?”

4.9.4 Dokazovanje neodločljivosti problemov

Neodločljivost problema lahko dokazujemo z naslednjimi metodami:

- Neposredno dokazovanje
- Dokazovanje s prevedbo
- Dokazovanje z Riceovim izrekom

Dokazovanje s prevedbo

Naj bo Q odločitveni problem, za katerega sumimo, da je neodločljiv. Dokazujemo v treh korakih:

- Izberemo nek problem P , ki ni odločljiv.
- Dokažemo, da velja: če bi bil Q odločljiv, bi bil tudi P odločljiv.
- Če prejšnji korak uspe lahko sklenemo da Q ni odločljiv.

V koraku 2 z domnevnim Turingovim strojem R_Q , je treba sestaviti Turingov stroj R_P , ki se vedno ustavi.

Dokazovanje z Riceovim izrekom

- Za funkcije - Vsaka netrivialna lastnost izračunljivih funkcij je neodločljiva
- Za jezike - Vsaka netrivialna lastnost Turingovih jezikov je tudi neodločljiva

Podrobneje: Naj bo L neka lastnost za funkcije in naj bo φ poljubna izračunljiva funkcija.

$$P_{Leq}, \text{ „Ali ima } \varphi \text{ lastnost } L \text{ ?”}$$

Def.: Funkcijska lastnost L je odločljiva, če je P_L odločljiv.

?: Kakšne smiselne lastnosti pa nas zanimajo?

Samo take lastnosti L , da so neodvisne od $\dots (=lg, TS, \dots)$, s \dots njihove vrednosti.
npr. „ L eq „bodi totalna”“

Def.: Lastnost funkcij L je trivialna, če jo ima bodisi vsaka ali pa nobena funkcija.

Riceov prvi izrek za funkcije

Lastnost izračunljivih funkcij je odločljiva \iff je ta lastnost trivialna.

Slaba novica: Problem P_L bo odločljiv le za trivialne funkcijske lastnosti, ki navadno niso zanimive za obravnavo.

Dobra novica: Ugotavljanje odločljivosti P_L je enostaven, ker ga lahko nadomestimo z ugotavljanjem ali je ustrezna lastnost L trivialna.

Primer: P_L eq „Ali je φ totalna?”

Preverimo:

Ali je lastnost smiselna? DA.

Ali je lastnost trivialna? NE.

Torej, P_L ni odločljiv problem.

Primer: Ali ima φ neprazno domeno?

Ali ima φ končno domeno?

Ali ima φ neskončno domeno?

Ali ima φ pri vsaj enem argumentu vrednost 3?

Ali je φ surjektivna/injektivna?

Ali je φ definirana pri 2?

Ali je φ enaka drugi funkciji ψ ?

Dokaz: Lastnost funkcij \dots od „,

Naj bo $L = \{\psi \mid \psi \text{ ima lastnost } L\}$.

Problem P_L je sedaj vprašanje: $\varphi \in ?L$.

Naj bo $\Theta L = \{\text{vsi programi (indeksi Turingovih strojev), ki računajo funkcijo iz } L\} = \cup_{\psi \in L} \Theta \psi$.
Ker je po predpostavki lastnost L neodvisna od načina računanja funkcije, so v množici ΘL bodisi vsi programi, ki računajo neko funkcijo φ , ali pa noben.

Zato je vprašanje ali je $\varphi \in ?L$ ekvivalentno vprašanju: $x \in ?\Theta L$, kjer je x indeks poljubnega Turingovega stroja, ki računa funkcijo φ .

Torej: Problem $\varphi \in ?L$ oz. P_L je odločljiv, \iff jezik ΘL odločljiv.

Rice je dokazal, da je ΘL odločljiv $\iff \Theta L$, bodisi \emptyset , ali pa \mathbb{N} .

Dokaz: \emptyset in \mathbb{N} sta obe odločljivi, torej je taka tudi ΘL , če je enaka kateremu od njiju.

Zato vzamemo, da ΘL ni niti \emptyset , niti \mathbb{N} . Sledi: $\exists a, b : a \in \Theta L \wedge b \in \overline{\Theta L}$ Naj bo φ_n povsod definirana funkcija.

..Ker je n naraven, je bodisi v ΘL , bodisi izven.

Predpostavimo: $n \in \overline{\Theta L}$

..Naj bo f funkcija, ki vsak $x \in \mathcal{K}$ preslika v a , vsak $x \in \overline{\mathcal{K}}$ pa v n .

Potem: $x \in \mathcal{K} \iff f(x) \in \Theta L$ To pomeni: če bi bil ΘL odločljiv, je tudi \mathcal{K} , torej ΘL ni odločljiv. Predpostavimo še: $n \in \Theta L$ in dokažemo na analogen način.

Riceov prvi izrek za jezike

L je lastnost, smiselna za jezike, \mathcal{M} pa naj bo poljuben Turingov jezik.

Problem: Q eq „Ali ima Turingov jezik \mathcal{M} lastnost L ?”.

Def.: L je odločljiv, če ke Q_L odločljiv problem

Def.: L je trivialna, če jo ima bodisi vsak Turingov jezik, ali pa noben

Riceov izrek: Lastnost Turingovega jezika je odločljiva \iff lastnost je trivialna.

Primer: „Ali Turingov jezik \mathcal{M} vsebuje npr. besedo $aabca$?“
 „Ali je Turingov jezik \mathcal{M} enak Turingovemu jeziku \mathcal{N} ?“
 „Ali Turingov jezik \mathcal{M} regularen?“

4.10 Povzetek

V prejšnjem poglavju pri izračunljivosti nas je predvsem zanimalo:

- Kaj se da/ne da izračunati
- Kaj lahko izračuna določen model računanja
- Ni nas zanimala časovna in prostorska zatevnost računanja

Pri tem smo ugotovili:

- Obstajajo neizračunljivi(neodločljivi) problemi
- Za te probleme ni splošnega algoritma, ki bi se vedno ustavil
- Enako bi obveljalo če bi imeli neomejeno prostora/časa
- slika elipsa prerezana na pol – odločljivi/neodločljivi(našteti... + načini dokazovanja). jih je neskončno mnogo

4.10.1 Turingov stroj s prerokom

Post, Kleene in drugi so se nato začeli spraševati, kaj bi pomenilo, če bi našli rešitev za enega izmed neodločljivih problemov. Uvedli so Turingov stroj s prerokom, ki zna povedati ali je odgovor na odločitveni problem DA, NE, ali pa NEVEM. Pojavljata se dve implementaciji:

- Dodamo tri dodatna stanja q_DA, q_NE in $q_?$, v katera stroj preide po branju vhodne besede.
- Imamo trak na katerem so zapisane vse rešitve za nek problem.

