

# Algorithmen und Datenstrukturen

## C6. Kürzeste Pfade: Algorithmen

Gabriele Röger

Universität Basel

15. Mai 2019

# Algorithmen und Datenstrukturen

15. Mai 2019 — C6. Kürzeste Pfade: Algorithmen

C6.1 Dijkstras Algorithmus

C6.2 Azyklische Graphen

C6.3 Bellman-Ford-Algorithmus

C6.4 Zusammenfassung

## Informatiker des Tages: Edsger Dijkstra



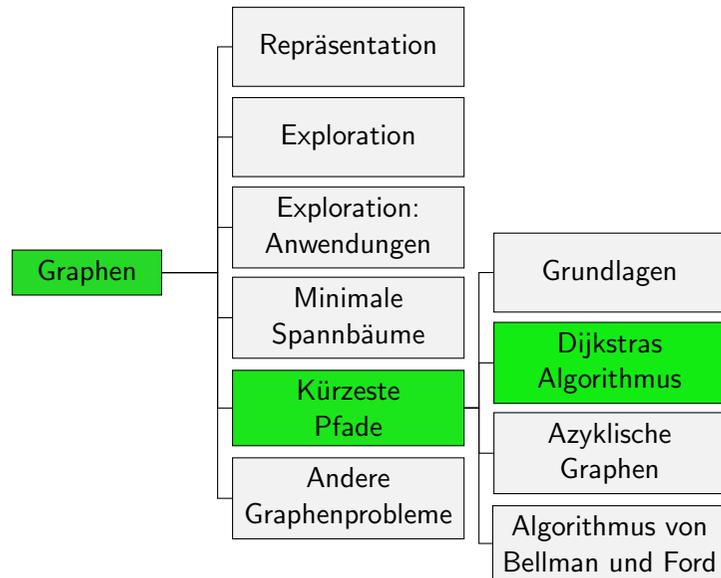
Edsger Dijkstra

- ▶ Niederländischer Mathematiker, 1930–2002
- ▶ Verfechter und Mitentwickler der **strukturierten Programmierung**
  - ▶ beteiligt am Entwurf von Algol 60
  - ▶ 1968: Aufsatz „**Go To Statement Considered Harmful**“
- ▶ 1959: **Kürzester-Pfade**-Algorithmus
- ▶ Gewinner **Turing Award** (1972)

„Do only what only you can do.“

## C6.1 Dijkstras Algorithmus

## Graphen: Übersicht



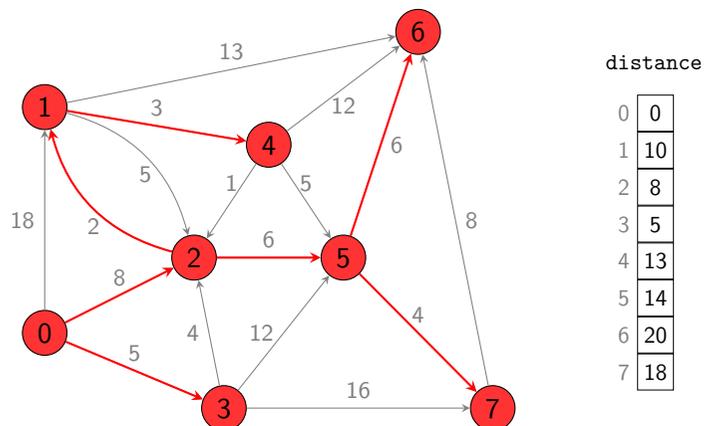
## Dijkstras Algorithmus: High-Level-Perspektive

Algorithmus von Dijkstra (für nicht-negative Kantengewichte)

Baue Kürzeste-Pfade-Baum ausgehend von Startknoten  $s$  auf:

- ▶ Betrachte Knoten (die noch nicht im Baum sind) in aufsteigender Reihenfolge ihres Abstandes von  $s$ .
- ▶ Nimm Knoten in Baum auf und relaxiere ausgehende Kanten.

