

Complexitate

Def.

Dacă M este o M. Turing, $t \in \mathbb{N}$, def. relația \vdash_M^t între config. lui M , astfel:

$$c \vdash_M^0 c' \Leftrightarrow c = c'$$

$$c \vdash_M^{t+1} c' \Leftrightarrow$$

$$\exists c'' \text{ aș. } c \vdash_M^t c'' \wedge c'' \vdash_M^1 c'$$

Adică

$$c \vdash_M^t c'$$

$$\Leftrightarrow c \vdash_M^* c' \text{ punctu-m calcul (operații) în } \underline{\text{exact}} \ t \text{ pași.}$$

Def.

Fie $T: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, $L \subseteq \Sigma_0^*$ un limbaj, $M = (K, \Sigma, \delta, \Delta)$ o M.T. cu K finxi și $\Sigma_0 \subseteq \Sigma$. Spunem că M decide L în timpul T , dacă

$$\forall w \in L, (\Delta, \#w\#, \#, \dots, \#) \xrightarrow[M]{t} (\#, \# \textcircled{N} \#, \#, \dots, \#), t \leq T(|w|)$$

și $w \notin L$

$$(\Delta, \#w\#, \#, \dots, \#) \not\xrightarrow[M]{t} (\#, \# \textcircled{N} \#, \#, \dots, \#), t \leq T(|w|)$$

Spunem că L este decidabil în timpul T , dc. $\exists K > 0$ și o M.T. unig. cu K finxi, care decide L în timpul T .

Notatie

$\text{TIME}(T)$ - clasa limbajelor decidabile în timpul T .

Simulări limitate în timp

Teorema

Fie L un limbaj decis de o M.T. M cu funcție nelimitată sg/dr în timpul T_1 . Atunci L este decis de o M.T. standard M_2 în timpul T_2 , $\forall m \in \mathbb{N}$, $T_2(n) = 6T_1(n) + 3n + 8$.

Teorema

Fie L un limbaj decis în timpul T_1 de o M.T. cu $K > 0$ fix, $M_1 = (K_1, \Sigma_1, \delta_1, \Delta_1)$. Atunci L este decis de o M.T. $M_2 = (K_2, \Sigma_2, \delta_2, \Delta_2)$ în timpul T_2 , $\forall m \in \mathbb{N}$, $T_2(n) = 4T_1(n)^2 + (4m + 4K + 3)T_1(n) + 5n + 15$.

Corolar

Dacă L este un limbaj decis în timpul T de o M.T. cu $K > 0$ fix, L este decis în $T' = O(T^2)$ de o M.T. cu 1 funcție.

Def.

Def. P {decidabil în timp polinomial},

$$P = \bigcup_{d \geq 0} \text{TIME}(n^d)$$

unde $\text{TIME}(n^d)$ conține toate limbajele decise de o au. M. Turing
într-o limită de timp care este un polinom de grad d !
Considerând reuniunea peste toate gradele \rightarrow clasa limbajelor
decise de M.T. în limite polinomiale.

Def.

Fie $T: \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$, $L \subseteq \Sigma_0^*$ un limbaj, $M = (K, \Sigma, \Delta, \delta) \in \text{M.T.N.}$

M acceptă L mediu în timpul T , dacă

$$\forall w \in \Sigma_0^*, w \in L \Leftrightarrow (\Delta, \#w\#) \vdash_M^T (h, v \sqsubseteq u)$$