4.10.2 Polodločljivi jeziki glede na nek jezik

Def.: Naj bo \mathcal{M} nek jezik. Pravimo, da je \mathcal{M} glede na L :

- Polodločljiv: če je $M = L(T^{\mathcal{L}})$ za nek $T^{\mathcal{L}}$
- Rekurziven: če je $M = L(T^{\mathcal{L}})$ za nek $T^{\mathcal{L}}$ in se vedno ustavi.

Tu lahko začnemo odgovarjati na vprašanje kaj bi pomenilo, če bi bil nek problem rešljiv.

Razredi relativne izračunljivosti:

- $\Sigma_1^0 \stackrel{def}{=} \{M \mid M \text{ je r.e.}\}$
- $\Sigma_{n+1}^0 \stackrel{def}{=} \{M \mid M \text{ je r.e. glede na nek jezik } L \text{ iz prejšnjega razreda } \Sigma_n^0\}$
- $\Delta_1^0 \stackrel{def}{=} \{M \mid M \text{ je rekurziven}\}$
- $\Delta_{n+1}^0 \stackrel{def}{=} \{M \mid M \text{ je rekurziven glede na nek jezik } L \text{ iz prejšnjega razreda } \Sigma_n^0\}$
- $\Pi_n^0 \stackrel{def}{=} \{M \mid \overline{M} \in \Sigma_n^0\}$

Ugotovitve:

$$\mathcal{M} \in \Sigma_n^0 \iff M = \{\exists x_1 \forall x_2 \exists x_3 \dots \text{Quant}_{x_n} R(w, x_1, \dots, x_n)\}$$

$$\mathcal{M} \in \Pi_n^0 \iff M = \{\forall x_1 \exists x_2 \forall x_3 \dots \text{Quant}_{x_n} S(w, x_1, \dots, x_n)\}$$

- spet elipsa, delitev na $\Sigma\Delta\Pi$

Dobimo aritmetično hierhijo: $\Sigma_1^0, \Delta_1^0, \Pi_1^0, \dots$ Torej, če bi bil nek Σ_n^0 rešljiv, bi bili rešljivi tudi Δ_n^0 , problemi na višjih nivojih pa še vedno ne.

Nekaj primerov in kam v hierhijo spadajo:

- Problem ustavitve $\mathcal{K}_0 \in \Sigma_1^0$
- Stroji, ki ne sprejmejo nobene besede $\in \Pi_1^0$
- Vprašanje, ali TS razpozna končen jezik $\in \Sigma_1^0$
- Vprašanje, ali je funkcija totalna $\text{in} \Pi_2^0$

Poglavje 5

Zahtevnost racunanja

5.1 Deterministična časovna in prostorska zahtevnost

5.1.1 Prostorska zahtevnost

Dan je Turingov stroj M , z enim vhodnim trakom, na katerem je vhodna beseda omejena z mejnikoma za začetek/konec. Vhodni trak je namenjen le branju. Imamo še $k \geq 1$ delovnih trakov, ki so neskončni v eno smer.

Def.: Turingov stroj M ima prostorsko omejitev $S(n)$, če za vsak vhod dolžine n obišče kvečjemu $S(n)$ celic na vsakem delovnem traku. Pravimo, da ima jezik stroja $L(M)$ prostorsko omejitev/zahtevnost $S(n)$.

Primer: $L = \{wcw^R | w \in (0+1)^*\}$ ima prostorsko zahtevnost $\log(n)$ (zaokroženo gor) $\exists TSM$ s prostorsko omejitvijo ... tko, da je $L=L(M)$. Kakšen je M ?

5.1.2 Časovna zahtevnost

Dan je Turingov stroj M s $k \geq 1$ trakovi. Na prvem traku je vhodna beseda. Vsak trak je neomejen v obe smeri.

Def.: Turingov Stroj M ima časovno omejitev $T(n)$, če za vsak vhod dolžine n naredi kvečjemu $T(n)$ korakov, preden se ustavi. Pravimo, da ima jezik stroja $L(M)$ časovno omejitev/zahtevnost $T(n)$.

Primer: $L = \{wcw^R | w \in (0+1)^0\}$ ker obstaja TS M z časovno zahtevnostjo $n+1$ z $L=L(M)$. Kakšen je M ?

5.2 Nedeterministična časovna in prostorska zahtevnost

Def.: Nedeterministični Turingov stroj ima:

- Prostorsko zahtevnost/omejitev $S(n)$, če za vsak vhod dolžine n obstaja izračun, ki obišče kvečjemu $S(n)$ celic (na vsakem delu traku)
- Časovno zahtevnost/omejitev $T(n)$, če za vsak vhod dolžine n obstaja izračun, ki naredi kvečjemu $T(n)$ korakov.

Jezik L ima deterministično prostorsko zahtevnost/omejitev, $S(n)$, če zanj obstaja deterministični turingov stroj ki ima prostorsko omejitev $S(n)$.

Jezik L ima nedeterministično prostorsko zahtevnost/omejitev, $S(n)$, če zanj obstaja nedeterministični turingov stroj ki ima prostorsko omejitev $S(n)$.

Jezik L ima deterministično časovno zahtevnost/omejitev, $T(n)$, če zanj obstaja deterministični turingov stroj ki ima časovno omejitev $T(n)$.

Jezik L ima nedeterministično časovno zahtevnost/omejitev, $T(n)$, če zanj obstaja nedeterministični turingov stroj ki ima časovno omejitev $T(n)$.