## Dijkstras Algorithmus: Illustration



## Datenstrukturen

- ▶ **edge\_to**: knotenindiziertes Array, das an Stelle  $v$  die letzte Kante des kürzesten bekannten Pfades enthält.
- ▶ **distance**: knotenindiziertes Array, das an Stelle  $v$  die Kosten des kürzesten bekannten Pfades vom Startknoten zu  $v$  enthält.
- ▶ **pq**: indizierte Priority-Queue von Knoten
  - ▶ Knoten noch nicht im Baum
  - ▶ Bereits ein Pfad zu dem Knoten bekannt
  - ▶ Sortiert nach Kosten des kürzesten bekannten Pfades zu dem Knoten.

## Dijkstras Algorithmus

```

1 class DijkstraSSSP:
2     def __init__(self, graph, start_node):
3         self.edge_to = [None] * graph.no_nodes()
4         self.distance = [float('inf')] * graph.no_nodes()
5         pq = IndexMinPQ()
6         self.distance[start_node] = 0
7         pq.insert(start_node, 0)
8         while not pq.empty():
9             self.relax(graph, pq.del_min(), pq)
10
11     def relax(self, graph, v, pq):
12         for edge in graph.adjacent_edges(v):
13             w = edge.to_node()
14             if self.distance[v] + edge.weight() < self.distance[w]:
15                 self.edge_to[w] = edge
16                 self.distance[w] = self.distance[v] + edge.weight()
17                 if pq.contains(w):
18                     pq.change(w, self.distance[w])
19                 else:
20                     pq.insert(w, self.distance[w])

```

## Korrektheit

### Theorem

Dijkstras Algorithmus löst das *Single-Source-Shortest-Paths-Problem* in Digraphen mit *nicht-negativen Gewichten*.

### Beweis.

- ▶ Ist  $v$  von Startknoten erreichbar, wird jede ausgehende Kante  $e = (v, w)$  genau einmal relaxiert (wenn  $v$  relaxiert wird).
- ▶ Dann gilt  $distance[w] \leq distance[v] + weight(e)$ .
- ▶ Ungleichung bleibt erfüllt:
  - ▶  $distance[v]$  wird nicht mehr verändert, da Wert minimal war und es keine negativen Kantengewichte gibt.
  - ▶  $distance[w]$  wird höchstens kleiner.
- ▶ Sind alle erreichbaren Knoten relaxiert, ist Optimalitätsbedingung erfüllt. □

## Vergleich zu Eager Prim-Algorithmus

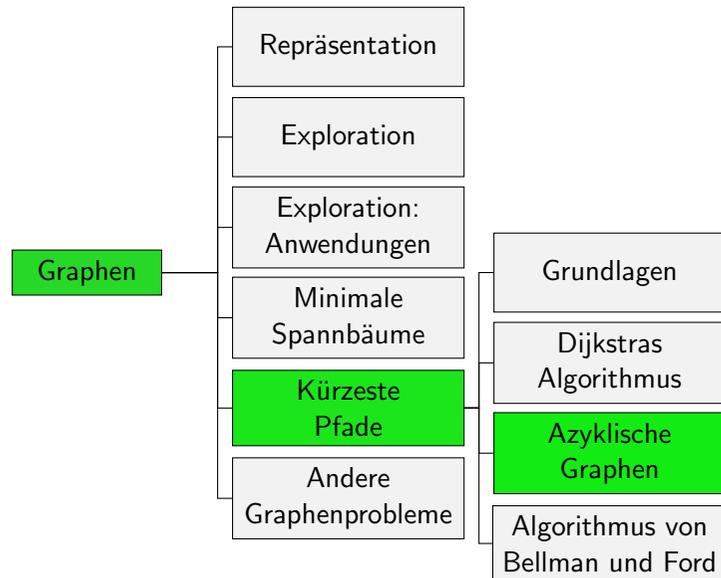
Dijkstras Algorithmus sehr ähnlich zu Eager Prim-Algorithmus für minimale Spannbäume

- ▶ Beide bauen sukzessive einen Baum auf
- ▶ nächster Knoten Prim: minimale Distanz zu **bisherigem Baum**.
- ▶ nächster Knoten Dijkstra: minimale Distanz vom **Startknoten**.
- ▶ `included_nodes` von Prim bei Dijkstra nicht notwendig, da bei bereits erledigten Knoten die `if`-Bedingung in Zeile 14 immer falsch ist.

