18. feladatsor

18/1

Biz. be, ha $L_1, L_2 \in NP$

a) $L_1 \cup L_2 \in NP$

b) $L_1 \cap L_2 \in NP$

c) $L_1^* \in NP$

$NP = \bigcup_{k=0}^{\infty} NTIME(n^k)$

biztos, hogy megáll

$NTIME(n^k) =$ $c \cdot n^k$ korlátos nemdet. TG. felismeri

a) $L_1 \in NP \Rightarrow \exists M_1$ nemdet TG $\leq c \cdot n^k$ lépésben, $L(M_1) = L_1$

$L_2 \in NP \Rightarrow \exists M_2$ — " — $c \cdot n^l$ lépésben, $L(M_2) = L_2$

$l \geq k$

$L_1 \cup L_2$-re TG $\Rightarrow$ párhuzamosan fut M_1 és M_2 és ha valamelyik

leáll és elfogad $\rightarrow$ elfogadunk, egyébként nem fogadunk el.

$\Downarrow$

max hány lépés? $c \cdot n^l$ lépésben kiderül

b) $L_1 \cap L_2$:

TG. L_1 és L_2 párhuzamosan, amíg mindkettő le nem áll

($\leq c \cdot n^l$ lépés) és utána tudjuk, hogy $\overset{?}{\in} L_1 \cap L_2$

c) $L_1^* \in NP$

$w \in L_1^* \iff w = w_1 w_2 \dots w_k$, $w_i \in L_1$

? $w \overset{?}{\in} L_1^*$-ra kéne

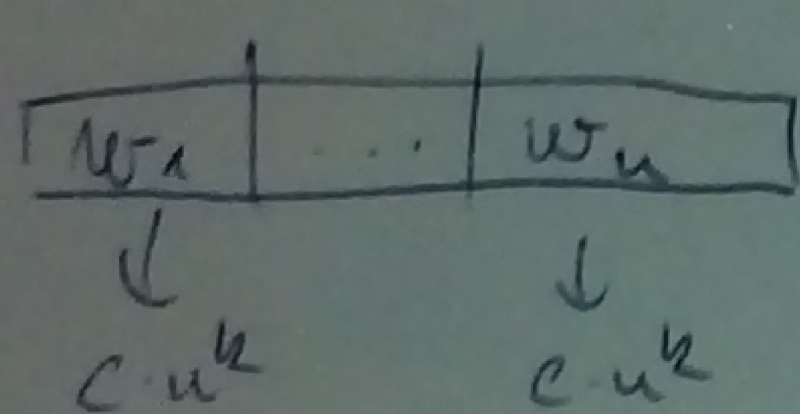
nemdet. 1 pol. idejű algo.

($L_1 \in NP \Rightarrow L_1$-be tartozásra $\exists$ nemdet, pol. idejű TG)

→ véges sok lehetséges felbontást egyesével kipróbálom és

a felbontás $\forall$ tagjára futtatom ezt a TG-et

egy felbontás:

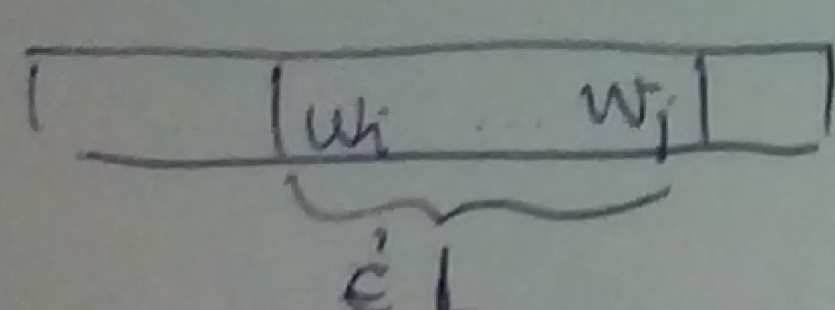


$\leq (c \cdot n^k) \cdot n$

Ez így nem lenne polinom idejű (2^n fajta az összes felbontás)

ahelyett, hogy $\forall$ felbontást megnézem:

eldöntöm, hogy:



$\forall$ i,j párra: $w_i \dots w_j \overset{?}{\in} L^*$ ($c \cdot n^2$ ilyen van)

Ha ez meglenne: $i = 1, j = n \Rightarrow$ ✓

Nade $w_i \dots w_j \overset{?}{\in} L^* \iff$ Dinamikus programozás:

1 karakteres először, majd 2 karakteres felosztásokat, felhasználva az előző eredményt

18/2 $L_1 \in TIME(n)$

$L_2 \in SPACE(2^n) \overset{?}{\Rightarrow} L_1 \cap L_2 \in R$

$L_1 \in R$ $(TIME(n) \subseteq R)$

$L_2 \in R$ (Tár-mező tétel $SPACE(f(n)) \subseteq TIME(c^{f(n)})$)

Már láttuk: R zárt a $\cap$-re

18/3

$L \in SPACE(2013 \log n) \Rightarrow L \in P = \bigcup_{k=0}^{\infty} TIME(n^k)$

Nade:

$L \in SPACE(2013 \cdot \log n) \Rightarrow L \in TIME(c^{2013 \log n})$

$c^{2013 \log n} = 2^{\log_2 c \cdot 2013 \cdot \log_2 n} = n^{\log_2 c \cdot 2013} \Rightarrow L \in TIME(n^{c''}) \subseteq P$