

TSP Varianten

Finn Stutzenstein, Levin Nemesch, Joshua Sangmeister

14. Dezember 2020

Algorithm Engineering - Übung 3

Ideensammlung. Da kann man mal reinschauen:

<https://www.springer.com/de/book/9781402006647>

- bottleneck tsp
- Messenger problem
- Clustered TSP
- time dependend tsp
- TSP with time windows

Gegeben: $G = (V, E)$ ungerichtet, $w_e \geq 0$ Kantengewichte

Gesucht: Rundtour $E' \subseteq E$, sodass $\sum_{e \in E'} w_e$ minimal ist

$$\begin{array}{ll} \min & \sum_{e \in E} w_e x_e \\ \text{s.t.} & \sum_{e \in \delta(v)} x_e = 2 \quad \forall v \in V \\ & \sum_{e \in \delta(W)} x_e \geq 2 \quad \forall \emptyset \neq W \subset V \\ & x_e \in \{0, 1\} \quad \forall e \in E \end{array}$$

Asymmetrisches TSP (ATSP)¹

Gegeben: $G = (V, A)$ gerichtet, $w_{ij} \geq 0$ Kantengewichte (i.A. $w_{uv} \neq w_{vu}$, keine Selfloops: $w_{ii} = +\infty$)

Gesucht: Gerichtete Rundtour $A' \subseteq A$, sodass $\sum_{(i,j) \in A'} w_{ij}$ minimal ist

ILP:

- Dantzig–Fulkerson–Johnson Formulierung
- $x_{ij} = 1 \Leftrightarrow$ Kante (i, j) in der Lösung

¹Dantzig G., Fulkerson D., Johnson S.: Solutions of a large-scale traveling-salesman problem. (1954) *Operation Research* 2(4):393–410

Asymmetrisches TSP (ATSP)

$$\begin{array}{ll}\min & \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} w_{ij} x_{ij} \\ \text{s.t.} & \sum_{i \in V} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V \\ & \sum_{j \in V} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V \\ & \sum_{i \in W} \sum_{j \in W} x_{ij} \leq |W| - 1 \quad \forall \emptyset \neq W \subset V \\ & x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j \in V\end{array}$$

Multiples TSP (MTSP)²

Gegeben: $G = (V, A)$, $w_{ij} \geq 0$ Kantengewichte, Depot $d \in V$, m Verkäufer

Gesucht: m Touren mit jeweils mindestens 3 Knoten, die alle d beinhalten. Die Gesamtwegkosten müssen minimal sein. Jeder Knoten (außer d) muss in genau einer Tour sein.

Anmerkung: Single Depot-Variante; Ein Depot pro Verkäufer möglich (Multi Depot-Variante)

ILP:

- $x_{ij} = 1 \Leftrightarrow$ Kante (i, j) in der Lösung
- u_i : Anzahl der besuchten Knoten vom Depot zu i für jeden Verkäufer (also Position von i in der Tour)
- $V' = V \setminus \{1\}$, Knoten 1 ist das Depot

²Bektas, T.: The multiple traveling salesman problem: an overview of formulations and solution procedures. *Omega*, 34(3) (2006), pp. 209–219.

Multiples TSP (MTSP)

$$\begin{array}{ll}\min & \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} w_{ij} x_{ij} \\ \text{s.t.} & \sum_{j \in V'} x_{1j} = \sum_{i \in V'} x_{i1} = m \\ & \sum_{i \in V'} x_{ij} = 1 \quad \forall j \in V' \\ & \sum_{j \in V'} x_{ij} = 1 \quad \forall i \in V' \\ & x_{1i} + x_{i1} \leq 1 \quad \forall i \in V' \\ & u_i - u_j + (n - m)x_{ij} \leq n - m - 1 \quad \forall i \neq j \in V' \\ & x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j \in V\end{array}$$

Gegeben: $G = (V, E)$ ungerichtet, $w_e \geq 0$ Kantengewichte, p_i Knotenprofite, P_{min} zu erreichenden Minimalprofit, $d \in V$ Depot

Gesucht: Rundtour $E' \subseteq E$ über Auswahl an Knoten $V' \subseteq V$, sodass $\sum_{e \in E'} w_e$ minimal ist und $\sum_{v \in V'} p_v \geq P_{min}$ gilt

ILP:

- Ordnungsvariablen $x_{ij} = 1 \Leftrightarrow$ Nach Knoten i folgt Knoten j ($i \rightarrow j$)
- u_i : Position von Knoten i in der Tour
- $V' = V \setminus \{1\}$, Knoten 1 ist das Depot

³Vansteenwegen P., Gunawan A.: Orienteering Problems. *EURO Advanced Tutorials on Operational Research* (2019)