$$u, v \in \Sigma^*, \forall \in \Sigma, t \in T(|w|)$$

$$\Sigma_0 \subseteq \Sigma$$

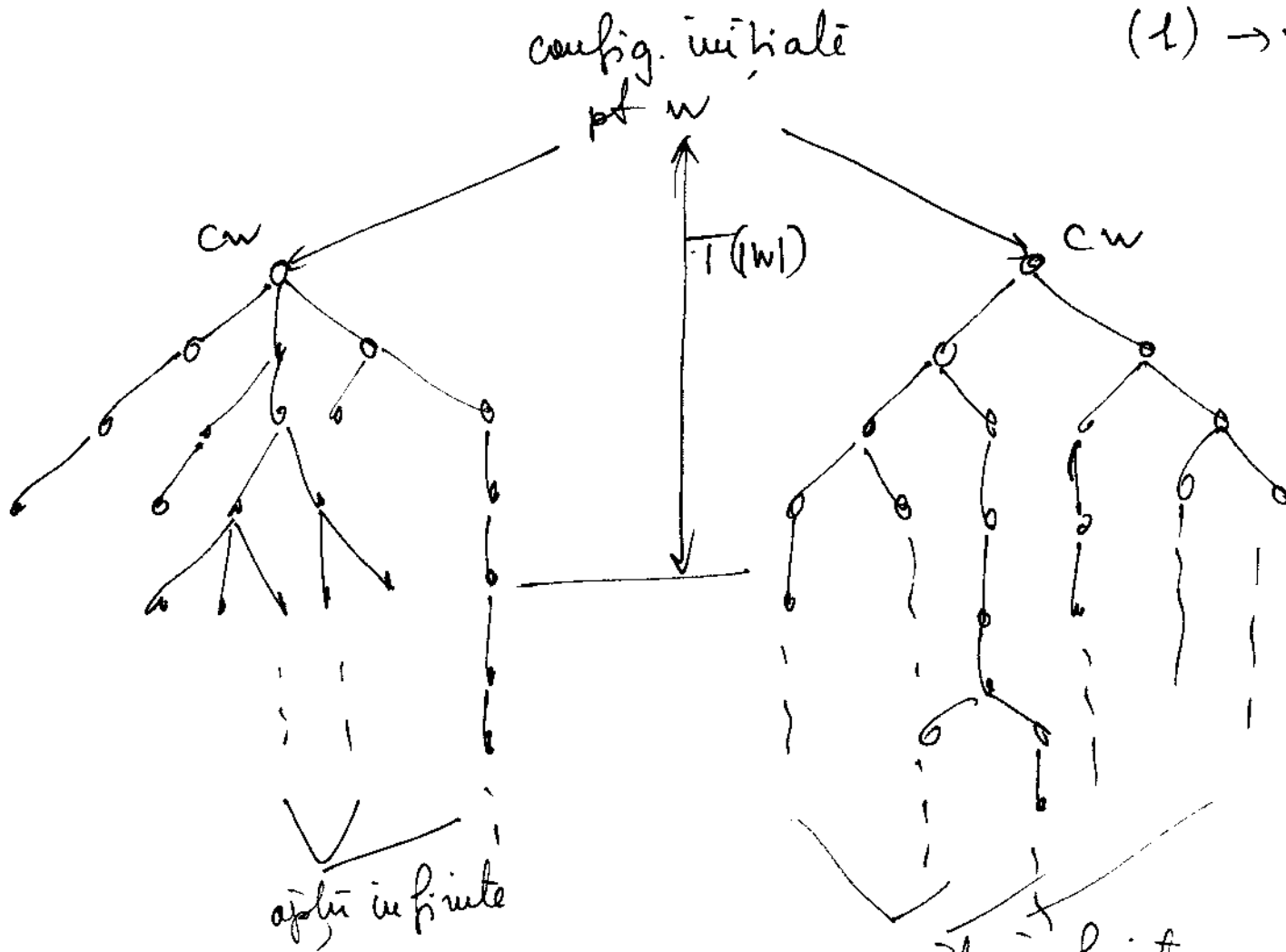
Notatie

$\text{NTIME}(T) \rightarrow$ clasa limbajelor acceptate nedet. în timpul T

$\text{P} = \bigcup \{ \text{NTIME}(n^d) : d > 0 \}$

$(a) \rightarrow$ ~~W~~ este acceptat

$(t) \rightarrow$ ~~W~~ nu este accept.



Lema

Dacă L este acceptat în timpul T_1 de o M.T.N. cu K funcții M_1 ,
atunci există o M.T.N. cu 1 funcție M_2 care acceptă L în $T_2 = O(T_1^2)$.