

Algorithmen und Datenstrukturen

C5. Kürzeste Pfade: Grundlagen

Gabriele Röger

Universität Basel

9. Mai 2019

Algorithmen und Datenstrukturen

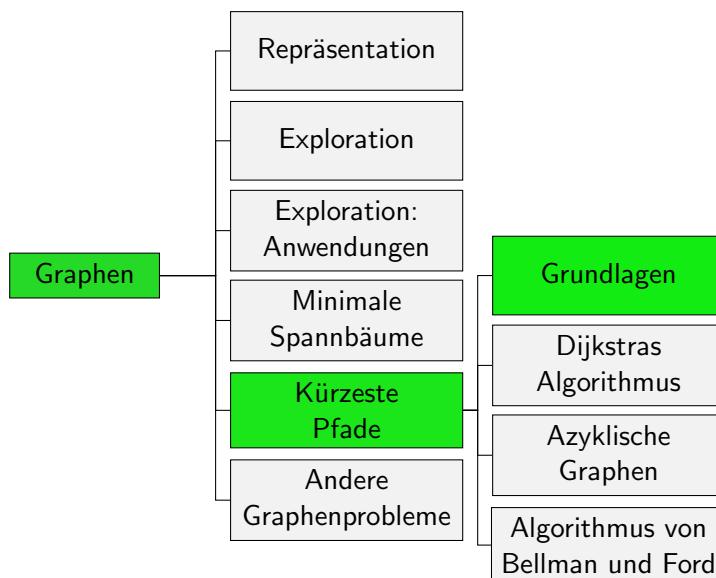
9. Mai 2019 — C5. Kürzeste Pfade: Grundlagen

C5.1 Einführung

C5.2 Grundlagen

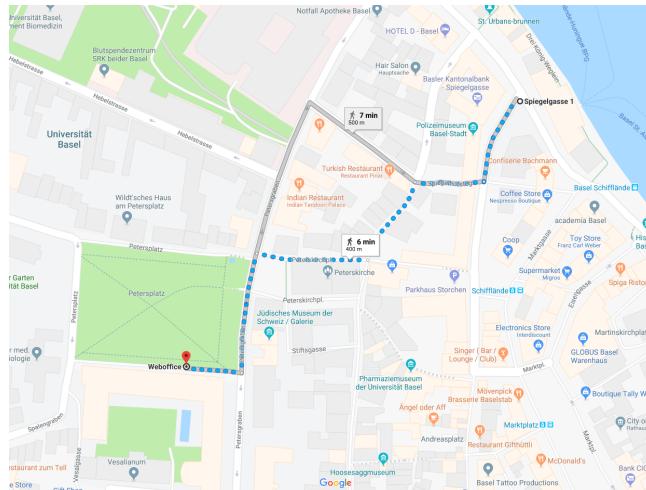
C5.3 Optimalitätskriterium und Generisches Verfahren

Graphen: Übersicht



C5.1 Einführung

Google Maps



G. Röger (Universität Basel)

Algorithmen und Datenstrukturen

9. Mai 2019

5 / 24

Anwendungen

- ▶ Routenplanung
- ▶ Pfadplanung in Computerspielen
- ▶ Roboternavigation
- ▶ Seam Carving
- ▶ Handlungsplanung
- ▶ Typesetting in TeX
- ▶ Routingprotokolle in Netzwerken (OSPF, BGP, RIP)
- ▶ Routing von Telekommunikationsnachrichten
- ▶ Verkehrsplanung
- ▶ Ausnutzen von Arbitrage-Möglichkeiten in Wechselkursen

Quelle (teilweise): Network Flows: Theory, Algorithms, and Applications,
R. K. Ahuja, T. L. Magnanti, and J. B. Orlin, Prentice Hall, 1993

G. Röger (Universität Basel)

Algorithmen und Datenstrukturen

9. Mai 2019

7 / 24

Inhaltsabhängige Bildverzerrung (Seam Carving)



G. Röger (Universität Basel)

Algorithmen und Datenstrukturen

9. Mai 2019

6 / 24

Varianten

Was interessiert uns?

