

Izračunljivost in računska zahtevnost

Študijsko leto 2018/19

prof. dr. Borut Robič

- Izračunljivost in računska zahtevnost
 - Študijsko leto 2018/19
 - prof. dr. Borut Robič
- 1. Uvod
 - String (beseda)
 - Abeceda
 - Jezik
 - Grafi in drevesa
 - Notacija množic
 - Osnovne operacije nad množicami:
 - Relacije med množicami
 - P-zaprta množica
 - Računski model
 - Neizračljivi problemi
- 2. Končni avtomati in regularni izrazi
 - Sistem končni stanj
 - Deterministični končni avtomat $DKA = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$
 - Definicija DKA
 - Delovanje DKA
 - Nedeterministični končni avtomat $NKA = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$
 - Definicija
 - Ekvivalentnost DKA in NKA
 - Nedeterministični končni avtomati s tihimi prehodi ε
 - Definicija
 - Ekvivalentnost NKA in NKA_ε
 - Regularni izrazi
 - Operacije nad regularnimi izrazi
 - Združevanje regularnih izrazov
 - Klenovo in pozitivno zaprtje
 - Ekvivalenca med končnimi avtomati in regularnimi izrazi
- 3. Regularne množice
 - Lema o napihovanju
 - Lastnosti regularnih množic
 - Odločitveni algoritmi za regularne množice
 - Praznost in neskončnost regularnih množic
 - Ekvivalentnost končnih avtomatov
 - Myhill-Nerode teorem
 - Definicija Myhill-Nerode teorema
- 4. Kontekstno neodvisne gramatike
 - Definicija KNG
 - Definicija jezikov generiranih s KNG
 - Derivacijsko drevo
 - Najbolj leva in najbolj desna derivacija
 - Dvoumne gramatike

- Poenostavljanje kontekstno neodvisnih gramatik
 - Eliminacija neuporabnih simbolov
 - Eliminacija ε produkcije
 - Eliminacija enotskih produkcij
- Normalna oblika Chomskega
- Normalna oblika Greibachove
- Skladovni avtomati
 - Sestavni deli skladovnega avtomata
 - Premiki skladovnega avtomata
 - Definicija skladovnega avtomata
 - Skladovni avtomati in kontekstno neodvisni jeziki
 - Ekvivalentnost SA, ki sprejme končno stanje in prazen sklad
 - Ekvivalenca SA in KNJ
 - Moč determinističnih in nedeterminističnih SA
- 5. Lastnosti kontekstno nedovisnih jezikov
 - Lema o napihovanju za kontekstno nedovisne jezike
 - Lastnosti zapre nad KNJ
 - Odločitveni algoritmi za KNJ
- 7. Turingovi stroji
 - Definicija Turingovega stroja
 - Uporaba Turingovega stroja
 - Računanje vrednosti s TS
 - Kapaciteta TS
 - Razpoznavanje množic s TS
 - Zmožnost TS
 - Generiranje množic
 - Izračunljivo preštevni jeziki
 - Odnosi med razredi jezikov
 - Modifikacije Turingovih strojev
 - Turingov stroj s končnim pomnilnikom
 - Turingov stroj z multitračnim trakom
 - Turingov stroj z dvostranskim neskončnim trakom
 - Turingov stroj z več trakovi
 - Turingov stroj z multidimenzionalnim trakom
 - Turingovi stroji z nedeterminističnim programom
 - Univerzalen Turingov stroj
 - Kodiranje Turingovega stroja TODO
 - Obstoj univerzalnega Turingovega stroja
 - Posledice obstoja univerzalnega TS
- 8. Nedoločljivost
 - Vrste računskih problemov
 - Reševanje odločitvenih problemov
 - Jezik odločitvenih problemov
 - Problem ustavitve
 - Dokaz o nedoločljivosti
 - Osnovne vrste odločitveni problemov
 - Komplementarne množice in odločitveni problemi
 - Primeri neiračunljivih problemov
- 10. Teorija računske zahtevnosti
 - Deterministični čas in prostor (*DTIME*, *DSPACE*)
 - Deterministična časovna zahtevnost & zahtevnostni razred *DTIME*
 - Deterministična prostorska zahtevnost & zahtevnostni razred *DSPACE*

- Nedeterministični čas in prostor (*NTIME*, *NSPACE*)
 - Nedeterministična časovna zahtevnost & zahtevnostni razred *NTIME*
 - Nedeterministična prostorska zahtevnost & zahtevnostni razred *NSPACE*
 - Povzetek zahtevnostnih razredov
- Kompresija traku, linearna pohitritev, redukcija števila trakov
 - Kompresija traku, linearna pohitritev
 - Redukcija števila trakov
- Relacije med *DTIME*, *DSPACE*, *NTIME*, *NSPACE*
 - Funkcija, ki se lepo obnaša (*well-behaved*)
- Razredi *P*, *NP*, *PSPACE*, *NPSPACE*
 - Osnovna relacija med razredi
- $P = ? NP$
 - Povzetek
- *NP-polni* in *NP-težki* problemi
 - Povzetek

1. Uvod

String (beseda)

niz znakov z določenim vrstnim redom\

- $|w|$ - dolžina niza w
- ϵ - prazen niz
 - dolžina praznega niza je 0 ($|\epsilon| = 0$)
- **predpona** je kakršna koli dolžina znakov, ki se pojavijo na začetku niza
- **pripona** je kakršna koli dolžina znakov, ki se pojavijo na repu niza
 - *prava pripona/predpona* je katerakoli pripona ali predpona, ki ni enaka celotnemu nizu
- **združevanje nizov** - $prviNiz + drugiNiz = prviNizdrugiNiz$
 - vedno velja: $w\epsilon = \epsilon w = w \quad \forall w$

Abeceda

Abeceda je končna množica različnih znakov

Jezik

Formalen jezik je množica nizov iz znakov neke abecede. *Prazna množica*, \emptyset in množica, ki vsebuje samo prazen niz, $\{\epsilon\}$, so različni jeziki.

Množica vseh nizov abecede \sum je množica \sum^*
Primer: $\sum = \{a\} \Rightarrow \sum^* = \{\epsilon, a, aa, aaa, aaaa, \dots\}$

Grafi in drevesa

Neusmerjen graf označujemo z $G = (V, E)$, kjer je V končna množica vozlišč in E končna množica parov vozlišč imenovanih robovi.

Pot v grafu je zaporedje vozlišč grafa tako, da obstaja povezava med dvema soležnima vozliščema v poti.

Usmerjen graf označujemo z $G = (V, A)$, kjer je V končna množica vozlišč in A končna množica urejenih (usmerjenih) parov vozlišč.