5.2.1 Razredi zahtevnosti

- Jeziki, ki jih lahko deterministično razpoznamo v $S(n)$:

$$\text{DSPACE}(S(n)) \stackrel{\text{def}}{=} \{L \mid L \text{ ima deterministično prostorsko omejitev } S(n)\}$$

- Jeziki, ki jih lahko nedeterministično razpoznamo v $S(n)$:

$$\text{NSPACE}(S(n)) \stackrel{\text{def}}{=} \{L \mid L \text{ ima nedeterministično prostorsko omejitev } S(n)\}$$

- Jeziki, ki jih lahko deterministično razpoznamo v $T(n)$:

$$\text{DTIME}(T(n)) \stackrel{\text{def}}{=} \{L \mid L \text{ ima deterministično časovno omejitev } T(n)\}$$

- Jeziki, ki jih lahko nedeterministično razpoznamo v $T(n)$:

$$\text{NTIME}(T(n)) \stackrel{\text{def}}{=} \{L \mid L \text{ ima nedeterministično časovno omejitev } T(n)\}$$

Primer: $L = \{wcw^R \mid \dots\}$

$$L \in \text{DSPACE}(\log(n)) \quad L \in \text{DTIME}(n)$$

5.2.2 Lastnosti prostorske zahtevnosti

Linearno stiskanje oz. krajšanje trakov

Tračna abeceda je končna, a poljubno velika.

Ideja: Več zaporednih vrednosti na traku zamenjamo z znaki neke nove abecede

Tako lahko vedno zmanjšamo število celic za konstantni faktor.

Pri prostorski omejitvi $S(n)$, nas zanima le njen velikostni razred. (Ki ga lahko opišemo z notacijo Θ , Θ in Ω .)

Izrek: Če za jezik L obstaja tračni Turingov stroj, s prostorsko omejitvijo $S(n)$, potem za L obstaja k -tračni Turingov stroj s konstantno prostorsko omejitvijo $c > 0$: $c \cdot S(n)$

Dokaz: Naj bo M_1 Turingov stroj, s prostorsko omejitvijo $S(n)$ in $L = L(M_1)$, $c \in (0, 1)$.

Sestavimo Turingov stroj M_2 , ki simulira stroj M_1 , tako da:

- V eni celici M_2 hrani r zaporednih celic M_1
- Nadzorna enota stroja M_2 si beleži katero od r celic bi gledal M_1 in se primerno obnaša.

Pri simulaciji stroja M_1 , M_2 obišče kvečjemu $\lceil \frac{S(n)}{r} \rceil$.

Določimo r : Naj bo r tak, da je $\frac{1}{r} = \frac{c}{2}$, torej $r = \frac{2}{c}$.

Če je:

- $S(n) \geq r$, je $\lceil \frac{S(n)}{r} \rceil = \lceil \frac{c \cdot S(n)}{2} \rceil = c \cdot S(n)$
- $S(n) < r$, ima M_2 vse shranjeno v eni svoji celici in uporabi le to celico.

Stroj M_2 razpozna L in ima prostorsko omejitev $c \cdot S(n)$.

Posledica: S spreminjanjem prostorske omejitve ne pridobimo na razpoznavni moči.

$$\text{DSPACE}(S(n)) = \text{DSPACE}(c \cdot S(n)), \quad \forall c > 0$$

Enako velja tudi za nedeterministično računanje:

$$\text{NSPACE}(S(n)) = \text{NSPACE}(c \cdot S(n)), \quad \forall c > 0$$

Odpravljanje trakov

Ali, ter za kakšno ceno za prostorsko zahtevnost, lahko k delovnih trakov nadomestimo z enim samim?

Ideja: k trakov nadomestimo z enim $2k$ -slednim trakom

Izrek: Če je L jezik k -tračnega Turingovega stroja, s prostorsko omejitvijo $S(n)$, je taka tudi omejitev eno-tračnega Turingovega stroja.

5.2.3 Lastnosti časovne zahtevnosti

Linearno stiskanje oz. krajšanje trakov

Množica stanj je omejena, a poljubno velika.

Ideja: Nekaj zaporednih stanj med računanjem nadomestimo z enim novim stanjem iz neke nove množice stanj

Tako lahko vedno zmanjšamo število korakov za konstantni faktor.

Tudi pri časovni omejitvi $T(n)$, nas zanima le velikostni razred. (Ki ga lahko opišemo z notacijo O , Θ in Ω .)

Def.: Naj bo $f : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ funkcija, kjer velja:

$$\begin{aligned} \sup_{n \rightarrow \infty} (f(n)) &\stackrel{def}{=} \lim_{n \rightarrow \infty} (\text{LowestUpperBound}\{f(n), f(n+1), \dots\}) \\ \inf_{n \rightarrow \infty} (f(n)) &\stackrel{def}{=} \lim_{n \rightarrow \infty} (\text{GreatestLowerBound}\{f(n), f(n+1), \dots\}) \end{aligned}$$

Primer: Naj bo $f(n) = \frac{1}{n}$, če je n sod, ter $f(n) = n$, če je n lih.

•

Velja: Če $f(n)$ konvergira, je limita enaka $\sup_{n \rightarrow \infty} f(n)$ in $\inf_{n \rightarrow \infty} f(n)$.

Izrek: Če za jezik L obstaja k -tračni Turingov stroj s časovno omejitvijo $T(n)$, potem za L obstaja k -tračni Turingov stroj, s časovno omejitvijo $c \cdot T(n)$, za $\forall c > 0$, pod pogojem, da je $k > 1$ in $\inf_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{n} = \infty$.

Posledica: Razred jezikov, ki jih lahko razpoznamo v času $T(n)$, ostane enak, če ga pomnožimo z kako konstanto $c > 0$ (če je $\inf_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{n} = \infty$).

$$\text{DTIME}(T(n)) = \text{DTIME}(c \cdot T(n))$$

Kaj pa če je $\inf_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{n} < \infty$?

Če je $T(n) = d \cdot n$, $d > 1$ (Torej, da imamo vsaj nekaj korakov časa za računanje), je $\inf_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{n} = d$ in ne vemo, ali velja zgornja posledica. Bilo bi čudno, če ne bi veljalo podobno, saj imamo d -krat več časa.