- ▶ **Single source:** von einem Knoten s zu allen anderen Knoten
- ▶ **Single sink:** von allen Knoten zu einem Knoten t
- ▶ **Source-sink:** von Knoten s zu Knoten t
- ▶ **All pairs:** von jedem Knoten zu jedem anderen

Grapheigenschaften

- ▶ Beliebige / nicht-negative / euklidische Gewichte
- ▶ Beliebige / nicht-negative / keine Zyklen

G. Röger (Universität Basel)

Algorithmen und Datenstrukturen

9. Mai 2019

8 / 24

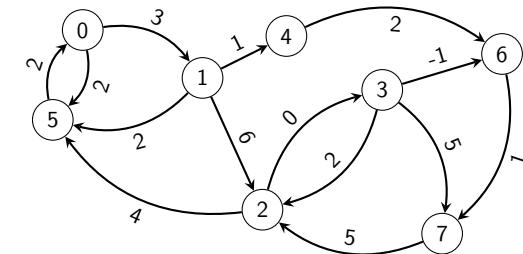
C5.2 Grundlagen

Gewichtete gerichtete Graphen

Die (high-level) Definition gewichteter Graphen bleibt gleich, wir betrachten jetzt aber gerichtete Graphen.

Gewichteter Graph

Bei einem (**kanten-**)gewichteter Graph hat jede Kante $e \in E$ ein **Gewicht** (oder **Kosten**) $weight(e)$ aus den reellen Zahlen.



Erinnerung: Ein gerichteter Graph heisst auch **Digraph**.

API für gewichtete, gerichtete Kante

```

1 class DirectedEdge:
2     # Kante von n1 zu n2 mit Gewicht w
3     def __init__(n1: int, n2: int, w: float) -> None
4
5     # Gewicht der Kante
6     def weight() -> float
7
8     # Knoten, von dem Kante ausgeht
9     def from_node() -> int
10
11    # Knoten, zu dem die Kante führt
12    def to_node() -> int
  
```

API für gewichtete Digraphen

```

1 class EdgeWeightedDigraph:
2     # Graph mit no_nodes Knoten und keinen Kanten
3     def __init__(no_nodes: int) -> None
4
5     # Füge gewichtete Kante hinzu
6     def add_edge(e: DirectedEdge) -> None
7
8     # Anzahl der Knoten
9     def no_nodes() -> int
10
11    # Anzahl der Kanten
12    def no_edges() -> int
13
14    # Alle Kanten, die von n ausgehen
15    def adjacent_edges(n: int) -> Generator[DirectedEdge]
16
17    # Alle Kanten
18    def all_edges() -> Generator[DirectedEdge]
  
```

Kürzeste-Pfade-Problem

Kürzeste-Pfade-Problem mit einem Startknoten, SSSP

- ▶ Gegeben: Graph und Startknoten s
- ▶ Anfrage für Knoten v
 - ▶ Gibt es Pfad von s nach v ?
 - ▶ Wenn ja, was ist der kürzeste Pfad?
- ▶ In **kantengewichteten Graphen**:
Kürzester Pfad ist der mit dem **geringstem Gewicht**
(= minimale Summe der Kantenkosten)

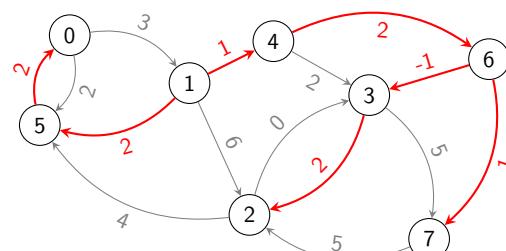
Engl. single-source shortest paths problem

Kürzeste-Pfade-Baum

Kürzeste-Pfade-Baum

Für einen kantengewichteten Digraphen G und Knoten s ist ein **Kürzeste-Pfade-Baum** ein Teilgraph, der

- ▶ einen gerichteten Baum mit Wurzel s bildet,
- ▶ alle von s aus erreichbaren Knoten enthält, und
- ▶ bei dem jeder Baumpfad ein kürzester Pfad in G ist.



API für Kürzeste-Pfade-Implementierungen

Die Algorithmen für kürzeste Pfade sollen folgendes Interface implementieren:

```

1 class ShortestPaths:
2     # Konstruktor mit Startknoten s
3     def __init__(graph: EdgeWeightedDigraph, s: int) -> None
4
5     # Abstand von s zu v; infinity, falls kein Pfad existiert
6     def dist_to(v: int) -> float
7
8     # Gibt es Pfad von s zu v?
9     def has_path_to(v: int) -> bool
10
11    # Pfad von s zu v; None, falls keiner vorhanden
12    def path_to(v: int) -> Generator[DirectedEdge]

```

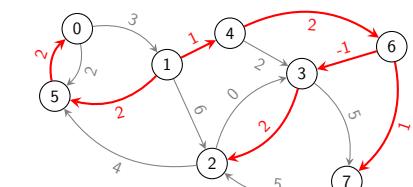
Kürzeste-Pfade-Baum: Repräsentation

Repräsentation: knotenindizierte Arrays

- ▶ parent mit Elternknotenreferenz
Leer für nicht erreichbare und Startknoten
- ▶ distance mit Abstand vom Startknoten
 ∞ für nicht erreichbare Knoten

parent	0	1	2	3	4	5	6	7
	5	3	6	1	1	4	6	

distance	0	1	2	3	4	5	6	7
	4	0	4	2	1	2	3	4



Was ist mit parallelen Kanten?