Urejeno pot med vozliščema u in v označimo kot $u \rightarrow v$

Drevo je graf z lastnostmi:

- obstaja natanko eno vozlišče, imenovano *root* ali *koren*, ki nima predhodnika
- vsako vozlišče (razen *root*) ima natanko enega predhodnika (starša)
- otroci vozlišča so urejeni od leve proti desni

Predhodnika vozlišča imenujemo *starš*, naslednika imenujemo *sin*, če vozlišče nima nobenega sina se imenuje *list*

Notacija množic

Množica je neurejena kolekcija objektov (članov), ki se ne ponavljajo.

Končne množice lahko definiramo tako, da navedemo vse člane množice.

Primer končne množice: $\{a, b, c\}$ je končna množica.

$\{x | P(x)\}$ - x je množica, da velja $P(x)$

$\{x \in A | P(x)\}$ - x je množica elementov množice A , da velja $P(x)$

- če je vsak element množice A element množice B pišemo: $A \subseteq B$ (velja tudi $B \supseteq A$)
- če velja $A \subseteq B$, vendar ne velja $A = B$, potem rečemo, da je A vsebovan v B , pišemo $A \subset B$
- množici A in B sta enaki, če vsebujejo vse enake elemente: $A = B \iff A \subseteq B \wedge B \subseteq A$

Osnovne operacije nad množicami:

- **unija** $A \cup B$: $\{x | x \in A \vee x \in B\}$
- **presek** $A \cap B$: $\{x | x \in A \wedge x \in B\}$
- **razlika** $A - B$: $\{x | x \in A \wedge x \notin B\}$
- **kartezični produkt** $A \times B$: $\{(x, y) | x \in A \wedge y \in B\}$

Relacije med množicami

Binarna relacija:

$$R = \{ (a, b) | a \in A \wedge b \in B \}$$

Množica lahko ima naslednje lastnosti:

- **refleksivnost**, če velja $aRa \forall a \in S$
- **irefleksivnost**
- **tranzitivnost**, če velja $aRb \wedge bRc \Rightarrow aRc$
- **simetričnost**, če velja $aRb \iff bRa$
- **asimetričnost**

Ekvivalentna relacija - če je relacija refleksivna, simetrična in tranzitivna. **Ekvivalentni razredi** so refleksivni, simetrični in tranzitivni.

P-zaprta množica

P-zaprta množica je najmanjša množica R^+ , ki še ima lastnosti R .

Formalno:

Če je $P = \{\text{tranzitivna}\}$, potem P-zaprto na relaciji R definiramo kot R^+ , kjer velja:

1. če aRb potem aR^+b
2. če $aR^+b \wedge bRc$ potem aR^+c
3. nič ni v R^+ razen, kar sledi iz 1 in 2

Računski model

Računski model je formalna definicija *osnovne notacije* algoritmičnega računanja. Definira:

- algoritem
- okolje
- kako se algoritem izvede v danem okolju

Neizračljivi problemi

Obstaja več problemov kot je algoritmov za računanje. Zato obstajajo funkcije, ki so neizračljive.

Za funkcijo f ne obstaja računalniški program (algoritem), ki bi za vsak dan element x za f izračunal vrednost $f(x)$ in bi deloval za vse mogoče x .

2. Končni avtomati in regularni izrazi

Sistem končni stanj

Sistem končni stanj je objekt, ki bere *diskrete vhode* in je lahko v kateremkoli izmed *končno mnogo* notranjih konfiguracij imenovanih *stanja*.

Stanje opisuje informacije, ki so potrebne za definicijo naslednjih stanj, glede na dani vhod.

Deterministični končni avtomat $DKA = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$

DKA je sestavljen iz končne množice stanj in prehodov med stanji, ki se zgodijo glede na prebrani znak vhodne abecede. Za vsak vhodni podatek je iz stanja natanko en prehod v naslednje stanje.

Definicija DKA

Deterministični končni avtomat DKA definiramo kot petorček $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$, kjer velja:

- Q je **končna množica stanj**,
- Σ je **vhodna abeceda s končno mnogo znakov**,
- $q_0 \in Q$ je **začetno stanje**,
- $F \subseteq Q$ je **množica končnih stanj**,
- δ je **prehodna funkcija**, (primer: $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow Q$)
- $\delta(q, a)$ je stanje

DKA $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ sprejme niz x , če velja $\delta(q_0, x) = p$ za nek $p \in F$

Jezik, ki ga sprejme DKA, je definiran kot množica:

$$L(M) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta(q_0, x) \in F\}$$

Jezik je regularna množica, če ga sprejme *nek* DKA.

Delovanje DKA

Če je DKA v stanje q ine prebere simbol a , potem v *eni potezi*:

1. vstopi v naslednje stanje $\delta(q, a)$
2. premakne svoje okno za en simbol v desno

Nedeterministični končni avtomat $NKA = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$

Če deterministični končni avtomat razširimo tako, da omogočimo *nič, enega ali več* prehodov iz stanja z istim vhodnim podatkom, dobimo **nedeterministični končni avtomat**.

NKA sprejme niz znakov, če obstaja "pot", ki pripelje od začetnega stanja do enega izmed končnih stanj. Pri DKA je takšna pot ena sama, pri NKA jih je lahko več - zato so NKA nerealni.

Definicija

Nedeterministični končni avtomat opišemo s petorčkom $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$:

- Q je končna množica **stanj**,
- Σ je vhodna abeceda s končno mnogo vhodnimi znaki,
- $q_0 \in Q$ je začetno stanje,
- $F \subseteq Q$ je končna množica končnih stanj,
- δ je **prehodna funkcija** $\delta : Q \times \Sigma \rightarrow 2^Q$

NKA $M = (Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$ sprejme niz x , če $\delta(q_0, x)$ vsebuje nek $p \in F$.

Jezik, ki ga NKA sprejme, opišemo kot množico:

$$L(M) = \{x \in \Sigma^* \mid \delta(q_0, x) \text{ vsebuje stanje } v F\}$$

Ekvivalentnost DKA in NKA

Vsek DKA je tudi NKA, obratno ne velja.

Vse jezike, ki jih sprejme DKA, jih sprejema tudi NKA. Obstajajo takšni jeziki, ki jih sprejema samo NKA!

Nedeterministični končni avtomati s tihimi prehodi ε

Razširimo NKA s tihimi prehodom ε , to je **prehod ob praznem vhodu**.

Definicija

Nedeterministični končni avtomat s tihimi prehodom ε (NKA_ε) definiramo kot petorček $(Q, \Sigma, \delta, q_0, F)$:

- Q je končna množica stanj,
- Σ je vhodna abeceda s končno mnogo znaki,
- $q_0 \in Q$ je začetno stanje,
- $F \subseteq Q$ je končna množica končnih stanj,
- δ je prehodna funkcija ($\delta : Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \rightarrow 2^Q$)

NKA_ε sprejema niz znakov x , če velja, da prehodna funkcija $\hat{\delta}(q_0, x)$ vsebuje nek $p \in F$.

