## 2. HW

## 7 a

Mejme kod turingova stroje M' jenz pridava k M tyto veci:

• symboly ^ (zacatek dat a pasce) a \$ (konec dat na pasce) do paskove abecedy

A nahradime

• operaci L za prechodove funkce:

– (^, L, 
$$\sum_i$$
)  $\to$  zapis  $\sum_i$   $\to$  proved L  $\to$  zapis ^  $\to$  proved R – (\_, L,  $\sum_i$ )  $\to$  zapis  $\sum_i$ 

• operaci R za prechodove funkce:

— (\$, L, 
$$\sum_i$$
)  $\to$  zapis  $\sum_i$   $\to$  proved R  $\to$  zapis \$  $\to$  proved L — (\_, L,  $\sum_i$ )  $\to$  zapis  $\sum_i$ 

Zacneme simulovat vstup x na automatu M'.

- Pokud se zastavi tak zkontrolujeme zda symboly ^ a \$ jsou na pasce vedle sebe.
  - Pokud jsou, tak paska po skonceni je prazdna a automat se ukocil  $\downarrow$  se vstupem x.
  - Pokud nejsou, tak paska neni prazdna a automat se ukoncil ↓.
- Pokud se nezastavi tak nic nevime.

Tudiz pokud se zastavi, tak vime zda paska je po skonceni prazdna, ale ne vzdy se automat zastavi, proto se jedna o castecne rozhodnutelny problem.

## 7 b

Vezmeme automat M' z predchozi ulohy a vyvorime totozny automat M" jen s rozdilem, ze M" se zastavi po n krocich a neprijme.

Udelame si matici kde radky jsou n (pocet kroku do zastaveni) a sloupce budou vsechny vstupni retezce (shortlex).

pak matici prochazime cik-cak (kazdy 2D index je prevoditelny na 1D index).

- Pokud se M" zastavi a prijima, tak hledany vstup x existuje. (tez plati, ze pokud existuje tak se zastavi).
- Pokud se nezastavi, tak opet nevime nic. (proto se jedna pouze o castecne rozhodnutelny problem)

## 8

Mejme jazyk  $L_u$  a ukazme si, ze je prevoditelny na jazyk PP.

Jakmile je jazyk  $L_u$  prijimany v prijimajicim stavu, tak jeste do automatu pridame mazaci instrukce, ktere nam pasku vyprazdni (smerem vlevo i vpravo) a dostaneme tak jazyk PP.

Avsak podle definic vime, ze  $L_u$  je nerozhodnutelny a jelikoz je jazyk PP pouze podmnozina jazyka  $L_u$ , tak i jazyk PP musi byt nerozhodnutelny.