Extraktion der kürzesten Pfade

```

1 def path_to(self, node):
2     if self.distance[node] == float('inf'):
3         yield None
4     elif node == self.start:
5         yield node
6     else:
7         # output path from start to parent node
8         self.path_to(self.parent[node])
9         # finish with node
10        yield node

```

Kantenrelaxierung

Kantenrelaxierung für Kante (u, v)

- ▶ $\text{distance}[u]$: Länge des kürzesten bekannten Pfades zu u
- ▶ $\text{distance}[v]$: Länge des kürzesten bekannten Pfades zu v
- ▶ $\text{parent}[v]$: Vorgänger in letzter Kante des kürzesten bekannten Weges zu v
- ▶ Ermöglicht Kante (u, v) einen kürzeren Weg zu v (durch u)?
- ▶ Dann update $\text{distance}[v]$ und $\text{parent}[v]$.

Illustration: Tafel

Kantenrelaxierung

```

1 def relax(self, edge):
2     u = edge.from_node()
3     v = edge.to_node()
4     if self.distance[v] > self.distance[u] + edge.weight():
5         self.parent[v] = u
6         self.distance[v] = self.distance[u] + edge.weight()

```

C5.3 Optimalitätskriterium und Generisches Verfahren

Optimalitätskriterium

Theorem

Sei G ein gewichteter Digraph ohne negative Zyklen.

Array $distance[]$ enthält die Kosten der kürzesten Pfade von s genau dann, wenn

- ① $distance[s] = 0$
- ② $distance[w] \leq distance[v] + weight(e)$
für alle Kanten $e = (v, w)$, und
- ③ für alle Knoten v ist $distance[v]$ die Länge *irgendeines* Pfades von s zu v bzw. ∞ , falls kein solcher Pfad existiert.

Optimalitätskriterium (Forts.)

Beweis

„ \Rightarrow “

Da der Graph keine Zyklen mit negativen Gesamtkosten enthält, kann kein Pfad von s zu s negative Kosten haben. Die Kosten des leeren Pfades sind damit optimal und $distance[s]$ ist 0.

Betrachte beliebige Kante e von u nach v .

Der kürzeste Pfad von s nach u hat Kosten $distance[u]$. Erweitern wir diesen Pfad um Kante e , erhalten wir einen Pfad von s zu v mit Kosten $distance[u] + weight(e)$. Die Kosten eines kürzesten Pfades von s zu v können also nicht grösser sein und es gilt $distance[v] \leq distance[u] + weight(e)$. . .

Optimalitätskriterium (Forts.)

Beweis (Fortsetzung).

„ \Leftarrow “

Für unerreichbare Knoten ist der Wert per Definition unendlich.

Betrachte beliebigen Knoten v und kürzesten Pfad

$p = (v_0, \dots, v_n)$ von s zu v , d.h. $v_0 = s$, $v_n = v$.

Sei e_i jeweils eine günstigste Kante von v_{i-1} zu v_i .

Da alle Ungleichungen erfüllt sind, gilt

$$\begin{aligned} distance[v_n] &\leq distance[v_{n-1}] + weight(e_n) \\ &\leq distance[v_{n-2}] + weight(e_{n-1}) + weight(e_n) \\ &\leq \dots \leq weight(e_1) + \dots + weight(e_n) \\ &= \text{Kosten des optimalen Pfads} \end{aligned}$$

Wegen Punkt 3 ist $distance[v_n]$ auch nicht echt kleiner als die optimalen Pfadkosten. □

Generischer Algorithmus

Generischer Algorithmus für Startknoten s

- ▶ Initialisiere $distance[s] = 0$ und $distance[v] = \infty$ für alle anderen Knoten
- ▶ Solange das Optimalitätskriterium nicht erfüllt ist:
Relaxiere eine beliebige Kante

Korrekt:

- ▶ Endliches $distance[v]$ entspricht immer den Kosten eines Pfades von s zu v .
- ▶ Jede erfolgreiche Relaxierung reduziert $distance[v]$ für ein v .
- ▶ Für jeden Knoten kann Distanz nur endlich oft reduziert werden.