Jezik, ki ga sprejema NKA_ε lahko opišemo z množico:

$$L(M) = \{x \in \Sigma \mid \hat{\delta}(q_0, x) \text{ vsebuje stanje } v F\}$$

Ekvivalentnost NKA in NKA_ε

Zmožnost sprejemanja tihih prehodov NKA_ε ne omogoča sprejemanje neregularnih izrazov, zato le ta ni algoritmično močnejši od NKA.

Vsek NKA_ε lahko prevedemo v NKA brez tihih prehodov. NKA in NKA_ε sta torej ekvivalentna.

Regularni izrazi

Jeziki, ki jih sprejemajo končni avtomati, so **regularni izrazi**.

Operacije nad regularnimi izrazi

Združevanje regularnih izrazov

Če je Σ jezik in so L_1, L_2 nizi iz Σ^* , potem izraz L_1L_2 definiramo kot množico:

$$L_1L_2 = \{xy \mid x \in L_1 \wedge y \in L_2\}$$

Klenovo in pozitivno zaprtje

Če je $L^0 = \{\varepsilon\}$ in $L^i = LL^{i-1}$ za vsak $i \geq 1$ potem definiramo Klenovo zaprtje kot množico:

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

Pozitivno zaprtje pa kot:

$$L^+ = \bigcup_{i=1}^{\infty} L^i$$

Po domače: Klenovo zaprtje definira nize znakov, kjer obstaja tudi nič znakov. Pozitivno zaprtje pa takšnega niza (praznega) ne definira.

Ekvivalenca med končnimi avtomati in regularnimi izrazi

Jeziki, ki jih sprejemajo končni avtomati (DKA, NKA, NKA_ε), so natanko jeziki, ki so definirani z regularnimi izrazi.

1. Za vsak regularni izraz r obstaja NKA $_\varepsilon$, ki sprejema jezik $L(r)$
2. Za vsak DKA M obstaja regularni izraz, ki definira jezik $L(M)$

Sledi: obstajajo 4 načini definiranja istega razreda jezikov, *regularnih množic*, to so: DKA, NKA, NKA_ε in regularni izrazi.

3. Regularne množice

Lema o napihovanju

Lema o napihovanju dokazuje, da nek jezik ni regularen in/ali, da je neskončen.

Definicija leme o napihovanju

Naj bo L regularna množica. Potem obstaja konstanta n , ki je odvisna samo od izbranega jezika L , tako da velja: Če obstaja beseda z za katero velja:

$$z \in L \wedge |z| \geq n$$

potem morajo obstajati besede u, v, w tako, da velja

$$z = uvw,$$

$$|uv| \leq n,$$

$$|v| \geq 1, \text{ in}$$

$$\forall i \geq 0 : uv^i w \in L$$

Po domače: Vsaka dovolj dolga beseda z , ki jo KA sprejema, vsebuje podbesedo v , ki jo lahko poljubnokrat "napihnemo" in kot rezultat ponovno dobimo besedo, ki jo KA še vedno sprejme.

Formalen zapis leme o napihanju

$$L \text{ regularen} \Rightarrow (\exists n)(\forall z) [z \in L \wedge |z| \geq n \Rightarrow (\exists u, v, w)[z = uvw \wedge |uv| \leq n \wedge |v| \geq 1 \wedge (\forall i \geq 0)uv^i w \in L]]$$

Lastnosti regularnih množic

Regularne množice so zaprte nad naslednjimi lastnostmi:

- unijo
- presek
- kontantikacijo
- Klenovim zaprtjem
- komplementom
- substitucijo
- homomorfizmom in inverzni homomorfizem
- kvocientom

Odločitveni algoritmi za regularne množice

Praznost in neskončnost regularnih množic

Množico $L(M)$, ki jo sprejema končni avtomat KA M in ima n stanj, je:

- neprazna $\iff M$ sprejme besedo dolžine l , kjer je $l < n$
- neskončna $\iff M$ sprejme besedo dolžine l , kjer je $n \leq l < 2n$

Ekvivalentnost končnih avtomatov

Dva končna avtomata sta ekvivalentna, če spejemata isti jezik

$$L(M_1) = L(M_2)$$

Myhill-Nerode teorem

Obstaja neskončno mnogo determinističnih končnih avtomatov, ki sprejemajo enak jezik. Čeprav so enakovredni se lahko razlikujejo v Q, δ, F komponentah.

Myhill-Nerode teorem določa minimalen deterministični končni avtomat, ki sprejema jezik L .

Definicija Myhill-Nerode teorema

Naslednje izjave so ekvivalentne:

1. $L \subseteq \Sigma^*$ je regularna množica,
2. R_L je končni indeks,
3. L je unija nekih ekvivalentnih razredov pravih invariant ekvivalenčne relacije končnega indeksa

Posledica teorema je, da obstaja unikaten minimalen DKA za vsako regularno množico.

Minimale unikaten DKA za regularno množico L je unikaten do izomorfizma (preimenovanja stanj).

4. Kontektsno neodvisne gramatike

Kontekstno neodvisne gramatike so končne množice spremenljivk, ki jih imenujemo *nedeterminante*, vsaka predstavlja jezik. Jeziki predstavljeni s spremenljivkami so opisani *rekurzivno* s primitivnimi simboli imenovnimi terminali. Pravila, ki se nanašajo na spremenljivke se imenujejo produkcije.

Definicija KNG

Kontekstno neodvisno gramatiko opišemo kot četvorček $G = (V, T, P, S)$, kjer je:

- V končna množica spremenljivk,
- T končna množica terminalov,
- P končna množica produkcij, vsaka je oblike $A \rightarrow a$, kjer je $A \in V$ in a beseda v jeziku $(V \cup T)^*$
- S posebna spremenljivka imenovana *start simbol*

Definicija jezikov generiranih s KNG

Jezik generiran z KNG $G = (V, T, P, S)$ je množica

$$L(G) = \{ w \mid w \in T^* \wedge S_G \Rightarrow^* w \}$$

Derivacijsko drevo

Derivacije lahko predstavimo kot derivacijsko drevo. Vozlišča so označena s *terminali* ali *spremenljivkami* ali s praznim znakom (ε).

Če je notranje vozlišče označeno z A in so njegovi sinovi označeni z X_1, X_2, \dots, X_n od leve, potem je $A \rightarrow X_1, X_2, \dots, X_n$ *produkcija*.

