

- Dokážte, že problém neprázdnosti jazyka TS je nerovnokvantitativní, ale je částečně rovnoměrný.

I. Částečná rovnoměrnost

Důkaz

- Můžeme sestavit TS M_{NEP} , který na své' pásce simuluje výpočet posloupnosti TS M pro jduomilové možné vstupy v řetězci.
- M_{NEP} nemůže jinu syntetickou výpočetní řetězci v řešení využívat, nepravidelnou a na každém stupni neonevenou simulaci M. Při zadání M by se celý výpočet začal blížit, aniž by bylo garantováno nalezení řešení, který by mohl existovat.
- Místo toho M_{NEP} na své' pásce posloupně vysílá více simulací TS M pro jduomilové možné vstupy v řetězci.

Intuice: major.

$$\Sigma = \{a\}$$

~~H E~~

1. řad.

~~H W H a H~~

2. řad. 1. řad.

~~H W Z H W Z H a a H~~ řešení

3. řad. 2. řad. 1. řad.

+ n,
záležitost
diferenciální
řešení
složitost

V každém dílu si může sám vybrat
M při spracování daného vstupu.

Jednou z těchto možností je využití zpísaném
oddíleným (a také jiné možné využití) pořádku prostor.

- Sínal mohou být, že MNEP vždy provede 1
krok na každém vstupu sínal. Pokud jde
z nich všechny přijaté, pak
vysílá další sínaly pro další vstupy řetězce.
Tento postup opakuje.
- Ještě, že MNEP přijme i j. li L(M)+S. Tento
postup.



II. Nevosobodnělou NEPOŘÍZDNOU

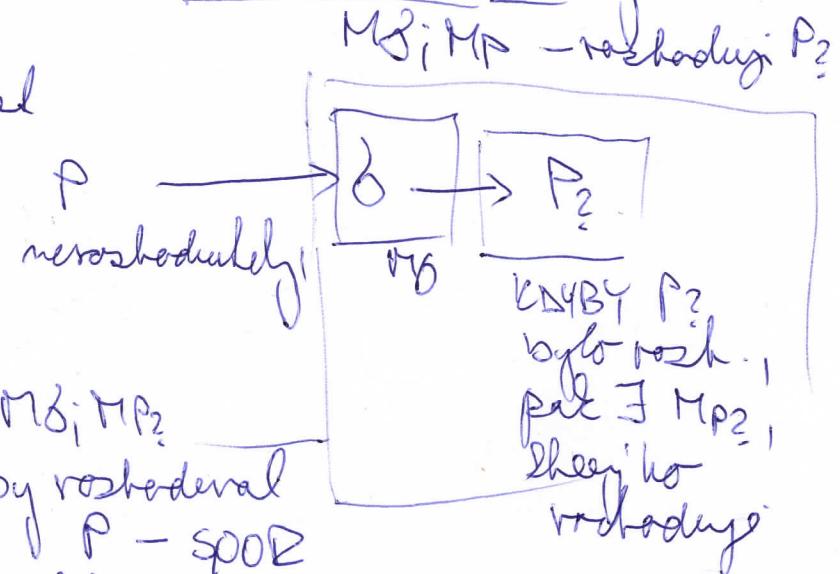
- provedení dílu redukuje se k problém zastavení (HP).
- Pro připominku: redukce j. L₁ ⊆ Σ₁[#] na j. L₂ ⊆ Σ₂[#] je fce
 $\delta: \Sigma_1^{\#} \rightarrow \Sigma_2^{\#}$ lze, když:
 1. δ je realizovatelná různými TS
 2. zadovává členskosti a jázyce: $\forall w \in \Sigma_1^{\#}: \delta(w) \in L_2 \Leftrightarrow w \in L_1$



redukcí - pro rovnoběžnost



pro nerovnoběžnost



M6; M2
by rovnoběžná
 P - spor

- P_1 redukcí reprezentuje problém jiných charakteristiky i jazyky. Pro nás je nejdůležitější:
 - o jazyky:
 - HP = $\{ \langle M \rangle \# \langle w \rangle \mid M \models TS, \text{ členy na v záhlavi} \}$
 - NEP = $\{ \langle M \rangle \mid M \not\models TS \text{ takže } \neg L(M) \neq \emptyset \}$.
 - Seslovíček redukci δ : $\{0,1,\#\}^* \rightarrow \{0,1\}^*$ redukuje HP na NEP.
 - Redukci δ budeme reprezentovat TS M_δ , členy se mohou psát $\star \in \{0,1\}^*$ vygenerují TS M_x pomocí následovné:

1. Mx souj vstup v ezo, 1. g smysl.

2. Mx zapis na vstupni parku
řešec x, sleny a uložen ve
svém stavovém řízení!

3. Mx ověří, zda x má shruburu

$x_1 \# x_2$ pro x_1 plány kód TS

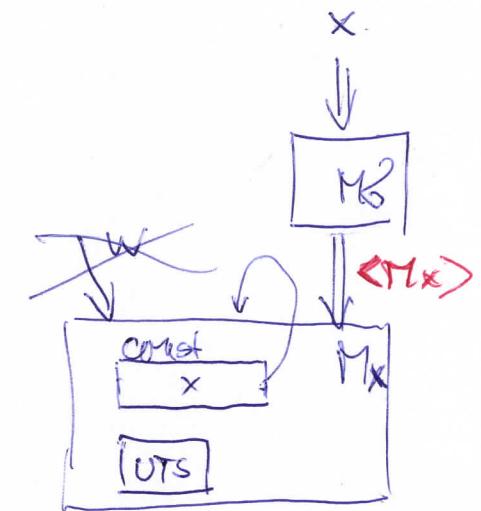
a x_2 plány kód vstupu —
odpovídají členování v reg. jazce

plánů kódů. Pokud x neni plány kód
TS a jeho vstupu, Mx odmíte. (tedy $L(M_x) = \emptyset$)

4. Mx odsouhlasí běh TS s kódem x_1 na vstupu
s kódem x_2 s ~~spojitkou~~ UTS, sleny a jinou
komponentou. Pokud TS s kódem x_1 na vstupu
 x_2 slouží, pat Mx přijme. Tím cyklus.

- Mf lze saaduo reálnou jako úplny TS. Konečně Mf
~~pouze předává~~ vygeneruje kód TS Mx, sleny seslava
preružení a předem zná jich a prvních komponent
(smasné pásky, UTS, ověření plánování kódů TS a jeho vstupu)
veri sleny se předává řízení. Tedy komponenta,

řízení



Existuje několik form zápisu $x = a_1, a_2, \dots$ a na všechny platí.
 To lze snadno realizovat TS $\langle a_1, a_2, \dots, a_n \rangle$, jehož
 řád může pro daný x snadno vypočítat.

- Tedy ještě něco, se kterým je implementace TS
 MGD zároveň na členitou a jazykovou věc MP a NEP:
 - Nejdříve si určíme, že:
 - a) $L(M_x) = \emptyset \Leftrightarrow$ (x nemá strukturu $x_1 \# x_2$ pro
 plnění řádu TS x_1 a jiného však
 x_2) nebo (polohu $x = x_1 \# x_2$
 a TS s řádem x_1 na vstupu
 x řádem x_2 nesplňuje).
 - b) $L(M_x) = \{0, 1\}^*$ \Leftrightarrow $x = x_1 \# x_2$ a TS s řádem x_1
 zasleví na vstupu s řádem x_2 .
 - $\# x \in MP \Leftrightarrow$ x má strukturu $x_1 \# x_2$ a $x_1 \notin TS$,
 tedy zasleví na řádu x_1 řádu x_2 .
 $\Leftrightarrow L(M_x) = \{0, 1\}^* \Leftrightarrow \langle M_x \rangle \in NEP \quad \square$

Dokáže, že problém, zda jazyk daného TS je právý,
 nemá ani čarotelné vypočítání.

Důkaz (idea):

- Prověřme reduku z problému co-MP reprezentovaného jízglem co-MP = $\{ \langle M \rangle \# \langle w \rangle \mid M \in TS, E_{\text{len}}(w) \text{ nezáporné} \}$.
- Problem mázdási lze prověřit reprezentací jízglem EMP = $\{ \langle M \rangle \mid M \in TS \text{ telny, } \exists L(M) = \emptyset \}$.
- Lze užít této stejnovou redukcí jako v předchozím případě, pouze v případě, když x nema strukturnu $x_1 \# x_2$ pro x_1 lodi TS a x_2 lodi uspořádání M_x ~~pravidle~~ (ale když $L(M_x) = \emptyset, 1 \in \emptyset$). \square

PCP nad Σ

- PS S nad Σ : $S = \langle \langle \alpha_1, \beta_1 \rangle, \langle \alpha_2, \beta_2 \rangle, \dots, \langle \alpha_k, \beta_k \rangle \rangle$, $k > 0$, $\forall 1 \leq i \leq k: \alpha_i, \beta_i \in \Sigma^+$
- Řešení PS S je $I = \langle i_1, \dots, i_m \rangle$, kde $m > 0$,
 $\forall 1 \leq j \leq m: 1 \leq i_j \leq k$ a $\alpha_{i_1} \alpha_{i_2} \alpha_{i_3} \dots \alpha_{i_m} = \beta_{i_1} \beta_{i_2} \dots \beta_{i_m}$,
- PCP: má daný PS S řešení?