Izrek: Če za jezik L obstaja k -tračni Turingov stroj s časom $d \cdot n$, $d > 1$ in je $k > 1$, potem za jezik za $\forall \varepsilon > 0$ obstaja k -tračni Turingov stroj, s časovno omejitvijo $(1 + \varepsilon) \cdot n$

Posledica: $\text{DTIME}(d \cdot n) = \text{DTIME}((1 + \varepsilon) \cdot n)$ za poljubni konstanti $d > 1$ in $\varepsilon > 0$.

Kaj pa če bi $T(n)$ naraščal počasneje od $d \cdot n$?

Tedaj bi imeli $\inf_{n \rightarrow \infty} \frac{T(n)}{n} = 0$ in bi za take funkcije tisti zgornji izrek ne veljal.

Tudi za NTIME velja podobno:

$$\text{NTIME}(T(n)) = \text{NTIME}(c \cdot T(n)), \quad c > 0$$

$$\text{NTIME}(d \cdot n) = \text{DTIME}((1 + \varepsilon) \cdot n), \quad \text{za poljubni konstanti } d > 1 \text{ in } \varepsilon > 0$$

Odpravljanje trakov

Ali, ter za kakšno ceno za časovno zahtevnost, lahko $k > 1$ delovnih trakov nadomestimo z enim samim?

Primer: $L = \{ww^R \mid w \in \{0,1\}^*\}$
 Če je $k = 2$, razpoznamo L v linearnem času.
 Če je $k = 1$
 Časovna zahtevnost je reda $\Theta(n^2)$

Torej, z zmanjšanjem števila trakov na enega, se zahtevnost poveča s kvadratom.

Trditev: To je največja možna upočasnitev pri prehodu s k -trakov na en trak.

Izrek: Če je $L \in \text{DTIME}(T(n))$ na $k > 1$ -tračnem Turingovem stroju, potem je $L \in \text{DTIME}(T(n)^2)$ na eno-tračnem Turingovem stroju.

Torej L zagotovo lahko rešimo v $T(n)^2$.
 Enako velja tudi za nedeterministične stroje.

Kaj pa, če se omejimo le na dva delovna traka (iz nekega $k > 2$ -tračnega stroja).
 Tudi tukaj lahko pride do upočasnitve, a le za faktor $\log T(n)$.

Izrek: Če je $L \in \text{DTIME}(T(n))$ na $k > 2$ -tračnem Turingovem stroju, potem je $L \in \text{DTIME}(T(n)) \cdot \log T(n)$ na dvotračnem Turingovem stroju.

Analogno velja za nedeterministične stroje.

5.3 Hiearhije

Po intuiciji: če imamo na voljo več prostora ali časa, naj bi bilo možno rešiti več problemov oz. prepoznati več jezikov.

Toda: izrek o linearni pospešitvi in linearnem stiskanju.

?: Kaj se zgodi z močjo reševanje/prepoznavanja, če prostor ali čas pomnožimo s neko počasi rastočo funkcijo?

Ali obstaja neka „super“ prostorska ali časovna omejitev $f^*(n)$, da je vsak rekurziven jezik rešljiv v razredu $\text{DSPACE}(f(n))$ oz. $\text{DTIME}(f(n))$.

Taka omejitev ne obstaja niti za prostor, niti za čas.

Posledica: Ostaja neskončna hiearhija razredov zahtevnosti

Izrek: Naj bo $T(n)$ poljubna totalno rekurzivna časovna omejitev.
 Obstaja rekurziven jezik $L \notin \text{DTIME}(T(n))$

Izrek: Naj bo $S(n)$ poljubna totalno rekurzivna prostorska omejitev.
 Obstaja rekurziven jezik $L \notin \text{DSPACE}(S(n))$

Dokaz: Če je $T(n)$ totalno izračunljiva, obstaja Turingov stroj M , ki izračuna $T(n)$ za vsak n .
 Večtračne Turingove stroje lahko kodiramo z abecedo $\{0,1\}$ in lahko govorimo o i -tem večtračnem Turingovem stroju M_i
 Naj bo x_i , i -ta beseda v običajni ureditvi besed v $\{0,1\}^*$.
 $L \stackrel{\text{def}}{=} \{x_i \mid M_i \text{ ne sprejme } x_i \text{ v času največ } T(|x_i|) \text{ korakov}\}$ Dokažimo, da je L rekurziven:
 Za L sestavimo algoritem \bar{M} , ki uporabi zgoraj omenjeni M za izračun $T(n)$, $n = |w|$.
 poišče kateri po vrsti je w , torej poišče i za katerega velja $x_i = w$.
 sestavi kodo stroja M .
 simulira stroj M_i nad w za največ $T(n)$ korakov.
 \bar{M} sprejme vhod $w \iff M_i$ se je v i korakih ustavil in zavrnil vhod w , ali pa $T(n)$ korakov še

vedno računa.

Dokažimo, da $L \in \text{DTIME}(T(n))$:

Predpostavimo: $L = L(M_j)$ za nek j in ima M_j časovno omejitev $T(n)$.

Kje je x_j :

$x_j \in L(M_j) \Rightarrow x_j \notin L$ (po def.)

$x_j \in L(M_j) \Rightarrow x_j \notin L(M_j)$ (po predpostavki)

in

$x_j \in L(M_j) \Rightarrow x_j \notin L$ (po def.)

$x_j \in L(M_j) \Rightarrow x_j \in L(M_j)$ (po predpostavki)

Torej smo v protislovju in ne obstaja tak stroj, ki bi sprejel jezik L s časovno omejitvijo $T(n)$.

5.3.1 Hiearhija razredov DSPACE

?: Kako „gosta” je hiearhija DSPACE

Za koliko moramo povečati prostorsko omejitev $S(n)$, da dobimo nov, večji razred?

Pomembne so „lepe” funkcije, s katerimi opisujemo prostorsko omejitve. Če je $S(n)$ „lepa”, je dovolj, da neka nova funkcija $S(n)'$ narašča le „neznatno hitreje” od $S(n)$, pa že velja, da je $\text{DSPACE}(S(n))$ drugačen od $\text{DSPACE}(S(n)')$.