Definicija derivacijskega drevesa

Naj bo $G = (V, T, P, S)$ KNG. Drevo imenujemo derivacijsko drevo G -ja, če velja:

- vsako vozlišče ima oznako, ki je simbol iz $V \cup T \cup \{\varepsilon\}$
- oznaka korena je S
- če ima notranje vozlišče oznako A , potem velja $A \in V$
- če ima vozlišče oznako A in so njegovi sinovi označeni z X_1, X_2, \dots, X_n od leve, potem je $A \rightarrow X_1, X_2, \dots, X_n$ *produkcija*
- če ima vozlišče oznako ε , potem je vozlišče list in edini sin svojega očeta

Relacija med derivacijskim drevesom in derivacijami

Če je $G = (V, T, P, S)$ KNG, potem:

$$S_G \rightarrow^* a \iff \text{obstaja derivacijsko drevo za } G \text{ s krošnjo } a$$

Najbolj leva in najbolj desna derivacija

Najbolj leva je tista derivacija, ki v vsakem koraku derivacijskega drevesa izbere najbolj levo derivacijo.

Najbolj desna je tista derivacija, ki v vsakem koraku derivacijskega drevesa izbere najbolj desno derivacijo.

Dvoumnne gramatike

Gramatika G je *dvoumna*, če obstaja beseda, ki ima več kot eno derivacijsko drevo.

Kontekstno neodvisni jezik G je *bistveno dvoumen*, če je vsaka gramatika za G dvoumna.

Primer kontekstno bistveno dvoumnega neodvisnega jezika:

$$L = \{a^n b^n c^m d^m \mid n \geq 1, m \geq 1\} \cup \{a^n b^m c^m d^n \mid n \geq 1, m \geq 1\}$$

Poenostavljanje kontekstno neodvisnih gramatik

Če je L neprazna KNJ je lahko generiran s KNG G z naslednjimi lastnostmi:

- vsaka spremenljivka in terminal G -ja je predstavljen v derivaciji neke besede v L
- ne obstaja produkcija $A \rightarrow B$, kjer sta A in B spremenljivki
- če $\epsilon \notin L$, potem ni nobene produkcije oblike $A \rightarrow \epsilon$
- če $\epsilon \notin L$ potem lahko zahtevamo:
 - vsaka produkcija ima obliko $A \rightarrow BC$ ali $A \rightarrow a$, kjer so A, B, C spremenljivke, a pa terminal ali
 - vsaka produkcija v G ima obliko $A \rightarrow aa$, kjer je a niz znakov (lahko tudi prazen)

Eliminacija neuporabnih simbolov

$G = (V, T, E, S)$ je gramatika. Simbol X je uporaben, če velja derivacija $S \Rightarrow^* aXb \Rightarrow^* w$ za nek $a, b, w \in T^*$. Drugače je X odvečen.

Vsak neprazen kontekstno neodvisni jezik je generiran s kontekstno neodvisno gramatiko brez nepotrebnih simbolov.

Eliminacija ϵ produkcije

Definicija ϵ produkcije

je produkcija oblike $A \rightarrow \epsilon$

Če je $L = L(G)$ za nek KNG $G = (V, T, P, S)$, potem je $L - \{\epsilon\} = L(G')$ za nek KNG G' brez nepotrebnih simbolov in/ali ϵ produkcij.

Eliminacija enotskih produkcij

Definicija enotske produkcije

je produkcija oblike $A \rightarrow B$

Vsak kontekstno neodvisni jezik brez ϵ je definiran z gramatiko brez nepotrebnih simbolov ϵ -produkcij ali enotskih produkcij.

Normalna oblika Chomskega

Definicija teoremov normalnih oblik

Teroem normalne oblike navaja, da so vse kontekstno neodvisne gramatike ekvivalentne do gramatik z določenimi omejitvami in oblikami produkcij

Definicija normalne oblike Chomskega

Vsek kontekstno neodvisen jezik brez ε je lahko generiran z gramatiko, kjer so vse produkcije oblike

$$A \rightarrow BC \quad \text{ali} \quad A \rightarrow a$$

kjer so A, B, C spremenljivke, a pa terminal

Normalna oblika Greibachove

Definicija

Vsek kontekstno neodvisen jezik brez ε je lahko generiran z gramatiko, kjer so vse produkcije oblike

$$A \rightarrow aa$$

kjer je A spremenljivka, a pa (lahko prazen) niz znakov spremenljivk

Skladovni avtomati

Če končni avtomat dopolnimo s kontrolno enoto za tekoči vhodni trak in skladom dombimo **skladovni avtomat**. Tako kot imajo regularni izrazi končne avtomate, imajo kontekstno neodvisne gramatike skladovne avtomate.

Nedeterministični skladovni avtomat ima *večjo* moč od determinističnega - kontekstno neodvisni jeziki, ki jih sprejema deterministični SA, so podmnožica KNJ, ki jih sprejemajo nedeterministični SA.

Sestavni deli skladovnega avtomata

Skladovni avtomat sestavlja naslednje enote:

- vhodni trak - na njem je shranjen program, avtomat lahko na njem hrani vmesne rezultate in izhode
- kontrolna enota
- sklad - niz simbolov neke abecede, najbolj lev simbol razumemo kot vrhnji simbol sklada

Premiki skladovnega avtomata

Skladovni avtomat ima dva možna premika: *običajen premik* in ε premik.

- **običajen premik:** znak je sprejet. Glede na: stanje q , vhodni simbol a in najvišji simbol na skladu Z obstaja končno mnogo možnosti.
 - *i-tem* korak je sestavljen iz naslednjega stanja p , (lahko praznega) niza y_i (simbolov, ki zamenjajo vrhnji element na skladu)
 - po končanem izboru se okno premakne za 1 naprej
- ε : od običajnega premika se razlikuje, da znak ni sprejet in na koncu okno ne napreduje za 1 naprej

Definicija skladovnega avtomata

Skladovni avtomat (SA) definiramo kot sedmerico $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$, kjer je:

- Q končna množica stanj,
- Σ vhodna abeceda,
- Γ skladovna abeceda,
- $q_0 \in Q$ začetno stanje,
- $Z_0 \in \Gamma$ začetni znak sklada,
- $F \subseteq Q$ množica končnih stanj,
- δ je prehodna funkcija (mapiranje iz $Q \times (\Sigma \cup \{\varepsilon\}) \times \Gamma$ v končno množico $Q \times \Gamma^*$)

Definicija determinističnega skladovnega avtomata

Skladovni avtomat $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z, 0, F)$ je deterministični, če prehodna funkcija δ izpoljuje dva dodatna pogoja za vsak $q \in Q$ in $Z \in \Gamma$:

1. $\delta(q, \varepsilon, Z) \neq \emptyset \Rightarrow \forall a \in \Sigma : \delta(q, a, Z) = \emptyset$
2. $\forall a \in \Sigma \cup \{\varepsilon\} : |\delta(q, a, Z)| \leq 1$

Prvi pogoj preprečuje možnost izbire med tihim prehodom in običajnim prehodom. Drugi pogoj preprečuje možnost več kot ene možnosti v primeru tihih ali običajnih prehodov.

V primeru skladovnih avtomato, vedno predpostavljamo, da gre za nedeterminističnega!