Idea redukce na příkladu PS S_1 :

$$S \rightarrow S_1 | S_2$$

$$S_1 \rightarrow \underline{ab} \underline{S_1} 1 | aa \underline{S_1} 2 | aa \underline{S_1} 3 | \#$$

$$S_2 \rightarrow \underline{a} \underline{S_2} 1 | baaab \underline{S_2} 2 | a \underline{S_2} 3 | \#$$

Pro řešení $I = \langle 1, 2, 1, 3 \rangle$ doložme:

$$S \Rightarrow S_1 \Rightarrow ab \underline{S_1} 1 \Rightarrow aba a \underline{S_1} 2 1 \Rightarrow$$

$$\Rightarrow aba q ab \underline{S_1} 1 2 1 \Rightarrow$$

$$\Rightarrow aba a a b a a \underline{S_1} 3 1 2 1 \Rightarrow aba a a b a a \# 3 1 2 1$$

$$S \Rightarrow S_2 \Rightarrow a \underline{S_2} 1 \Rightarrow a b a a b \underline{S_2} 2 1 \Rightarrow$$

$$\Rightarrow a b a a b a \underline{S_2} 1 2 1 \Rightarrow$$

$$\Rightarrow a b a a b a a \underline{S_2} 3 1 2 1 \Rightarrow aba a a b a a \# 3 1 2 1$$

- Pro užě zadane' PS rozhodněte, zda ~~je~~ mají či nemají řešení:

a) $S_1 = \langle (\alpha_1, \beta_1), (\alpha_2, \beta_2), (\alpha_3, \beta_3) \rangle$

b) $S_2 = \langle (\alpha_1, \beta_1), (\alpha_2, \beta_2), (\alpha_3, \beta_3) \rangle$.

adaj řešení jí např. $I = \langle 1, 2, 1, 3 \rangle$:

$$\alpha_1 \alpha_2 \alpha_3 \alpha_4 = \underline{abaa} \underline{abaa}$$

$$\beta_1 \beta_2 \beta_3 \beta_4 = \underline{a} \underline{baaa} \underline{ab} \underline{a}$$

ad b) Nemu' řešení, protože $\forall 1 \leq i \leq 3: |\alpha_i| > |\beta_i|$.

Dobrše, této problemu výčtu možnosti řešení vlastných gramatických uveresberulantly.

Dálší vedoucí z PCP:

- Problem výčtu možnosti lze charakterizovat jazykem

$$AMB = \{ \langle G \rangle \mid G \text{ je berl. gr., která je výčtu možností} \}$$

- PCP lze charakterizovat jazykem

$$PCP = \{ \langle S \rangle \mid S \text{ je PS, který má řešení} \}$$

- Aziž bychom zahráeli do detailu, že jsou i dle
jíž PS lze hrd. gr. lze použít $\langle \cdot \rangle$
četně jde řešitce nad Σ^* . Jazyk
dobře sfenomonych instance budou opět být vlastně
reg. jazyk (pro Σ).
- navrheme TS M_G implementující reduku-
cí a PCP na AMB, kde $\delta: \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*$.
- Pro náhled $x \in \Sigma^*$ TS M_G ugeneruje
 $\langle G_x \rangle$, kde G_x je konstrukce gr. def.
nasledovně:
 1. Testuje x není žádoucí PS, pak
 $G_x = (\{S\}, \Sigma, \{S \rightarrow S\}, S) \vdash_{\text{cos}} \text{jednoznačná parabola.}$
 2. Testuje x je žádoucí PS $S_x = \langle (x_1, B_1), \dots, (x_k, B_k) \rangle$,
 pak $G_x = (\{S, S_1, S_2\}, \Sigma, P_x, S)$, kde P_x
 je definovaná takto:
 - $(S \rightarrow S_1, S_2) \in P_x$
 - $\forall 1 \leq i \leq k : (S_1 \rightarrow x_i, \underline{s_1}^i), (S_2 \rightarrow B_i, \underline{s_2}^i) \in P_x$

- $(S_1 \rightarrow \#), (S_2 \rightarrow \#) \in \mathbb{P}_X$
 - Žádne další povídla v \mathbb{P}_X nejsou.
- Konečně $\Sigma_X = \sum \cup \{1, \dots, k, \#\}$.
- Dá se snadno uahlídat, že M6 lze realizovat jako nifg'TS a je z zadováváním členitý výpis. □
- Tlouše apod. raději
rozved!

