

# Algorithmen und Datenstrukturen

## C5. Kürzeste Pfade: Grundlagen

Gabriele Röger

Universität Basel

# Algorithmen und Datenstrukturen

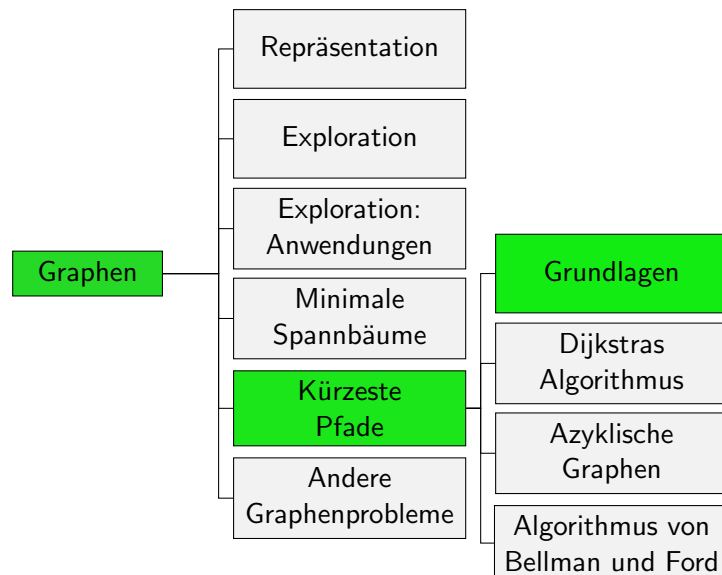
## — C5. Kürzeste Pfade: Grundlagen

### C5.1 Einführung

### C5.2 Grundlagen

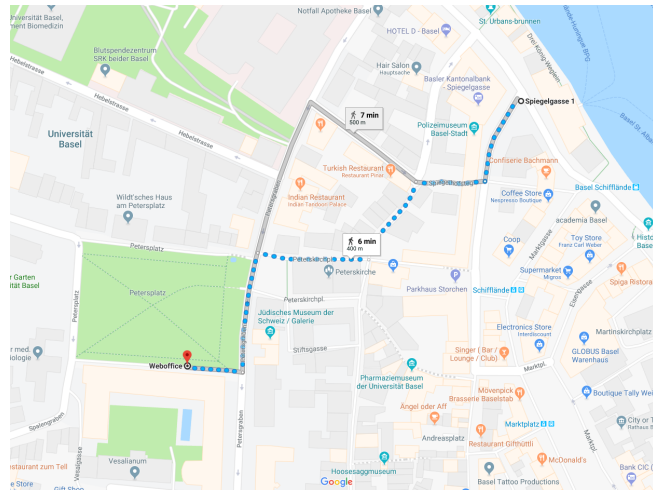
### C5.3 Optimalitätskriterium und Generisches Verfahren

## Graphen: Übersicht



## C5.1 Einführung

## Google Maps



## Inhaltsabhängige Bildverzerrung (Seam Carving)



## 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

## 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

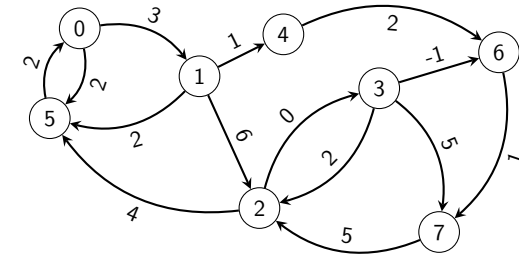
## C5.2 Grundlagen

## Gewichtete gerichtete Graphen

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

### Gewichteter Graph

Bei einem (kanten-)gewichteten Graphen 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**

## API für Kürzeste-Pfade-Implementierungen

Die Algorithmen für kürzeste Pfade sollen folgendes Interface implementieren:

```

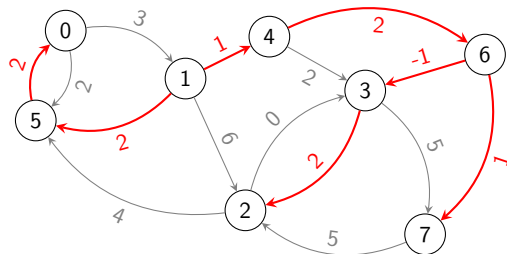
1 class ShortestPaths:
2     # Konstruktor mit Startknoten s
3     def __init__(graph: EdgeWeightedDigraph, s: int) -> None
4
5     # Abstand von s zu v; infinity, falls kein Pfad existiert
6     def dist_to(v: int) -> float
7
8     # Gibt es Pfad von s zu v?
9     def has_path_to(v: int) -> bool
10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

## Kürzeste-Pfade-Baum

### 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.

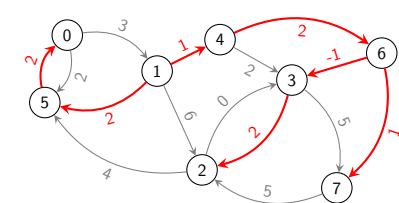


## Kürzeste-Pfade-Baum: Repräsentation

Repräsentation: knotenindizierte Arrays

- ▶ **parent** mit Elternknotenreferenz  
 Leer für nicht erreichbare und Startknoten
- ▶ **distance** mit Abstand vom Startknoten  
 $\infty$  für nicht erreichbare Knoten

	0	1	2	3	4	5	6	7
parent	5		3	6	1	1	4	6
distance	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  $(u, v)$

- ▶ `distance[u]`: Länge des kürzesten **bekannten** Pfades zu  $u$
- ▶ `distance[v]`: Länge des kürzesten **bekannten** Pfades zu  $v$
- ▶ `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 `distance[v]` und `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.  $\infty$ , 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

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

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

## 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.