Trenutni opis skladovnega avtomata

Skladovni avtomat lahko v vsakem trenutku opišemo s trojčkom (q, ω, γ) , kjer je q stanje, ω niz vhodnih podatkov, γ niz skladovnih podatkov.

Jeziki skladovnega avtomata

Za skladovni avtomat $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_0, Z_0, F)$ definiramo dvoje jezikov:

- $L(M)$, ki je sprejet s končnim stanjem

$$L(M) = \{ w \mid (q_0, w, Z_0,) \vdash^* (p, \varepsilon, \gamma) \text{ za nek } p \in F \wedge \gamma \in \Gamma^* \}$$

- $N(M)$, ki je sprejet s praznenjem sklada

$$N(M) = \{ w \mid (q_0, w, Z_0) \vdash^* (p, \varepsilon, \varepsilon) \text{ za nek } p \in Q \}$$

Jezika sta ekvivalenta, če obstaja nek SA, ki sprejema jezik s končnim stanjem, obstaja nek drugi SA, ki sprejema ta isti jezik s praznenjem sklada.

Skladovni avtomati in kontekstno neodvisni jeziki

Ali deterministični SA sprejmejo enak nabor (razred) jezikov kot nedeterministični SA?

Ne, nedeterministični SA sprejme jezik ww^R , deterministični pa ne.

Ekvivalentnost SA, ki sprejme končno stanje in prazen sklad

Če $L = L(M_2)$ za nek SA M_2 , potem $L = N(M_1)$ za nek SA M_1 .

Če $L = N(M_1)$ za nek SA M_1 , potem $L = L(M_2)$ za nek SA M_2 .

Kjer je $L = N(M)$ jezik, ki ga sprejema SA s praznenjem sklada, $L = L(M)$ pa SA s končnim stanjem.

SA s končnim stanjem in SA s praznenjem sklada sta enakovredna. Če obstaja jezik, ki ga nek SA sprejme s končnim stanjem, ga nek drug SA sprejme s praznenjem sklada.

Ekvivalenca SA in KNJ

Če je L kontekstsno neodvisen jezik, potem obstaja SA M , da je $L = N(M)$

Če je $L = N(M)$ za nek SA M , potem je L KNJ.

Moč determinističnih in nedeterminističnih SA

Nedeterministični SA sprejema jezik $\{ ww^R \mid w \in (0+1)^* \}$, deterministični SA ga ne.

Nedeterministični SA je močnejši od determinističnega.

5. Lastnosti kontekstno nedovisnih jezikov

Lema o napihovanju za kontekstno neodvisne jezike

Neformalno: za katerokoli dovolj dolgo besedo v jeziku L lahko najdemo dve kratki podbesedi v in x , da se ponavljajo vendar bo dana beseda še vedno v L .

Naj bo L KNJ, potem obstaja konstanta n , ki je odvisna samo od L tako, da velja: če obstaja beseda z , da velja:

$$z \in L \wedge |z| \geq n$$

potem obstajajo besede u, v, w, x, y tako, da velja:

$$z = uvwxxy$$

$$|vx| \geq 1$$

$$|vwx| \leq n$$

$$\forall i \geq 0 : uv^iwx^i y \in L$$

Lastnosti zaprte nad KNJ

Lastnosti, ki so zaprte nad razredom kontekstno neodvisnih jezikov:

- unija
- povezovanje
- Kleenovo zaprtje
- substitucija (homomorfizem)
- inverzni homomorfizem
- presek z **regularno množico**

Lastnosti, ki **niso** zaprte nad razredom kontekstno neodvisnih jezikov:

- presek
- komplement

Odločitveni algoritmi za KNJ

Obstajajo odločitveni algoritmi za KNJ, ki nam povejo ali je KNJ:

- prazen
- končen
- nekončen

7. Turingovi stroji

Definicija algoritma

Algoritem za reševanje problema je končna množica *ukazov*, ki pripeljejo *procesor*, v končno mnogo korakih, od vhodnih podatkov problema do ustreznega rezultata.

Definicija računskega modela

Računski model je definicija, ki formalizira karakteristike osnovne notacije algoritmičnega računanja - algoritem, okolje in izvedbo algoritma v danem okolju.

Teza o izračunljivosti (Church-Turingova teza)

Osnovni koncepti računskega modela so formalizirani na način:

algoritem	Turingov program
izračun	izvedba Turingovega programa
računska funkcija	Turingova-računska funkcija

Definicija Turingovega stroja

Osnovna izvedba Turingovega stroja ima naslednje elemente:

- kontrolno enoto, ki vsebuje Turingov program
- vhodni trak sestavljen iz celic
- premično okno nad trakom

Trak uporabljamo za branje in pisanje vhodnih, vmesnih in izhodnih podatkov. Razdeljen je na enako velike celice in je potencialno neskončen v eno smer.

Vsaka celica vsebuje en znak iz tračne abecede $\Gamma = (z_1, \dots, z_t), t \geq 3$. Med simboli je poseben simbol (z_t), ki definira prazno celico, ob njem sta v tračni abecedi še vsaj dva simbola (1 in 2).

Vhodne podatke hranimo v *vhodni besedi*, ki se nahaja na skrajno levem koncu traku.

Kontrolna enota je vedno v enem izmed končno mnogo stanj $Q = \{q_1, \dots, q_s\}, q_s \geq 1$. Kjer je stanje q_1 začetno, nekatera stanja so končna in spadajo v podmnožico končnih stanj $F \subseteq Q$.

V kontrolni enoti se nahaja **Turingov program**, vsak Turingov stroj ima svoj Turingov program, ki vsebuje *prehodno funkcijo* δ (npr. $\delta : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$)

Okno se lahko premakne nad katerokoli celico traku, ki ga lahko prebere ali na njega piše (pri čemer prepiše simbol kateri je bil do takrat zapisan). V enem koraku se okno lahko premakne zgolj na sosednjo celico.

Delovanje Turingovega stroja

Predpogoji:

- vhodna beseda* je vpisana na *začetek traku*
- okno* se nahaja na *začetku traku*
- kontrolna enota* je v *začetnem stanju* q_0

Od tu naprej: TS deluje neodvisno, kot je zapisano v TP.

