

2. HW

1

a) Formulate the problem as a language ETx

Jazyk ETx bude obsahovat dvojice (M, x) , kde M je turinguv stroj a x je jeho vstup.

$ETx = \{M, x \mid M \text{ zastavi se vstupem } x \text{ a na konci bude mit prazdnou pasku}\}$

b) Show that language ETx is partially decidable by describing a Turing machine accepting it

Tento Turinguv stroj T bude simulovat beh Turingova stroje M se vstupem x .

Pokud se simulace M zastavi a ma na konci prazdnou pasku, tak T prijme dvojici (M, x) , jinak ji neprijme (nebo se nezastavi).

ETx je castecne rozhodnutelne protoze bud simulace se vstupem x skonci a je prijat / neprijat, nebo se simulace nezastavi.

c) Show that language ETx is not decidable

Predpokladejme ze ETx je rozhodnutelny.

Zredukujeme ETx na univerzalni jazyk $L = \{M', x \mid x \in L(M)\}$.

Jelikoz je rozhodnutelny, tak musi existovat algoritmus A , ktery rozhodne ETx.

Dejme nasemu Turingovu stroji M dvojici $\{M', x\}$, **pak se M zastavi** a prijme / neprijme.

Takze jsme ukazaly, ze jazyk L je rozhodnutelny, coz je **spor** s tvrzeni "univerzalni jazyk L neni rozhodnutelny" \square

2

a) Formulate the problem as a language ET

$ET = \{M \mid \exists x : M \text{ se vstupem } x \text{ se zastavi a bude mit na konci prazdnou pasku}\}$

b) Show that language ET is partially decidable

Mejme turinguv stroj M (a pocatecni parametry ($i = k = 1$)).

Pro kazdou kombinaci vstupu x a omezenim na k instrukci spustime simulaci stroje M se vstupem x_i

a omezenim k :

- Pokud simulace zastavi a ma na konci prazdnou pasku prijmem M
- Pokud simulace zastavi a nema na konci prazdnou pasku tak neprijmem M
- Pokud simulace nezastavi ... tak ji zastavime po k krocich
 - Pokud $k == i$ nastavime $k++$ a $i = 1$
 - Jinak nastavime $i++$

Jazyk ET je castecne rozhodnutelny, protoze pokud existuje vstup x ktery zastavi a ma prazdnou pasku, tak simulace tento vstup najde a zastavi se. Dokonce muzeme rict, ze se zastavi po maximalne ki^2 instrukcich