KO 25.10.18

Beweis zu Satz 1.53

Es gibt genau eine der beiden folgenden Aussagen:

1. Für alle $v \in V$ betritt $P_s(v)$ keine Zeile mehrmals (und natürlich Zeile s gar nicht). Dann definiert

$$\pi_v := \mathrm{dist}_{\tilde{c}'}\left((s,0),(v,|\tilde{V}|)\right) = \mathrm{dist}_{\tilde{c}}(s,v)$$

ein $\tilde{c}$-Potential (also ein c-Potential)

[Angenommen, es wäre

$$\pi_w > \pi_v + c_{(v,w)};$$ dann würde Anhängen von (v,w) an einen

$\tilde{c}$-kürzesten s-v-Weg einen s-u-Weg kürzer $\tilde{c}$-Länge als $\mathrm{dist}_{\tilde{c}}((s,0),(u,|\tilde{V}|))$ in $BF(\tilde{D})$ liefern (beachte: dieser Weg hat $\leq |\tilde{V}|$ Bögen)]

2. Es gibt ein $v \in V$, so dass $P_s(v)$ eine Ecke mehrmals betritt. Dann enthält wegen Bem. 1.51 $P_s(v)$ einen Teilweg Q, so dass $A(Q)$ ein Kreis negativer c-Länge ist. ☒

Bem. zu Satz 1.56

- $O(n^2 S)$ ist keine polynomiale Schranke in der Kodierungslänge ($\sim \log S$) von S! Wir haben also nicht P = NP bewiesen.

- Man kann analog einen Algorithmus für das 0/1-Knapsack Problem entwerfen, der in Zeit $O(n^2 \Gamma)$ läuft, wobei $\Gamma = \sum_{i=1}^{n} c_i$ ist.