Def.: Funkcija je „lepa”, če je popolnoma prostorsko predstavljiva (konstruktibilna), torej kadar obstaja Turingov stroj s prostorsko omejitvijo $S(n)$, tak, da za vsako dolžino $n \in \mathbb{N}$ obstaja vhod w , $|w| = n$, pri katerem M uporabi natanko $S(n)$ celic.

Množica prostorsko predstavljivih funkcij je bogata, torej vsebuje običajne funkcije: $\log n, n, 2^n, \dots$

Funkcija je popolnoma prostorsko predstavljiva, kadar obstaja Turingov stroj s prostorsko omejitvijo $S(n)$, tak da za vsako dolžino $n \in \mathbb{N}$ vsi vhodi w , $|w| = n$, porabijo natanko $S(n)$ celic pri izvajanju na M .

Vsaka prostorsko predstavljiva funkcija $S(n) > n$, je hkrati popolnoma prostorsko predstavljiva.

Def.: Funkcija raste „neznatno hitreje”, če velja $\inf \left(\frac{S(n)}{S(n)'} \right) = 0$

Izrek: Če sta $S_1(n) \geq \log_2 n$, $S_2(n) \geq \log_2 n$ in $\inf \frac{S_1(n)}{S_2(n)} = 0$ in je $S_2(n)$ popolnoma prostorsko predstavljiva, potem obstaja jezik $L \in \text{DSPACE}(S_2(n)) \wedge L \notin \text{DSPACE}(S_1(n))$.

Torej obstaja neskončna hiearhija razredov prostorske zahtevnosti, ki je „precej gosta”

5.3.2 Hiearhija razredov DTIME

?: Kako „gosta” je hiearhija DTIME

Izkaže se, da je nekoliko redkejša.

Def.: Funkcija je časovno predstavljiva, če obstaja Turingov stroj z omejitvijo $T(n)$, da za vsako dolžino $n \in \mathbb{N}$, obstaja vhod w , $|w| = n$, pri katerem M naredi natanko $T(n)$ korakov.

Funkcija je popolnoma časovno predstavljiva, če obstaja Turingov stroj z omejitvijo $T(n)$, da za vsako dolžino $n \in \mathbb{N}$, za vse vhode w , $|w| = n$ velja, da pri njih M naredi natanko $T(n)$ korakov.

Izrek: Če je $T_2(n)$ popolnoma časovno predstavljiva in je $\inf \frac{T_1(n) \log(T_1(n))}{T_2(n)} = 0$, potem obstaja jezik L , za katerega velja:

$$L \in \text{DTIME}(T_2(n)) \wedge L \notin \text{DTIME}(T_1(n))$$

Primer: $T_1(n) = 2^n$
 $T_2(n) = n^2 2^n$
 $\inf\left(\frac{T_1(n) \log T_1(n)}{T_2(n)}\right) = \inf\left(\frac{1}{n}\right) = 0$

$$\text{DTIME}(2^n) \subset \text{DTIME}(n^2 2^n)$$

Primer: $T_1(n) = 2^n$
 $T_2(n) = n^2 2^n$
 $\inf\left(\frac{T_1(n) \log T_1(n)}{T_2(n)}\right) = 1$

V resnici $\text{DTIME}(2^n) \subset \text{DTIME}(n^2 2^n)$ velja, ampak s tem izrekom tega ni moč dokazati. (Da pa se dokazati z lemo o pomiku)

5.3.3 Hiearhija razredov NSPACE in NTIME

Lema: Lema o pomiku.

Naj bodo $S_1(n)$, $S_2(n)$ in $f(n)$ popolnoma prostorsko predstavljuje in $S_2(n) \geq n$, ter $f(n) \geq n$.

Če $\text{NSPACE}(S_1(n)) \subset \text{NSPACE}(S_2(n))$,
 Potem $\text{NSPACE}(S_1(f(n))) \subset \text{NSPACE}(S_2(f(n)))$.

Lema analogno velja tudi za časovno zahtevnost in za deterministične razrede.

5.4 Relacija med prostorsko in časovno zahtevnostjo

?: Kakšna je relacija med različnimi vrstami zahtevnosti

Kakšen je odnos med determinističnim časom in prostorom?

Izrek: $\text{DTIME}(f(n)) \subseteq \text{DSPACE}(f(n))$,
 Torej, kar lahko rešimo v času $O(f(n))$, lahko rešimo tudi na prostoru največ $O(f(n))$.

Izrek: $L \in \text{DSPACE}(f(n)) \wedge f(n) \geq \log_2 n \Rightarrow \exists c(L) : L \in \text{DTIME}(c^{f(n)})$.
 Torej, kar lahko rešimo na prostoru $O(f(n))$, lahko rešimo tudi v času največ $O(c^{f(n)})$.

Kakšen je odnos med determinističnim in nedeterminističnim časom?

Izrek: $L \in \text{NTIME}(f(n)) \Rightarrow \exists c(L) : L \in \text{DTIME}(c^{f(n)})$,
 Torej, kar lahko rešimo v nedeterministično v času $O(f(n))$, lahko rešimo tudi deterministično na prostoru največ $O(c^{f(n)})$.

Največ koliko prostora pa nas stane simulacija nedeterminizma?

Izrek: (Savitch): $\text{NSPACE}(f(n)) \subseteq \text{DSPACE}(f(n)^2)$, če je $f(n) \geq \log_2 n$ popolnoma prostorsko predstavljliva. Torej, kar lahko rešimo na nedeterminističen način na prostoru $O(f(n))$, lahko na deterministični način na prostoru največ $O(f(n)^2)$.

Dokaz: a): Trivialno.

b): Naj ima Turingov stroj M_1 :
 s stanj, t tračnih simbolov, in prostorsko omejitev $f(n)$
 Največ $(n+2)s f(n) t^{f(n)}$ trenutnih opisov.
 ker je $f(n) \geq \log_2 n$, $\exists c : \forall n \geq 1 : c^{f(n)} \geq$ št. opisov.

Konstanto c dobimo tako, da logaritmiramo:

$$f(n) \log c \geq \log(n+2) + \log s + \log f(n) + f(n) \log t$$

$$\log c \geq \frac{\log(n+2) + \log s + \log f(n)}{f(n)} + \log t$$

Ker je $f(n) \geq \log_2 n$, prvi trije členi monotonno padajo, zato lahko zamemo za c :

$$\log c \geq \frac{\log 3 + \log s + \log f(1)}{f(1)} + \log t$$

Sestavimo Turingov stroj M_2 s tremi trakovi.