Vháče, že \mathbb{P} není spočtuš.

Důkaz

- Pro jednoduchost výkladu, je nespočtuš jí již množina $M \subset \mathbb{P}$ obsahující všechna reálná čísla z intervalu $(0,1)$, která mají jeden dekadický zápis. (Tedy nevzorkuje čísla jako $0,1\bar{9} = 0,2\bar{0}$ apod.)
- Dále provedeme pomocí diagonalizace spočtemu.

- Předp. , že M je spočetná.
- Pak \exists bijekce $f: N \rightarrow M$.
- S využitím f můžeme vykreslit nelonečnou matici, jestliže rádly budou odpovídat jednotlivým prvkům M (tj. rádlo prvek $f(i)$) a sloupec budou odpovídat jednotlivým desetičným násobkům.
Do následující matice pak zapišeme nelonečný desetičný rozvoj jednotlivých prvků $f(i)$:

	1.	2.	3.	4.	...
0 $f(0)$	d ₀₁	d ₀₂	d ₀₃	d ₀₄	...
1 $f(1)$	d ₁₁	d ₁₂	d ₁₃	d ₁₄	...
2 $f(2)$:	:	:	:	
:					

Tedy $\forall i \geq 0 : f(i) = 0, d_{i1} d_{i2} d_{i3} \dots$

- Uvažme číslo $e = 0, e_1 e_2 e_3 \dots$, kde
 $\forall i \geq 1 : e_i = \begin{cases} 1 & \text{jstliže } d_{(i-1)i} \neq 1 \\ 2 & \text{jstliže } d_{(i-1)i} = 1 \end{cases}$

- číslo e evidenčné patrí do M. ÚSÚ
současne se nezaobírá na zadnej rade
malice, protože vtedy nedojde k sústredeniu
číslí na diagonálke. Ale je možné
a tento razdy preto M má byť na následujúcej
rade. SPDR.



- Dôsledok: Vzhľadom k tomu že R je neprázdny
a má a TS (Zodovýjich do reťazíkov mod {0,1}G) je
spolu, že existuje, že reálne možné je dosledovať
číslo z R prípadom TS, keďže týmto v neoneurálnu
vyspal:
-
- Uvoľní alespoň jeden dôkaz, že razdy konkrétny jazyk
je současne jazykom vlastzivosti.

Dôkaz (idea).

- Konkrétny jazyk je prípad LOA — nedel. TS, kde

mi připraví větce používají pouze ke číst peč
na ně je zapsan výpis.

- Užíváme, že LOA bude převeden na upřímný DTS posluchači vel. jazyky.

- S'obledem na loj se LOA
misiè poust ^{poud} poud "police"
pa'sty ouesenj déllaq nslup
je ouesen pout soufiga
do Ebergdu se misiè desh
a lo kontrep'ne na;

$$X = \left(|\Gamma| \cdot (1 + |Q|) \right)^n$$

na danin
Police
new
lang

na každém políčku může být jenom
ze symbolů z T

Edo Q y una fidelidad constante.

 Příjde pošt. abeeda Lof a už je dleka
msl. reféza,

A	a	b	c	D	L
b		c		α	
c		a		b	
A		D		D	

↑ Sklaven See

l, aniž by cyklist,
- nadaném polohu píšťala
a řidiči stan je jednu Q.

- upřejí DTS simulují LOA pro daný náklad w ($|w|=n$) můžete provést tak, že si spočítáte hodnotu X a následně systematicky odstraňujete následující možnosti celového přechodu COA do delty X . Počet jde z nich vedle ϵ "prijetí", "míje", "jinat odmíte". □
- Posl. Výše uvedené se da' upravit tak, že doslechně upřejí COA tak, že hodnota X zapisuje formou n číslic. Poslání kódované v c-ábu soustavě zde $C = (|P| \cdot (1+|Q|))$.