Prizecollecting TSP

$$\begin{aligned} \min \quad & \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} w_{ij} x_{ij} \\ \text{s.t.} \quad & \sum_{j \in V'} x_{1j} = \sum_{i \in V'} x_{i1} = 1 \\ & \sum_{i \in V} x_{ik} = \sum_{j \in V} x_{kj} \leq 1 \quad \forall k \in V' \\ & \sum_{i \in V} \sum_{j \in V} p_i x_{ij} \geq P_{\min} \\ & u_i - u_j + 1 \leq (n-1)(1 - x_{ij}) \quad \forall i, j \in V' \\ & x_{ij} \in \{0, 1\} \quad \forall i, j \in V \quad u_i \in \{2, \dots, n\} \quad \forall i \in V \end{aligned}$$

Gegeben: $G = (V, E)$ ungerichtet, $w_e \geq 0$ Kantengewichte, n gerade.

Gesucht: Zwei perfekte Matchings $M_1, M_2 \subset E$, sodass

1. die Vereinigung beider Matchings einen Hamiltonkreis in G bilden und
2. $|c(M_1) - c(M_2)|$ mit $c(M) = \sum_{e \in M} w_e$ minimal ist.

ILP:

- \mathcal{M} : Menge aller perfekten Matchings von G
- $y_M^1 = 1$ ($y_M^2 = 1$) \Leftrightarrow : Matching $M \in \mathcal{M}$ wird als erstes (zweites) Matching gewählt

⁴J. Kinable, B. Smeulders, E. Delcour und F. C. Spijksma. Exact algorithms for the equitable traveling salesman problem. *European Journal of Operational Research* 261.2 (2017), S. 475 –485.

Equitable TSP

$$\begin{array}{ll}\min & \left| \sum_{M \in \mathcal{M}} c(M) y_M^1 - \sum_{M \in \mathcal{M}} c(M) y_M^2 \right| \\ \text{s.t.} & \sum_{M \in \mathcal{M}} y_M^1 = 1 \\ & \sum_{M \in \mathcal{M}} y_M^2 = 1 \\ & \sum_{M \in \mathcal{M}: e \in M} y_M^1 + \sum_{M \in \mathcal{M}: e \in M} y_M^2 \leq 1 & \forall e \in E \\ & \sum_{e \in \delta(W)} \left(\sum_{M \in \mathcal{M}: e \in M} y_M^1 + \sum_{M \in \mathcal{M}: e \in M} y_M^2 \right) \geq 2 & \forall W \subset V, |S| \geq 3 \\ & y_M^1 \in \{0, 1\} & \forall M \in \mathcal{M} \\ & y_M^2 \in \{0, 1\} & \forall M \in \mathcal{M}\end{array}$$

Gegeben: $G = (V, E)$ ungerichtet, $w_e \geq 0$ Kantengewichte

Gesucht: Rundtour $E' \subseteq E$, sodass $\max_{e \in E'}(w_e)$ minimal ist

ILP:

- $y \in \mathbb{Z}$ zum Messen der teuersten Kante: $y \geq w_e x_e \forall e \in E$

⁵R. S. Garfinkel und K. C. Gilbert. The Bottleneck Traveling Salesman Problem: Algorithms and Probabilistic Analysis. *Journal of the ACM (JACM)* 25.3 (1978), S. 435–448.

Bottleneck TSP

$$\begin{array}{ll} \min & y \\ \text{s.t.} & \sum_{e \in \delta(v)} x_e = 2 \quad \forall v \in V \\ & \sum_{e \in \delta(W)} x_e \geq 2 \quad \forall \emptyset \neq W \subset V \\ & y - w_e x_e \geq 0 \quad \forall e \in E \\ & x_e \in \{0, 1\} \quad \forall e \in E \\ & y \in \mathbb{Z} \end{array}$$

Multi-Objective TSP⁶

Gegeben: $G = (V, E)$ ungerichtet, $d < 0$, $w_e \in \mathbb{N}^d$ Kantengewichte

Gesucht: Rundtouren $E_{\text{nd}} = \{E' \subseteq E\}$, sodass $\sum_{e \in E'} w_e, E' \in E_{\text{nd}}$ nicht-dominiert ist

ILP:

- Constraints wie normales TSP, Zielfunktion mehrkriteriell
(Streng genommen kein ILP)

$$\begin{array}{ll} \min_{\preceq} & \sum_{e \in E} w_e x_e \\ \text{s.t.} & \sum_{e \in \delta(v)} x_e = 2 \quad \forall v \in V \\ & \sum_{e \in \delta(W)} x_e \geq 2 \quad \forall \emptyset \neq W \subset V \\ & x_e \in \{0, 1\} \quad \forall e \in E \end{array}$$

⁶T. Lust und J. Teghem. The Multiobjective Traveling Salesman Problem: A Survey and a New Approach. *Advances in Multi-Objective Nature Inspired Computing* (2010), S. 119–141.