Na prvih dveh bo simuliral stroj M_1

Na tretjem šteje TO pri simulaciji; od 1. do kvečjemu $c^{f(n)}$

Stroj M_2 sprejme vhod, če simulirani M_1 sprejme vhod.

Stroj M_2 zavrne vhod, če simulirani M_1 zavrne vhod ali pa števec TO = $c^{f(n)}$.

c): Naj ima nedeterministični Turingov stroj M_1 :

k trakov, s stanj in t tračnih simbolov.

stroj M_1 ima največ $s(f(n) + 1)^k t^{kf(n)}$ trenutnih opisov po $f(n)$ korakih. $\exists d : d^{f(n)} \geq$ št. opisov., za $\forall n \geq 1$

Za d lahko vzamemo $d = s(t + 1)^{3k}$

Sestavimo Turingov stroj M_2 , ki:

Sestavi seznam vseh TO, ki bi jih lahko dosegel M_1 v $f(n)$ korakih.

V seznamu je največ $d^{f(n)}$ trenutnih opisov.

M_2 jih gotovo lahko zapiše v času, ki je kvadrat dolžine vseh trenutnih opisov.

Za vse to porabi največ $c^{f(n)}$

Stroj M_2 sprejme vhod natanko takrat, kadar med izpisanimi trenutnimi opisi obstaja nek končni trenutni opis.

5.4.1 Izrek o vrzeli

Hierarhiji DSPACE in DTIME sta precej „gosti“ in že majhno povečanje virov omogoči reševanje novih problemov.

Izreka s katerima smo to dokazovali, sta zahtevala, da so funkcije časovno oz. prostorsko predstavljive, tu pa bomo pokazali, da se začno dogajati čudne stvari, če tega ne upoštevamo.

Priprava na izrek:

Izberemo poljubno totalno izračunljivo funkcijo $g(n)$, ki raste vsaj linearno.

Izberemo poljubno totalno izračunljivo funkcijo $S(n)$.

Dobimo: $S(n) \leq g(S(n))$ za $\forall n$. Torej $g(S(n))$ narašča hitreje od $S(n)$

$\text{DSPACE}(S(n)) \subseteq \text{DSPACE}(g(S(n)))$

Ampak predvidevamo, da velja \subset (in ne \subseteq), saj $g(n)$ narašča dovolj hitro, da bo gotovo $\inf \frac{S(n)}{g(S(n))} = 0$, kar zahteva tudi to, da je $g(S(n))$ prostorsko predstavljiva.

Toda: Izrek zahteva tudi, da je $g(S(n))$ prostorsko predstavljiva, mi pa tega nismo zahtevali v (neki)

To nam izniči pričakovanje da velja \subset in ne \subseteq . Lahko se zgodi, da povečanje (celo bistveno) prostorske omejitve iz $S(n)$ na $g(S(n))$ ne pomaga.

Vrzel med $S(n)$ in $g(S(n))$ nam ne omogoči nam rešiti nobenega novega problema.

Primer: $g(n) = 2^n$ $S(n) = n^2$

Izrek: (Borodan): Za \forall totalno izračunljive funkcije $g(n)$, kjer $g(n) \geq n$ za $\forall n$,

\exists totalno izračunljiva funkcija $S(n) : \text{DSPACE}(S(n)) = \text{DSPACE}(g(S(n)))$ •

5.4.2 Izrek o uniji

$\text{DSPACE}(p(n))$, kjer je $p(n) = n, n^2, n^3, \dots$, so različni razredi, vsebovani v $\text{DSPACE}(n^i) \subset \text{DSPACE}(n^{i+1})$. $\text{DSPACE}(n^i) \subset \text{DSPACE}(n^{i+1})$ Podobno velja tudi za DTIME, NSPACE in NTIME.

Ali $\exists S(n) : \text{DSPACE}(S(n))$, ki vsebuje vse $\text{DSPACE}(p(n))$

Ali $\exists S(n) : \text{DSPACE}(S(n)) = \bigcup \text{DSPACE}(p(n))$

Kakšen bi moral biti $S(n)$: Skoraj povsod narašča hitreje od vsakega polinoma

Naraščati mora dovolj počasi, da ne bi zajeli nadpolinomskih funkcij. ($n^{\log n} = \dots = 2^{c \log^2 n}$)

Izrek: Naj bo $\mathcal{F} = \{f_i(n) \mid i \in \mathbb{N} \text{ in je } f_i \text{ izračunljiva}\}$ Turingova množica.
Tedad obstaja izračunljiva funkcija $S(n)$, da je:

$$\text{DSPACE}(S(n)) = \bigcup_{i \geq 1} \text{DSPACE}(f_i(n))$$

Uporaba: $f_i(n) = n^i$
Obstaja $S(n)$, da je:

$$\text{DSPACE}(f(n)) = \bigcup_{i \geq 1} \text{DSPACE}(n^i)$$

Izrek o uniji velja tudi za DTIME, NSPACE in NTIME.

Posledica:

$$\begin{aligned} P &\stackrel{\text{def}}{=} \bigcup_{i \geq 1} \text{DTIME}(n^i) & \text{PSPACE} &\stackrel{\text{def}}{=} \bigcup_{i \geq 1} \text{DSPACE}(n^i) \\ \text{NP} &\stackrel{\text{def}}{=} \bigcup_{i \geq 1} \text{NTIME}(n^i) & \text{NSPACE} &\stackrel{\text{def}}{=} \bigcup_{i \geq 1} \text{NSPACE}(n^i) \end{aligned}$$

V kakšni relaciji pa so ti razredi zahtevnosti?

Trditev: $P \subseteq \text{NP} \subseteq \text{PSPACE} = \text{NSPACE}$.