**Laufzeit**  $O(|E| \log |V|)$  und **Platzbedarf**  $O(|V|)$  direkt übertragbar.

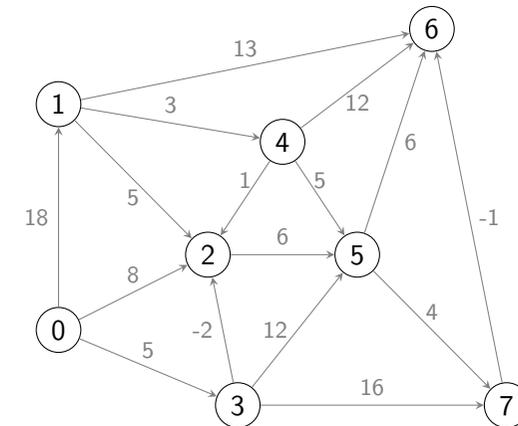
## C6.2 Azyklische Graphen

## Graphen: Übersicht



## Zykelfreiheit ausnutzen

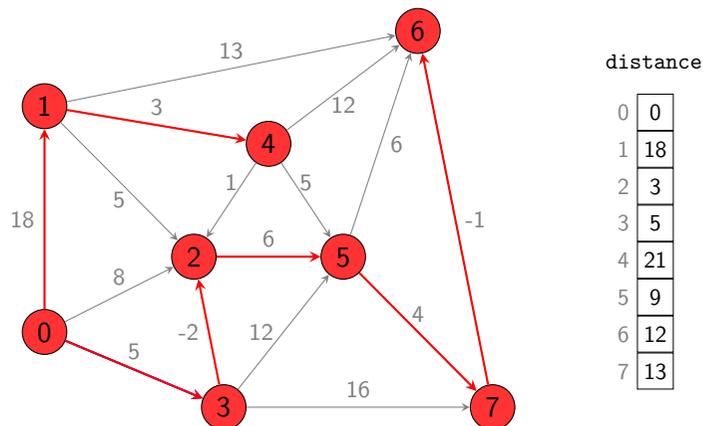
Gegeben: Azyklischer, gewichteter Digraph



Können wir die Zykelfreiheit beim Finden kürzester Pfade nutzen?

## Beispiel

Idee: Relaxiere Knoten in **topologischer Reihenfolge**  
z.B. 0, 1, 3, 4, 2, 5, 7, 6



## Theorem

### Theorem

Durch Relaxieren der Knoten in **topologischer Reihenfolge** wird das **Single-Source-Shortest-Paths-Problem** für kantengewichtete, **azyklische Digraphen** in Zeit  $O(|E| + |V|)$  gelöst.

### Beweis.

- ▶ Jede Kante  $e = (v, w)$  wird genau einmal relaxiert. Direkt danach gilt  $\text{distance}[w] \leq \text{distance}[v] + \text{weight}(e)$ .
- ▶ Ungleichung gilt bis zur Terminierung
  - ▶  $\text{distance}[w]$  wird nie grösser.
  - ▶  $\text{distance}[v]$  wird nicht mehr verändert, da alle eingehenden Kanten aufgrund der topologischen Sortierung bereits relaxiert wurden.

→ Optimalitätskriterium ist bei Terminierung erfüllt.  $\square$

## Verwandte Probleme: Längste Pfade

### Definition (Längste Pfade in azyklischen Graphen)

**Gegeben:** Kantengewichteter, azyklischer Digraph, Startknoten  $s$

**Gefragt:** Gibt es einen Pfad von  $s$  zu Knoten  $v$ ?

Falls ja, finde den Pfad mit maximalem Gewicht.

Multipliziere alle Kantengewichte mit  $-1$  und verwende Kürzeste-Pfade-Algorithmus.

## Verwandte Probleme: Kritischer Pfad

Gegeben:

- ▶ Menge von Aufgaben  $a$ , jede benötigt gegebene Zeit  $t_a$
- ▶ Bedingungen  $a \rightarrow a'$ , dass  $a$  fertiggestellt sein muss, bevor  $a'$  begonnen werden kann (in lösbaren Problemen zyklfrei).