Če je TS v stanju $q_i \in Q$ in prebere simbol $z_r \in \Gamma$:

- če je q_i končno stanje TS **stoji**
- če je $\delta(q_i, z_r) \uparrow$ (TP nima naslednjega ukaza), TS **stoji**
- če je $\delta(q_i, z_r) \downarrow = (q_j, z_w, D)$, TS naredi:

- spremeni stanje v q_j
- piše z_w skozi okno
- premakne okno v smeri $D \in \{ \text{Levo}, \text{Desno} \}$ ali stoji na mestu $D \in \{ \text{Stoj} \}$

| Formalno je Turingov stroj sedmerec $T = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$

Uporaba Turingovega stroja

Računanje vrednosti s TS

| Naj bo $T = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ TS in $k \geq 1$. K-ta funkcija T -ja je parcialna funkcija $\varphi_T : (\Sigma^*)^k \rightarrow \Sigma^*$ definirana kot:

$$\varphi_T(u_1, \dots, u_k) := \begin{cases} v, & \text{if } T \text{ stoji} \wedge \text{vrača na trak } v \wedge v \in \Sigma^* \\ \uparrow, & \text{if } T \text{ ne stoji} \vee \text{trak nima besede } v \in \Sigma^* \end{cases}$$

Kapaciteta TS

| Naj bo $\varphi : (\Sigma^*)^k \rightarrow \Sigma^*$ funkcija, potem je:

- **izračunljiva**, če obstaja za $\exists TM$, ki lahko izračuna φ , kjer koli na $dom(\varphi) \wedge dom(\varphi) = (\Sigma^*)^k$ (obstaja TS M , ki izračuna φ za katerikoli argument)
- **delno izračunljiva**, če obstaja TS, ki lahko izračuna φ kjerkoli na $dom(\varphi)$ (obstaja TS M , ki izračuna φ , kadarkoli, ko je φ definiran)
- **neizračunljiva**, ko ne obstaja TS, ki bi lahko izračunal φ kjerkoli na $dom(\varphi)$ (ne obstaja TS, ki bi izračunal φ , ko je le ta definiran)

Razpoznavanje množic s TS

| Naj bo $T = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ Turingov stroj in naj bo $w \in \Sigma^*$ niz znakov. Rečemo, da T sprejme w , če $q_1 w \vdash^* \alpha_1 p \alpha_2$ za nek $p \in F$ in $\alpha_1, \alpha_2 \in \Gamma^*$

Beseda je torej sprejeta, če povzroči, da Turingov stroj vstopi v končno stanje. Jezik je sprejet, če so vse besede iz tega jezika sprejete.

Zmožnost TS

| Če je $S \subseteq \Sigma^*$ in je T Turingov stroj lahko za njega rečemo, da je:

- S je **določljiv**, če $\exists TS M$, ki odgovori na vprašanje Ali je $x \in S$? z **DA/NE** za vsak $x \in \Sigma^*$
- S je **pol določljiv**, če obstaja nek $TS M$, ki odgovori na vprašanje Ali je $x \in S$? z **DA** za vsak $x \in S$
- S je **ne odločljiv**, če ne obstaja $TS M$, ki odgovori na vprašanje Ali je $x \in S$? z **DA** za vsak $x \in S$

Generiranje množic

| Naj bo $T = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ TS. T imenujemo *generator*, če zaporedno piše na trek znake iz Σ^* in jih razmejuje z znakom $\#$. Jezik generiran s TS je množica:

$$G(T) = \{ w \mid w \in \Sigma^* \wedge T \text{ eventualno zapiše } w \text{ na trak} \}$$

Izračunljivo preštevni jeziki

| Množica S je izračunljivo preštevna, če obstaja $S = G(T)$ za nek TS T .

Množica je izračunljivo preštevna, če jo lahko definiramo s Turingovim strojem.

Množica S je izračunljivo preštevna $\iff S$ je delno določljiva.

Odnosi med razredi jezikov



Modifikacije Turingovih strojev

Turingov stroj s končnim pomnilnikom

Ta modifikacija V ima v kontrolni glavi več spominskih celic, ki hrani podatke.

Prehodna funkcija za V :

$$\delta_v : Q \times \Gamma^k \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R, S\} \times \Gamma^k$$

kjer je k število pomnilnih celic v kontrolni enoti

Turingov stroj z multitračnim trakom

Turingov stroj V ima trak, ki je razdeljen na $tk \geq 2$ sledi. Na vsaki sledi je lahko hranjen en znak tračne abecede.

Prehodna funkcija za V :

$$\delta_V : Q \times \Gamma^{tk} \rightarrow Q \times \Gamma^{tk} \times \{L, R, S\}$$

Turingov stroj z dvostranskim neskončnim trakom

Turingov stroj V ima potencialno neskončen trak v obe smeri.

Prehodna funkcija za V :

$$\delta_V : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L, R, S\}$$

Turingov stroj z več trakovi

Turingov stroj V ima več trakov, vsak izmed trakov ima svojo bralno-pisalno glavo.

Prehodna funkcija za V :

$$\delta_V : Q \times \Gamma^{tp} \rightarrow Q \times \{\Gamma^{tp} \times L, R, S\}$$

kjer je $tp \geq 2$ in predstavlja število trakov.

Turingov stroj z multidimenzionalnim trakom

Turingov stroj V ima d -dimenzionalen trak. Brano-pisalna glava se lahko premakne v d smeri.

Prehodna funkcija za V :

$$\delta_V : Q \times \Gamma \rightarrow Q \times \Gamma \times \{L_1, R_1, L_2, R_2, \dots, L_d, R_d, S\}$$

Turingovi stroji z nedeterminističnim programom

Turingov stroj V ima nedeterministični program in v vsakem koraku določi končno mnogo alternativnih prehodov, ki se izvedejo.

Vse modulacije Turingovih strojev so si po moči enakovredne. Kar lahko izračuna katerakoli izmed modulacij, lahko izračuna tudi osnovni Turingov stroj (ali katera druga modulacija).

Univerzalen Turingov stroj

Kodiranje Turingovega stroja TODO

Obstoj univerzalnega Turingovega stroja

Idejo, da takšen TS obstaja dokažemo tako, da zgradimo TS, ki lahko simulira delovanje katerega koli drugega Turingovega stroja. Takšen TS dokažemo s teorijo izračunljivosti.

Posledice obstoja univerzalnega TS

Kot posledica obstoja takšnega stroja se začne gradnja (in izgradnja) računskega stroja, ki bi ga lahko uporabili za več različnih namenov. Nastane **splošno namenski računalnik**.

8. Nedoločljivost

Vrste računskih problemov

Odločitveni problemi (da/ne problemi): so problemi na katere lahko odgovorimo z da ali z ne (*rešitev je enojni bit*).

Iskalni problemi: rezultat je element dane množice S tako da ima dan element iskano lastnost P (*rezultat je element množice*).

Problem štetja: rezultat je število elementov množice S , ki imajo lastnos P (*rezultat je naravno število*)

Problem generiranja: rešitev je seznam elementov množice S z lastnostjo P (*rešitev je seznam elementov množice*).