Dokaz: $\text{PSPACE} = \text{NSPACE}$: (\Rightarrow): $\text{PSPACE} \subseteq \text{NSPACE}$ – Trivialno

(\Leftarrow): $\text{PSPACE} \subseteq \text{NSPACE}$

$$\text{NSPACE} \stackrel{\text{def}}{=} \bigcup_{i \geq 1} \text{NSPACE}(n^i) \stackrel{\text{Savitch}}{\subseteq} \bigcup_{i \geq 1} \text{DSPACE}(n^{2i}) \subseteq \text{PSPACE}$$

$$\text{NP} \subseteq \text{PSPACE}: L \in \text{NP} \stackrel{\text{def}}{\Rightarrow} \exists k : L \in \text{NTIME}(n^k) \stackrel{\text{izrek}}{\Rightarrow} L \in \text{NSPACE}(n^k) \stackrel{\text{Savitch}}{\Rightarrow} L \in \text{DSPACE}(n^{2k}) \stackrel{\text{def}}{\Rightarrow} L \in \text{PSPACE}$$

Če je prostor polinomsko omejen, nedeterminizem ne poveča moči ($\text{PSPACE} = \text{NSPACE}$).

Pri času pa odgovor na to vprašanje ni znan, vprašanje pa poznamo kot $P \stackrel{?}{=} \text{NP}$.

Trditev: $\text{DSPACE}(\log n) \subseteq P$

$$\text{Dokaz: } L \in \text{DSPACE}(\log n) \stackrel{\text{izrek}}{\Rightarrow} \exists c_L : L \in \text{DTIME}(c_L^{\log n}) \stackrel{(\log n = k_L \log_{c_L} n)}{\Rightarrow} L \in \text{DTIME}(c_L^{k_L \log_{c_L} n}) = \text{DTIME}(n^{k_L}) \stackrel{\text{def}}{\Rightarrow} L \in ?$$

Trditev: $\text{DSPACE}(\log n) \subsetneq \text{PSPACE}$

Dokaz: Funkciji $\log n$ in n sta obe prostorsko predstavljivi in $\inf_{n \rightarrow \infty} \frac{\log n}{n} = 0$.

Zato po izreku: $\text{DSPACE}(\log n) \subsetneq \text{DSPACE}(n) \subsetneq \text{PSPACE}$

Posledica: Vsaj eno od naslednjih vsebovanj (\subseteq) mora biti strogo (torej: \subsetneq):
 $\text{DSPACE}(\log n) \subseteq P \subseteq \text{NP} \subseteq \text{PSPACE} = \text{NSPACE}$.

Vprašanje $P \stackrel{?}{=} \text{NP}$: •

Zakaj nas zanima? ... gotovo zmoremo deterministično rešiti v eksponentnem času... Če je $L \in \text{NP} \Rightarrow \exists k : L \in \text{NTIME}(n^k) \Rightarrow \exists : c_L : L \in \text{DTIME}(c_L^{n^k})$ V praksi to ni zanimivo. Ali vsaj enega takega problema res ne moremo rešiti v polinomskega času? Ali ... res ni močnejši od determinističnega polinomskega omejenega Turingovega stroja.

Ali konstrukcija problema v NP res ni težja od preverjanja rešitve?

Strategija reševanja $P \stackrel{?}{=} \text{NP}$:

Domnevamo $P \subsetneq \text{NP}$ in skušamo dokazati.

Poišči najtežje probleme v NP in poskusi za enega izmed njih dokazati, da ni v P.

- slika P v NP

Nek problem iz NP je med najtežjimi, kadar znamo vsak drug problem iz NP rešiti s prevedbo na tega. Torej, kadar lahko reševanje prvega problema nadomestimo z reševanjem drugega problema. Splošno o prevedbah:

Def.: Jezik L je **R-prevedljiv** na jezik L_0 , kadar obstaja deterministični Turingov stroj M z lastnostjo R , ki za vsak vhod x vrne izhod $M(x)$. da velja $x \in L \Leftrightarrow M(x) \in L_0$.

- slika S pomočjo M vprašanje $x \in ? L$ nadomestimo z vprašanjem $M(x) \in ? L_0$

Def.: Jezik L_0 pravimo, da je **C-težak** glede na prevedbo $\stackrel{R}{\leq}$, če za vsak $L \in \mathcal{C} : L \stackrel{R}{\leq} L_0$

- slika

Jezik L_0 ni nujno v \mathcal{C} , razen v določenih primerih.

Def.: Jezik L_0 pravimo, da je **C-poln** glede na prevedbo $\stackrel{R}{\leq}$, če je $L_0 \in \mathcal{C}$ in hkrati C-težak.

Vprašanje $P \stackrel{?}{=} NP$ in prevedbe:

Za reševanje vprašanja $P \stackrel{?}{=} NP$ vzamemo:

$\mathcal{C} = NP$

\mathcal{R} = polinomsko časovno omejen deterministični Turingov stroj (oz. logaritemsko prostorsko omejen stroj)

$\stackrel{R}{\leq}$ – Polinomska časovna prevedba $\stackrel{p}{\leq}$
(Logaritemska prostorska prevedba $\stackrel{\log}{\leq}$)

Def.: Jezik L je polinomsko prevedljiv na jezik L_0 ($L \stackrel{p}{\leq} L_0$), če obstaja polinomsko časovno omejen Turingov stroj M , ki za vsak vhod x vrne izhod $M(x)$, za katerega je $x \in L \Leftrightarrow M(x) \in L_0$
Opomba: Stroj M vprašanje $x \in ? L$ nadomesti z vprašanjem $p(x) \in L_0$ v polinomsko omejenem času.

Zakaj smo izbrali ravno tako lastnost R ?

Zato ker omogoča da: besedo $M(x)$ sestavimo v polinomskem času $p(|x|)$ (časovna omejitev stroja M)
zato je $|M(x)| \leq p(|x|)$

Lema: Naj bo jezik $L \stackrel{p}{\leq} L_0$

Tedaj velja: Če je $L_0 \in P \Rightarrow L \in P$ Če je $L_0 \in NP \Rightarrow L \in NP$

Kaj pa druga možnost, torej $\stackrel{\log}{\leq}$.

Def.: **Pretvornik** z logaritemsko prostorsko omejitvijo je deterministični Turingov stroj, ki:

ima en vhodni trak
ima en izhodni trak
ima en delovni trak
in se vedno ustavi.