Frage:

- ▶ **Annahme:** Beliebig viele Aufgaben parallel ausführbar
- ▶ Wie lange benötigen Sie für die Erledigung aller Aufgaben?

## Verwandte Probleme: Kritischer Pfad

Erstelle kantengewichteten Digraphen

- ▶ Knoten  $s, e$  + für jede Aufgabe  $a$  zwei Knoten  $a_s$  und  $a_e$
- ▶ für alle  $a$ :
  - ▶ Kante  $(s, a_s)$  mit Gewicht 0
  - ▶ Kante  $(a_e, e)$  mit Gewicht 0
  - ▶ Kante  $(a_s, a_e)$  mit Gewicht  $t_a$
- ▶ für jede Bedingung  $a \rightarrow a'$  Kante  $(a_e, a'_s)$  mit Gewicht 0

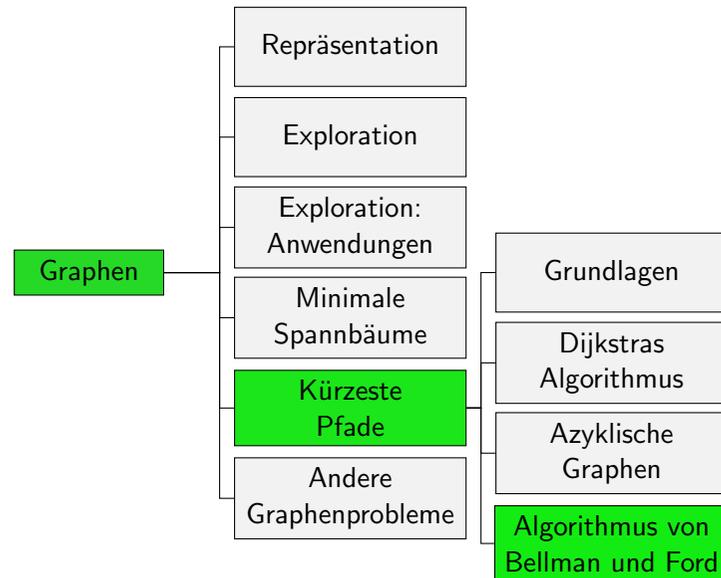
**Kritischer Pfad** für Aufgabe  $a$  ist längster Pfad von  $s$  zu  $a_s$ .

Wähle Startzeit für  $a$  als Gewicht eines kritischen Pfades.

→ Ergibt optimale Gesamtausführungszeit  
(= Gewicht von längstem Pfad von  $s$  zu  $e$ )

## C6.3 Bellman-Ford-Algorithmus

## Graphen: Übersicht



## Problem

- ▶ Bei negativen Kantengewichten kann es **negative Zyklen** geben, d.h. Zyklen, bei denen die Summe der Kantengewichte negativ ist.
- ▶ Liegt ein Knoten eines solchen Zyklus auf einem Pfad von  $s$  nach  $v$ , können wir Pfade finden, deren Gewicht niedriger als jeder gegebene Wert ist.  
→ kein korrekt gestelltes Problem
- ▶ Alternative Fragestellung: Finde kürzesten **einfachen Pfad**?  
→ NP-schweres (= sehr schwieriges) Problem

## Fragestellung

In vielen praktischen Anwendungen sind negative Zyklen ein Hinweis auf einen Modellierungsfehler.

### Neue Fragestellung

**Gegeben:** Gewichteter Digraph, Startknoten  $s$

**Gefragt:** Ist von  $s$  aus ein negativer Zyklus erreichbar?  
Falls nein, berechne den Kürzeste-Pfade-Baum zu allen erreichbaren Knoten.

## Bellman-Ford-Algorithmus: High-Level-Perspektive

In Graphen **ohne negative Zyklen** (aber mit negativen Gewichten):

### Bellman-Ford-Algorithmus

- ▶ Initialisiere  $distance[s] = 0$  für Startknoten  $s$ ,  
 $distance[v] = \infty$  für alle anderen Knoten.
- ▶ Dann  $|V|$  Durchläufe, in denen jeweils alle Kanten relaxiert werden.

