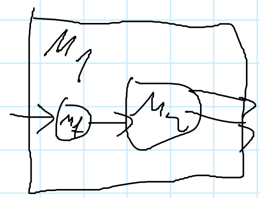
Blatt 7 w

Wednesday, June 3, 2020 11:34 AM

A 7.1:

[$L_1 \leq L_2$]



(a): i.A. nein, weil f_n exponentielle Zeit haben könnte.

(b) nein, weil aus L_1 nicht rek., L_2 nicht rek. folgt. Die in der Def. von P drinne steckt, dass $\forall L \in P$: L entsch. folgt $L_2 \notin P$

(c) Keine Aussage möglich. Aus $A \leq B$ B rek. => A rek. aber i.A. A rek. $\not\Rightarrow$ B rek.
(Das liegt an der Freiheit der Wahl von f)

Jetzt $L_1 \leq_p L_2$

d) ja, weil die Verkettung von Polynomiellen Fkt. wieder in polynomieller Zeit berechenbar ist

e) Keine Aussage möglich, hat nix damit zu tun...

f) nein, hier bringt auch die Freiheit der Wahl von f_n nichts

A 7.2:

Sei A der Algo. der die Entsch.var. von PARTITION in Polynomieller Zeit entscheidet. Dann lässt sich A_{opt} folgendermaßen konstruieren:

1. Fall: $A(B)=0 \Rightarrow A_{opt}(B) =$ „Nein“

2. Fall: $A(B)=1 \Rightarrow$?

Alleine mit A(B) kann man keine Aussage treffen, weil der einzige Parameter den wir ändern können B ist

$B \neq \{b_1, \dots, b_n\}$
sondern $B = b_1, \dots, b_n$
(es gibt eine Reihenfolge!)
bringt trotzdem nichts, weil
$I = \{1, \dots, n\}$

und weder eine Änderung der Reihenfolge noch das weglassen von Elementen etwas bringt

$A(B)=1 \Rightarrow \exists i: A(B\setminus\{b_i\})=0 \Rightarrow i\in I_1 \vee i\in I_2 \Rightarrow i\in I \ldots\ldots \Rightarrow$ nix

$A(b_2 b_1 \ldots b_3)=1 \Rightarrow$ auch nix weil I sich anpasst.

Intuitiv ist das klar, weil in $A(B)$ die Menge I_1 explizit auftauchen muss, dann ist es klar das man die Ausgabe zu $(I_1, I\setminus I_1)$ ändern kann, ohne aus der polynomiellen Zeit zu fliegen.

Ka, wie man das "schön" hinschreibt...

A7.3: Wie genau soll man so was machen? Man könnte das mit Tiefensuche machen, dann hat man (im log. Kostenmaß) $O(n^2\log(n)) = f(n)$ mit $n=|V|$ von $G(V,E)$.

Soll ich jetzt den Pseudocode von Tiefensuche mit TM Befehlen umschreiben?... Da sind halt viele for-Schleifen mit if-statements, warum also ne TM dazu bauen?

A7.4:

Vertex-Cover-Problem (wird erst kurz vor Ende des Kapitels über Komplexitätstheorie definiert...

Hier ist mein Stift kaputt gegangen ^^'

17.4:

Man kann zeigen, dass für $G(V,E)$ ungerichteten Graph mit $A \subseteq V$ gilt:

A ist Clique von $G \iff \bar{A}$ ist vertex cover von $\bar{G}$

mit $\bar{A} = V \setminus A$ und $\bar{G}$ ist der complementäre Graph zu G

(d.h. V bleibt gleich, aber E wird einmal 'umgekehrt', sozusagen)

Dies wird durch folgende Überlegung klar:

Ist $\bar{A}$ keine vertex cover von $\bar{G}$, dann $\exists (x,y) \in \bar{G} : x,y \notin \bar{A}$

$\Rightarrow \exists\, x,y \in A$ s.d. $(x,y) \notin G$ was genau der Aussage entspricht, dass A keine Clique von G ist.

Das gleiche Argument geht auch andersrum mit

$\forall (x,y) \in \bar{G} : x,y \in \bar{A}$ ($\equiv$ Vertex Cover) und

$\forall (x,y) \in A : (x,y) \in G$ ($\equiv$ Clique)

Da nun die Umwandlungen

$A \rightarrow \bar{A}$ und $G \rightarrow \bar{G}$ in polinomiellen Zeit [illegible] Umwandlungen

$A \to \bar{A}$ und $G \to \bar{G}$ in polynomieller Zeit möglich ist, lassen die beiden Probleme sich auch polynomiell aufeinander reduzieren. $\square$