- slika stroja

Jezik L je logaritemsko prostorsko prevedljiv na L_0 ($L \stackrel{\log}{\leq} L_0$), če obstaja logaritemsko omejen pretvornik M , ki za vsak vhod x vrne izhod $M(x)$, tak da je $x \in L \Leftrightarrow M(x) \in L_0$.

Lema: Naj bo jezik $L \stackrel{\log}{\leq} L_0$.

Tedaj velja: $L_0 \in P \Rightarrow L \in P$

5.5 Dokazovanje NP-polnosti

Trditev: Kompozitum dveh polinomske zahtevnih prevedb je polinomske zahtevna prevedba.

Prevedba je torej tranzitivna:

$$L \stackrel{p}{\leq} L_0 \wedge L_0 \stackrel{p}{\leq} L_1 \Rightarrow L \stackrel{p}{\leq} L_1$$

- slika tranzitivnost

To odpira možnosti za dokazovanje NP-polnosti in težkosti, jezika L_1 tako, da nanj prevedemo nek NP-poln/težak problem L_0 .

- slika
- slika

Kako dokažemo NP-polnost prvega NP-polnega problema (torej, če noben drug ni znan) in ali taki problemi sploh obstajajo?

5.5.1 Problem izpolnjivosti Boolovih izrazov

Def.: Boolove oz. logične izraze sestavljajo:

- Spremenljivke – x_1, x_2, \dots, x_n
- Operatorji – $\vee, \wedge, \neg, \dots$

Boolov izraz je **izpolnjiv**, če lahko vrednosti spremenljivk priredimo tako, da izraz lahko dobi vrednost 1. Možnih prireditvev je 2^m , kjer je m število spremenljivk, ki nastopajo v izrazu.

Primer: $x \wedge \bar{x}$ je primer neizpolnjivega izraza.

Izrek: Problem izpolnjivosti je NP-poln odločitveni problem. Problemu pripada jezik L_{SAT} , ki vsebuje kode vseh izpolnjivih Boolovih izrazov.

$$L_{SAT} = \{w \in \{0, 1\}^* \mid w \text{ je koda izpolnjivega izraza}\}$$

- slika

Trditev: $L_{SAT} \in NP$

Dokaz: $w \in L_{SAT} \Rightarrow \exists$ nedeterministični Turingov stroj T , tak:

- v vhodni besedi poišče spremenljivke
- ugotovi rešitev (priredi vrednosti)
- preveri rešitev v polinomskem času

Trditev: L_{SAT} je NP-težek

Dokaz: Dokazati moramo:

$$\forall L, L \in NP : L \stackrel{\log}{\leq} L_{SAT}$$

Raje govorimo o Turingovih strojih:

$$\forall T, L(T) \in NP : L(T) \stackrel{\log}{\leq} L_{SAT}$$

Sedaj gledamo nedeterministične Turingove stroje:

$$\forall \text{polinomske časovno omejen nedeterministični stroj } T : L(T) \stackrel{\log}{\leq} L_{SAT}$$

Po definiciji $\stackrel{\log}{\leq}$:

\forall polinomske časovno omejen nedeterministični stroj $T : \exists$ logaritmsko prostorsko omejen nedeterministični stroj $M : x \in L(T) \Leftrightarrow M(x) = 1$

Cook: \exists polinomsko omejen izračun:

$\#\beta_0, \#\beta_1, \dots, \#\beta_z$

v katerem nedeterministični stroj T sprejme x .

Šele na podlagi tega .. izračuna

Za vsak poly... obstaja log ... obstaja poly izračun $\forall T \exists M \exists$ polinomsko omejen izračun v katerem nedeterministični stroj T sprejme x . $\Leftrightarrow \exists$ prireditve vrednosti spremenljivkam Boolovega izraza $M(x)$, da ima ta vrednost 1.

Kako na podlagi trenutnih opisov izračuna sestavimo Boolov izraz, ki bo izpolnjen natanko tedaj, ko je izračun sprejemajoč.

1. Izračun nedeterminističnega Turingovega stroja T pri vходу x je zaporedje trenutnih opisov $\#\beta_0, \#\beta_1, \dots, \#\beta_z$
Pišemo $n = |x|$, ker je T polinomsko omejen, $z \leq p(n)$ za nek polinom.
2. Poenoti se zapis izračunov (zato, da bo splošna in enostavnejša obravnava izračunov)
Izračun stroja T nad vходом x tako opisuje neka beseda $\#\beta_0, \#\beta_1, \dots, \#\beta_{p(n)}$, ki je dolga točno $(p(n) + 1)^2$ simbolov.
3. Uvedemo množico Boolovih spremenljivk $c_{i,s}$, kjer je $i \in 0..pn$, $s \in \Gamma \cup \{\#\}$
4. iz spremenljivk $c_{i,s}$ bomo sestavili ... izraz $M(x)$ z lastnostjo: $M(x)$ je resničen pri neki prireditvi vrednosti spremenljivk $c_{i,s}$. Ko spremenljivke $c_{i,s}$ z vrednostjo 1 opisujejo ravno izračun v katerem T , sprejme x .
5. Izraz $M(x)$ so konjunkcija štirih logičnih izrazov $M(x) = A \wedge B \wedge C \wedge D$, kjer:
 - A – spremenljivke $c_{i,s}$ z vrednostjo 1 opisuje besedo $\#\beta_0, \#\beta_1, \dots, \#\beta_{p(n)}$
 - $B - \beta_0$ opisuje začetno stanje q_0 in vhodno besedo x stroja T
 - $C - \beta_{p(n)}$ opisuje neko končno stanje stroja T
 - $D - \forall \beta_i$ sledi iz β_{i-1} z eno potezo stroja T
6. $A = \dots$
 $B = \dots$
 $C = \dots$
 $D = \dots$
7. Trditev: Izračun $\#\beta_0, \#\beta_1, \dots, \#\beta_{p(n)}$ sprejme $x \Leftrightarrow M(x)$ je izpolnjen.
8. Dokazati je treba, da pretovrniki M za konstrukcijo izraza $M(x)$ potrebuje kvečjemu $O(\log |x|)$ prostora.