Reševanje odločitvenih problemov

Jezik odločitvenih problemov

Pokažemo povezavo med *odločitvenimi problemi* in *množicami* v štirih korakih:

1. Naj bo D odločitveni problem
2. d instanca D , v instanci problema spremenljivko zamenjamo z danim podatkom (npr. D je *Ali je n naravno število?*, d je instanca *Ali je 5 naravno število?*)
3. Iz naravnega jezika prevedemo odločitveni problem v kodo, ki jo razume Turingov stroj

$$D \rightarrow \Sigma^* \text{ naj bo kodirna funkcija}$$

4. Poишčemo vse kode pozitivnih instanc odločitvenega problema D in jih shranimo v množico $L(D)$

Velja torej povezava med odločitvenimi problemi in množicami:

$$d \in D \text{ je pozitiven} \iff \langle d \rangle \in L(D)$$

Naj bo D odločitveni problem za katerega lahko rečemo, da je

- *določljiv* (ali *izračunljiv*), če je $L(D)$ določljiva množica
- *poldoločljiv*, če je $L(D)$ poldoločljiva množica

- nedoločljiv (ali neizračunljiv), če je $L(D)$ je nedoločljiva množica

Problem ustavitev

Definicija problema ustavitev (*halting problem*)

Problem ustavitev D_{halt} je definiran kot:

$D_{halt} = \text{"Ali se TS } T \text{ z vhodno besedo } w \in \Sigma^* \text{ zaustavi?"}$

Problem ustavitev je **nedoločljiv**.

V kolikor bi v prihodnosti zgradili algoritem, ki bi odgovoril na problem ustavitev, bi ugotovili, da ne bo bil sposoben dati odgovora za vsaj en par T, W .

Dokaz o nedoločljivosti

Preden začnemo z dokazom definiramo **dvoje množic**:

- **Univerzalni jezik** K_0 je jezik problema ustavitev in je definiran kot

$$K_0 = L(D_{halt}) = \{ \langle T, w \rangle \mid T \text{ stoji na } w \}$$

- **Diagonalen jezik** K je definiran kot:

$$K = \{ \langle T, T \rangle \mid T \text{ stoji na } \langle T \rangle \}$$

Najprej z protislovjem dokažemo, da je K nedoločljiv.

Ker je K nedoločljiv je nedoločljiv tudi problem D_H , ki je podproblem D_{halt} . Torej je nedoločljiv tudi D_{halt} .

Osnovne vrste odločitveni problemov

Obstajajo 3 vrste odločitvenih problemov:

- **D je določljiv**: obstaja algoritem, ki reši arbitrarne instanco $d \in D$. Takšen algoritem imenujemo *decider* problema D
- **D je poldoločljiv neodoločljiv**: obstaja algoritem, ki reši arbitrarne pozitivne instanco $d \in D$. Takšen algoritem imenujemo *recognizer*.
- **D ni poldoločljiv**: ne obstaja algoritem, ki bi rešil arbitrarne pozitivne ali negativne instanco $d \in D$

Komplementarne množice in odločitveni problemi

- množici $S \triangle$ in $\bar{S} \blacktriangle$ sta *določljivi*
- množici $S \circ$ in $\bar{S} \bullet$ sta *nedoločljiva*, en je *poldoločljiv*, drugi je *nedoločljiv*
- množici $S \square$ in $\bar{S} \blacksquare$ sta *nedoločljivi* in nista *poldoločljivi*



Primeri neiračunljivih problemov

- **Terminacija algoritma**: ali se algoritem termini, če vsatvimo v njega določene podatke?
- **Pravilnost algoritma**: ali je algoritem pravilen za vse vhodne podatke?
- **Obstoj krajšega algoritma**: ali obstaja algoritem ekvivalenten trenutnemu, ki je krajši?
- **"Busy beaver problem"**: neformalno je "busy beaver" najbolj produktiven Turingov stroj, ki ne "ne zapravlja časa"

10. Teorija računske zahtevnosti

Deterministični čas in prostor ($DTIME$, $DSPACE$)

Koliko časa in/ali prostora potrebuje algoritmom, da reši (odloči) odločitveni problem D ?

Koliko korakov ali celic vhodnega traku potrebuje TS, da razpozna jezik $L(D)$ za odločitveni problem D ?

Deterministična časovna zahtevnost & zahtevnostni razred $DTIME$

Naj bo $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ deterministični TS z $k \geq 1$ dvostranskim neskončnim trakom.

TS M ima deterministično časovno zahtevnost $T(n)$, če za vsak vhod $w \in \Sigma^*$ dolžine n , naredi $\leq T(n)$ korakov preden se zaustavi.

Jezik L ima deterministično časovno kompleksnost $T(n)$, če obstaja TS M s časovno kompleksnostjo $T(n)$ tako, da velja $L = L(M)$.

Takšen razred jezikov definiramo kot:

$$DTIME(T(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima čas. zahtevnost } T(n) \}$$

Odločitveni problem D ima deterministično časovno kompleksnost $T(n)$, če ima njegov jezik $L(D)$ časovno kompleksnost $T(n)$.

Takšen razred odločitvenih problemov definiramo kot:

$$DTIME(T(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima čas. zahtevnost } T(n) \}$$

Deterministična prostorska zahtevnost & zahtevnostni razred $DSPACE$

Naj bo $M = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ deterministični TS z enim vhodnim trakom in $k \geq 1$ delovnimi trakovi.

TS M ima deterministično prostorko zahtevnost $S(n)$, če za vsako besedo $w \in \Sigma^*$ dolžine n , uporabi preden se zaustavi, kvečjemu $\leq S(n)$ celic na vsakem delovnem traku.

Jezik L ima deterministično prostorsko zahtevnost $S(n)$, če obstaja deterministični TS M z (deterministično) prostorko zahtevnostjo $S(n)$ in velja $L = L(M)$.

Takšen razred jezikov definiramo kot:

$$DSPACE(S(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

Odločitveni problem D ima deterministično prostorsko zahtevnost $S(n)$, če obstaja jezik $L(D)$ z (deterministično) prostorko zahtevnostjo $S(n)$.

Takšen razred jezikov definiramo kot:

$$DSPACE(S(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

Nedeterministični čas in prostor ($NTIME$, $NSPACE$)

Nedeterministična časovna zahtevnost & zahtevnostni razred $NTIME$

Naj bo $N = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ nedeterministični TS.

TS N ima nedeterministično časovno zahtevnost $T(n)$, če za vsak vhod $w \in \Sigma^*$ dolžine n , obstaja $\leq T(n)$ korakov

preden se zaustavi.

Jezik L ima nedeterministično časovno kompleksnost $T(n)$, če obstaja TS N s časovno kompleksnostjo $T(n)$ tako, da velja $L = L(N)$.

Takšen razred jezikov definiramo kot:

$$NTIME(T(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima nedet. čas. zahtevnost } T(n) \}$$

Odločitveni problem D ima deterministično časovno kompleksnost $T(n)$, če ima njegov jezik $L(D)$ časovno kompleksnost $T(n)$.