### Proposition

Das Verfahren löst das Single-Source-Shortest-Paths-Problem für Graphen ohne negative Zyklen in Zeit  $O(|E||V|)$  und mit zusätzlichem Speicher  $O(|V|)$ .

**Beweisidee:** Nach  $i$  Durchgängen ist jeder Pfad zu  $v$  mindestens so kurz wie jeder Pfad zu  $v$  mit höchstens  $i$  Kanten.

## Effizientere Variante

- ▶ Ändert sich  $distance[v]$  in Durchgang  $i$  nicht, ändert auch keine Relaxierung einer von  $v$  ausgehenden Kante in Durchgang  $i + 1$  etwas.
- ▶ Idee: Merke dir Knoten mit veränderter  $distance$  in **Queue**.
- ▶ In der Praxis deutlich schneller, auch wenn sich das Worst-Case-Verhalten nicht verbessert.

## Was ist mit negativen Zyklen?

- ▶ Ist von  $s$  aus **kein** negativer Zyklus erreichbar, wird im  $|V|$ -ten Durchgang keine Knotendistanz mehr geupdated.
- ▶ Gibt es einen negativen Zyklus, führt dies zu einem Zyklus mit den in `edge_to` gespeicherten Kanten.
- ▶ In der Praxis testen wir das nach jedem Durchlauf.

## Bellman-Ford-Algorithmus

```

1 class BellmanFordSSSP:
2     def __init__(self, graph, start_node):
3         self.edge_to = [None] * graph.no_nodes()
4         self.distance = [float('inf')] * graph.no_nodes()
5         self.in_queue = [False] * graph.no_nodes()
6         self.queue = deque()
7         self.calls_to_relax = 0
8         self.cycle = None
9
10        self.distance[start_node] = 0
11        self.queue.append(start_node)
12        self.in_queue[start_node] = True
13        while (not self.has_negative_cycle() and
14               self.queue): # queue not empty
15            node = self.queue.popleft()
16            self.in_queue[node] = False
17            self.relax(graph, node)
18

```

## Bellman-Ford-Algorithmus (Fortsetzung)

```

19     def relax(self, graph, v):
20         for edge in graph.adjacent_edges(v):
21             w = edge.to_node()
22             if self.distance[v] + edge.weight() < self.distance[w]:
23                 self.edge_to[w] = edge
24                 self.distance[w] = self.distance[v] + edge.weight()
25                 if not self.in_queue[w]:
26                     self.queue.append(w)
27                     self.in_queue[w] = True
28         self.calls_to_relax += 1
29         if self.calls_to_relax % graph.no_nodes() == 0:
30             self.find_negative_cycle()
31

```

## Bellman-Ford-Algorithmus (Fortsetzung)

```
32     def has_negative_cycle(self):
33         return self.cycle is not None
34
35     def find_negative_cycle(self):
36         no_nodes = len(self.distance)
37         graph = EdgeWeightedDigraph(no_nodes)
38         for edge in self.edge_to:
39             if edge is not None:
40                 graph.add_edge(edge)
41
42         cycle_finder = WeightedDirectedCycle(graph)
43         self.cycle = cycle_finder.get_cycle()
```

WeightedDirectedCycle detektiert gerichtete Zyklen in gewichteten Graphen.

→ Folge von Tiefensuchen wie in DirectedCycle (C2)

## C6.4 Zusammenfassung

## Zusammenfassung

- ▶ **Nicht-negative Gewichte**
  - ▶ Sehr häufiges Problem
  - ▶ **Dijkstras Algorithmus** mit Laufzeit  $O(|E| \log |V|)$
- ▶ **Azyklische Graphen**
  - ▶ Kommt in manchen Anwendungen vor und sollte ausgenutzt werden.
  - ▶ Mit **topologischer Sortierung** in linearer Zeit  $O(|E| + |V|)$
- ▶ **Negative Gewichte oder negative Zykel**
  - ▶ Gibt es keinen negativen Zyklus findet der **Bellman-Ford-Algorithmus kürzeste Pfade**.
  - ▶ Sonst findet er einen **negativen Zyklus**.