Takšen razred odločitvenih problemov definiramo kot:

$$NTIME(T(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima nedet. čas. zahtevnost } T(n) \}$$

Nedeterministična prostorska zahtevnost & zahtevnostni razred $NSPACE$

Naj bo $N = (Q, \Sigma, \Gamma, \delta, q_1, \sqcup, F)$ nedeterministični TS z enim vhodnim trakom in $k \geq 1$ delovnimi trakovi.

TS M ima nedeterministično prostorko zahtevnost $S(n)$, če za vsako besedo $w \in \Sigma^*$ dolžine n , obstaja, preden se zaustavi, $\leq S(n)$ celic na vsakem delovnem traku.

Jezik L ima nedeterministično prostorsko zahtevnost $S(n)$, če obstaja deterministični TS N z (nedeterministično) prostorko zahtevnostjo $S(n)$ in velja $L = L(N)$.

Takšen razred jezikov definiramo kot:

$$NSPACE(S(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima nedet. prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

Odločitveni problem D ima nedeterministično prostorsko zahtevnost $S(n)$, če obstaja jezik $L(D)$ z (nedeterministično) prostorko zahtevnostjo $S(n)$.

Takšen razred jezikov definiramo kot:

$$NSPACE(S(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima nedet. prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

Povzetek zahtevnostnih razredov

Formalni jeziki:

$$DTIME(T(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima čas. zahtevnost } T(n) \}$$

$$DSPACE(S(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

$$NTIME(T(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima nedet. čas. zahtevnost } T(n) \}$$

$$NSPACE(S(n)) = \{ L \mid L \text{ je jezik} \wedge L \text{ ima nedet. prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

Odločitveni problemi:

$$DTIME(T(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima čas. zahtevnost } T(n) \}$$

$$DSPACE(S(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

$$NTIME(T(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima nedet. čas. zahtevnost } T(n) \}$$

$$NSPACE(S(n)) = \{ D \mid D \text{ je odločitveni problem} \wedge D \text{ ima nedet. prostorsko zahtevnost } S(n) \}$$

Neformalno:

$DTIME(T(n)) = \{\text{odločitveni problem rešljiv deterministično v času } T(N)\}$

$DSPACE(S(n)) = \{\text{odločitveni problem rešljiv deterministično v prostoru } S(N)\}$

$NTIME(T(n)) = \{\text{odločitveni problem rešljiv nedeterministično v času } T(N)\}$

$DSPACE(S(n)) = \{\text{odločitveni problem rešljiv nedeterministično v prostoru } S(N)\}$ \

Kompresija traku, linearna pohitritev, redukcija števila trakov

Časovno (združevanje korakov) in prostorsko (združevanje simbolov) kompleksnost lahko zmanjšamo za konstanten faktor.

Kompresija traku, linearna pohitritev

$$DTIME(T(n)) = DTIME(cT(n))$$

$$NTIME(T(n)) = NTIME(cT(n))$$

$$DSPACE(S(n)) = DSPACE(cS(n))$$

$$NSPACE(S(n)) = NSPACE(cS(n))$$

Namesto pisanja $DTIME(n^2)$ pišemo $O(n^2)$

Redukcija števila trakov

Če omejimo TS na en trak, se lahko časovna kompleksnost kvadrira, če ga omejimo na 2 trakova pa je izguba manjša.

Če $L \in DTIME(T(n))$, potem L sprejema eno tračni TS v $T^2(n)$ času.

Če $L \in NTIME(T(n))$, potem L sprejema eno tračni TS v $T^2(n)$ času.

Če $L \in DTIME(T(n))$, potem L sprejema dvo tračni TS v $T(n) \log T(n)$ času.

Če $L \in NTIME(T(n))$, potem L sprejema dvo tračni TS v $T(n) \log T(n)$ času.\

Relacije med $DTIME$, $DSPACE$, $NTIME$, $NSPACE$

Zamenjava nedeterminističnega algoritma z determinističnim lahko povzroči v najslabšem primeru eksponentno rast časovne kompleksnosti in kvadratno rast prostorske kompleksnosti.

$$DTIME(T(n)) \subseteq DSPACE(T(n))$$

kar lahko rešimo v času $O(T(n))$ lahko rešimo na prostoru $O(T(n))$

$$L \in DSPACE(S(n)) \wedge S(n) \geq \log_2 n \Rightarrow \exists c : L \in DTIME(c^{S(n)})$$

kar lahko rešimo na prostoru $O(S(n))$ lahko rešimo v najslabšem primeru v času $O(T^{S(n)})$

$$NSPACE(S(n)) \subseteq DSPACE(S^2(n)), \text{ če } S(n) \geq \log_2 \wedge S(n) \text{ se "lepo - obnaša"}$$

kar lahko rešimo nedeterministično na prostoru $O(S(n))$ lahko rešimo deterministično na prostoru $O(S^2(n))$

Funkcija, ki se lepo obnaša (*well-behaved*)

TO-DO

Razredi P , NP , $PSPACE$, $NPSPACE$

Gre za zahtevnostne razrede osnovane na polinomski časovni/prostorski zahtevnosti, saj so algoritmi rešljivi v polinomskem času/prostoru definirani kot "razumski".

$$P = \bigcup_{i \geq 1} DTIME(n^i)$$

je razred vseh odločljivih problemov rešljivih v polinomskem času

$$NP = \bigcup_{i \geq 1} NTIME(n^i)$$

je razred vseh odločljivih problemov rešljivih v nedeterminističnem polinomskem času

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

je razred vseh odločljivih problemov rešljivih na polinomskem prostoru

$$NPSPACE = \bigcup_{i \geq 1} NSPACE(n^i)$$

je razred vseh odločljivih problemov rešljivih na nedeterminističnem polinomskem prostoru

Osnovna relacija med razredi

$$P \subseteq NP \subseteq PSPACE = NPSPACE$$

Vsek deterministični TS s polinomsko časovno zahtevnostjo lahko vidimo kot trivialno nedeterminističnega.

$$P = ? NP$$

Od prej vemo, da drži da k deterministično rešljivem problemu na polinomskem prosturu, nedeterminizem ne doda nič ($PSPACE == NPSPACE$). Torej ali velja tudi $P = NP$?

Verjetno ne drži, ker bi posledice bile preveč "presenetljive" Robič 2018.

NP-polni in NP-težki problemi

"Najtežji" problemi v NP so definirani kot problemi D^* z lastnostmi:

- $D^* \in NP$
- $D \leq D^*$, za vsak $D \in NP$

Problem D^* je definiran kot NP-težki, če velja $D \leq^p D^*$, za vsak $D \in NP$.

Problem D^* je definiran kot NP-polni, če velja:

- $D^* \in NP$
- $D \leq D^*$, za vsak $D \in NP$

Povzetek

Če velja $P \neq NP$, potem je NP razred sestavljen iz:

