

Algorithmen für Routenplanung

5. Vorlesung, Sommersemester 2020

Valentin Buchhold | 11. Mai 2020

INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK · ALGORITHMIK · PROF. DR. DOROTHEA WAGNER



Kürzeste Wege in Straßennetzwerken

Beschleunigungstechniken (Fortsetzung)

- Reach
- Shortcuts
- Bilevel-Overlay
- Multilevel-Overlay (MLO)
- Customizable Route Planning (CRP)

Reach



Intuition:

- Schreibe an jeden Knoten seine “Wichtigkeit”
 - Eine Sackgasse ist unwichtig
 - Eine Autobahn ist wichtig
- **Idee:** Vermeide es unwichtige Knoten abzusuchen

Intuition:

- Schreibe an jeden Knoten seine “Wichtigkeit”
 - Eine Sackgasse ist unwichtig
 - Eine Autobahn ist wichtig
- **Idee:** Vermeide es unwichtige Knoten abzusuchen

Wann ist ein Knoten wichtig?

Intuition:

- Schreibe an jeden Knoten seine “Wichtigkeit”
 - Eine Sackgasse ist unwichtig
 - Eine Autobahn ist wichtig
- **Idee:** Vermeide es unwichtige Knoten abzusuchen

Wann ist ein Knoten wichtig?

- **Bei Reach:**
 - Mitte eines langen kürzesten Pfads ist wichtig
- **Später in der Vorlesung:**
 - Andere Techniken haben andere “Wichtigkeits”-Begriffe
 - Bitte nicht verwechseln
 - Reach-“Wichtigkeit” eines Knoten heißt der *Reach eines Knoten* oder der *Reach-Wert eines Knoten*

Idee:

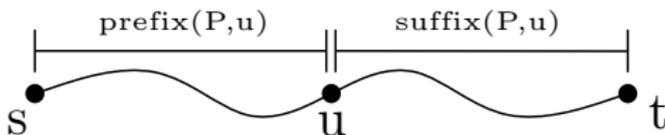
- Bestimme für jeden Knoten u einen Kreis, so dass:
 - für jedes Paar s, t gilt: wenn u auf kürzestem s - t -Weg liegt, ist entweder s oder t im Kreis.
 - Der Radius dieses Kreises ist der Reachwert von u .

Idee:

- Bestimme für jeden Knoten u einen Kreis, so dass:
 - für jedes Paar s, t gilt: wenn u auf kürzestem s - t -Weg liegt, ist entweder s oder t im Kreis.
 - Der Radius dieses Kreises ist der Reachwert von u .

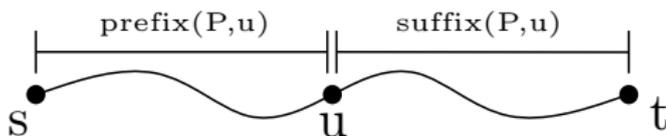
Strategie für Beschleunigungstechnik:

- Beachte Knoten u nicht, wenn s und t nicht im Kreis um u liegen.
- wie überprüfen?



Definition:

- Sei $P = \langle s, \dots, u, \dots, t \rangle$ Pfad durch u
- dann Reach von u bezüglich P :

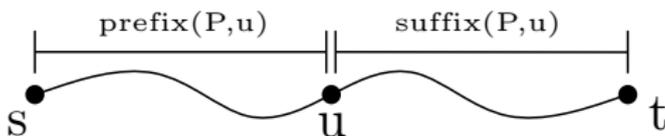


Definition:

- Sei $P = \langle s, \dots, u, \dots, t \rangle$ Pfad durch u
- dann Reach von u bezüglich P :

$$r_P(u) := \min\{\text{len}(\text{prefix}(P, u)), \text{len}(\text{suffix}(P, u))\}$$

Knoten, die zentral auf P liegen, haben hohen Reach.



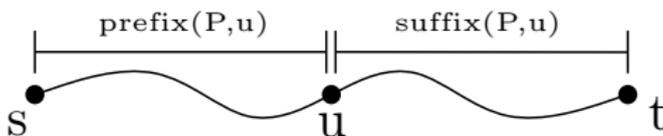
Definition:

- Sei $P = \langle s, \dots, u, \dots, t \rangle$ Pfad durch u
- dann Reach von u bezüglich P :

$$r_P(u) := \min\{\text{len}(\text{prefix}(P, u)), \text{len}(\text{suffix}(P, u))\}$$

Knoten, die zentral auf P liegen, haben hohen Reach.

- Reach von u :



Definition:

- Sei $P = \langle s, \dots, u, \dots, t \rangle$ Pfad durch u
- dann Reach von u bezüglich P :

$$r_P(u) := \min\{\text{len}(\text{prefix}(P, u)), \text{len}(\text{suffix}(P, u))\}$$

Knoten, die zentral auf P liegen, haben hohen Reach.

- Reach von u :
Maximum der Reachwerte bezüglich **aller** kürzesten Pfade durch u :

$$r(u) := \max\{r_P(u) \mid P \text{ kürzester Weg mit } u \in P\}$$

Knoten mit hohem Reach liegen zentral auf langen kürzesten Pfaden.

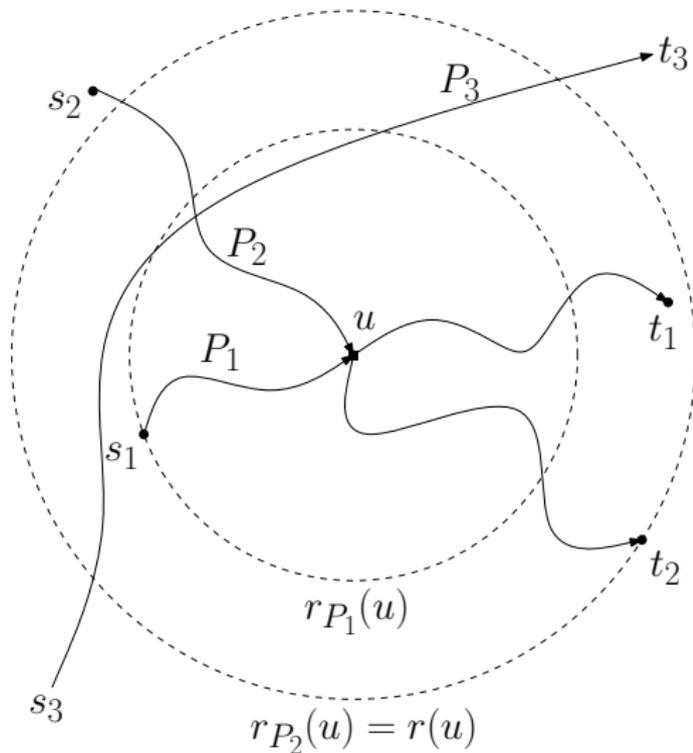
- Reach $r(u)$ von u gibt Suffix oder Prefix des längsten kürzesten Weges durch u

Im Beispiel:

- P_1 und P_2 gehen durch u
 $\rightarrow r_{P_1}(u) \leq r(u)$ und $r_{P_2}(u) \leq r(u)$
- P_3 geht nicht durch u

Pruning Regel:

- wenn für u während Query $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$ gilt, muss u nicht beachtet werden



ReachDijkstra($G = (V, E)$, s , t)

```
1  $d[s] = 0$ 
2  $Q.clear()$ ,  $Q.add(s, 0)$ 
3 while  $!Q.empty()$  do
4    $u \leftarrow Q.deleteMin()$ 
5   if  $u = t$  then break // Stoppkriterium
6   if  $r(u) < d[u]$  and  $r(u) < d(u, t)$  then continue
7   forall  $edges\ e = (u, v) \in E$  do
8     if  $d[u] + len(e) < d[v]$  then
9        $d[v] \leftarrow d[u] + len(e)$ 
10      if  $v \in Q$  then  $Q.decreaseKey(v, d[v])$ 
11      else  $Q.insert(v, d[v])$ 
```

Problem

Problem?

Problem:

- Abfrage $r(u) < d(u, t)$ geht nicht so einfach.

Problem:

- Abfrage $r(u) < d(u, t)$ geht nicht so einfach.

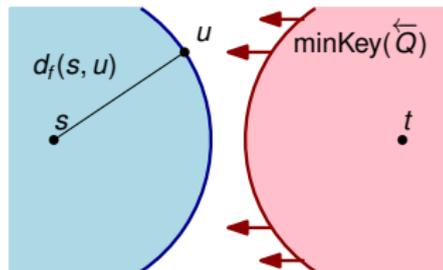
Lösung:

- Nutze bidirektionale Suche
- Zwei Varianten:
 - Bidir. Dist.-Bounding Reach-Dijkstra
 - Bidir. Self-Bounding Reach-Dijkstra

Bidir. Dist.-Bounding Reach-Dijkstra

Erinnerung:

- Prunen erlaubt, wenn $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$



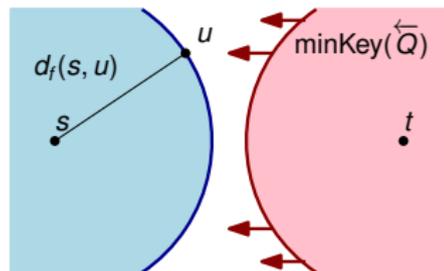
Bidir. Dist.-Bounding Reach-Dijkstra

Erinnerung:

- Prunen erlaubt, wenn $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$

Idee:

- Bestimme untere Schranke $d_\ell(u, t)$ für $d(u, t)$
- Prune, wenn $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d_\ell(u, t)$
- Wir prunen seltenner als erlaubt



Erinnerung:

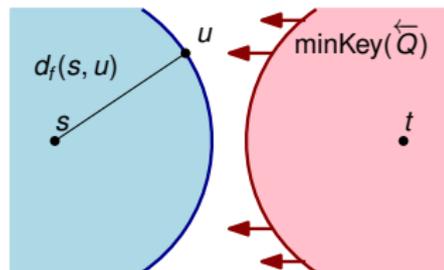
- Prunen erlaubt, wenn $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$

Idee:

- Bestimme untere Schranke $d_\ell(u, t)$ für $d(u, t)$
- Prune, wenn $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d_\ell(u, t)$
- Wir prunen seltener als erlaubt

Untere Schranke:

- Wenn u bereits aus der Rückwärts-Queue genommen wurde:
 $d_b[u] = d(u, t) \rightarrow$ setze $d_\ell(u, t) = d(u, t)$
- Sonst: $\minKey(\overleftarrow{Q}) \leq d(u, t)$ setze $d_\ell(u, t) = \minKey(\overleftarrow{Q})$



Erinnerung:

- Prunen erlaubt, wenn
 $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$

Erinnerung:

- Prunen erlaubt, wenn
 $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$

Idee:

- Prune, wenn $r(u) < d(s, u)$
- Wir prunen öfter als erlaubt
→ Algorithmus erstmal inkorrekt

Erinnerung:

- Prunen erlaubt, wenn $r(u) < d(s, u)$ und $r(u) < d(u, t)$

Idee:

- Prune, wenn $r(u) < d(s, u)$
- Wir prunen öfter als erlaubt
→ Algorithmus erstmal inkorrekt

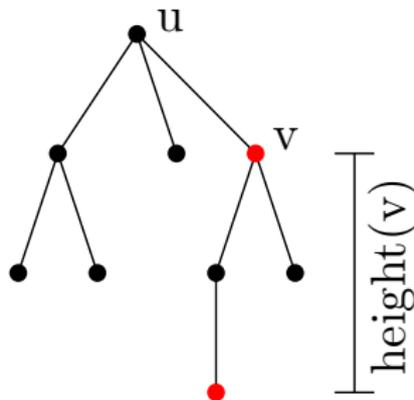
Neues Stoppkriterium:

- **Idee:** Rückwärtssuche soll Knoten besuchen, die Vorwärtssuche zu viel geprunt hat
- stoppe eine Suchrichtung, wenn $\minKey(Q) \geq \mu/2$ oder Queue leer
- stoppe Anfrage, wenn **beide** Suchrichtungen gestoppt haben
- **Korrektheit:** gute Fingerübung

- Bidir. Dist.-Bounding Reach-Dijkstra prunt weniger als möglich
- Bidir. Self-Bounding Reach-Dijkstra hat schlechteres Stoppkriterium
- Was besser ist hängt vom Graph ab

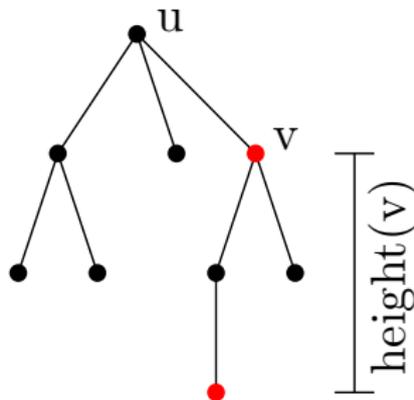
Wie kann man Reach-Werte vorberechnen?

- initialisiere $r(u) = 0$ für alle Knoten
- für jeden Knoten u
 - konstruiere kürzeste Wege-Baum
 - Höhe von Knoten v : Abstand von v zum am weitesten entfernten Nachfolger
 - für jeden Knoten v :
$$r(v) = \max\{r(v), \min\{d(u, v), \text{height}(v)\}\}$$



Wie kann man Reach-Werte vorberechnen?

- initialisiere $r(u) = 0$ für alle Knoten
- für jeden Knoten u
 - konstruiere kürzeste Wege-Baum
 - Höhe von Knoten v : Abstand von v zum am weitesten entfernten Nachfolger
 - für jeden Knoten v :
$$r(v) = \max\{r(v), \min\{d(u, v), \text{height}(v)\}\}$$



altes Problem:

- Vorbereitung basiert auf all-pairs shortest paths

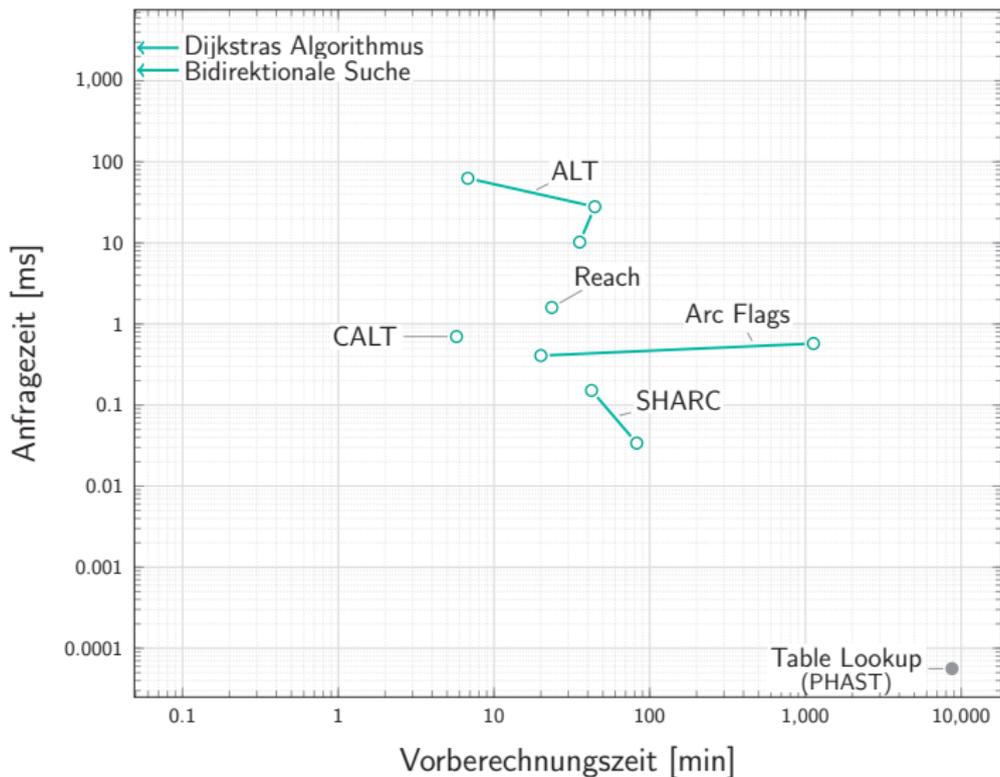
Beobachtung:

- es genügt, für jeden Knoten eine obere Schranke des Reach-Wertes zu haben

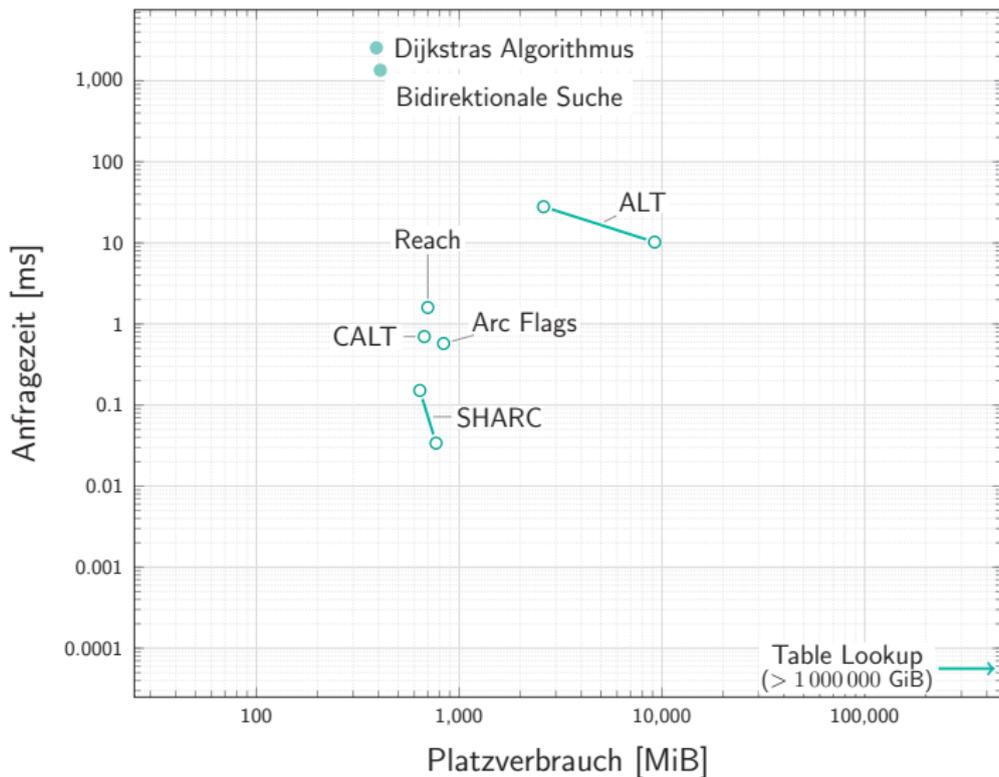
Problem:

- untere Schranken einfach zu finden:
 - breche Konstruktion der Bäume einfach bei bestimmter Größe ab
- aber: untere Schranken sind unbrauchbar
- Berechnung von oberen Schranken deutlich schwieriger
- möglich, aber sehr aufwendig
- nicht (mehr) Bestandteil der Vorlesung

Übersicht bisherige Techniken

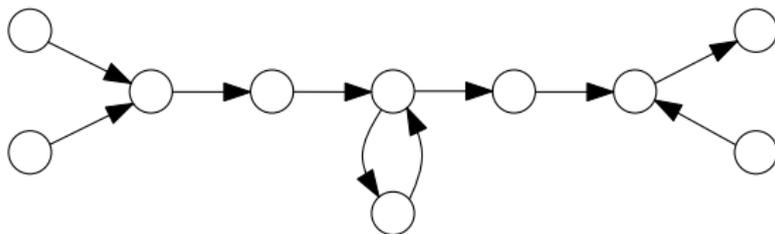


Übersicht bisherige Techniken

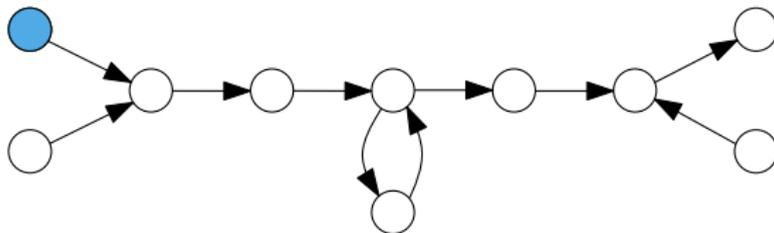


Shortcuts

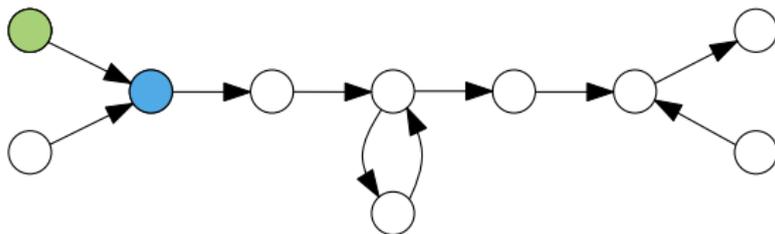




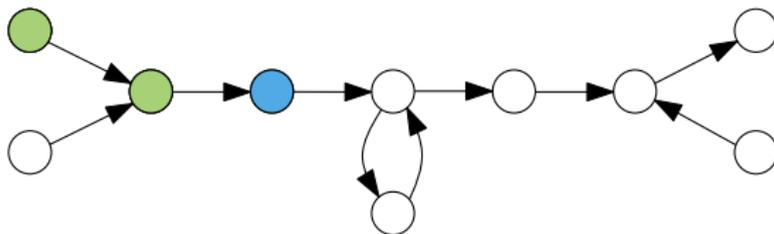
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



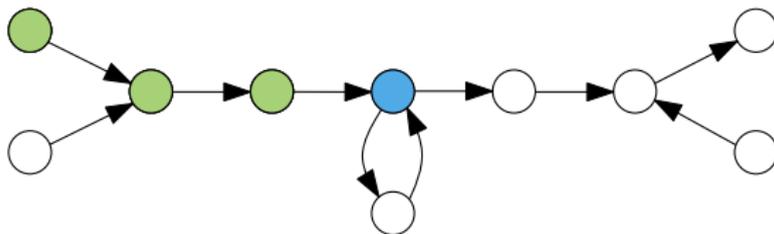
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



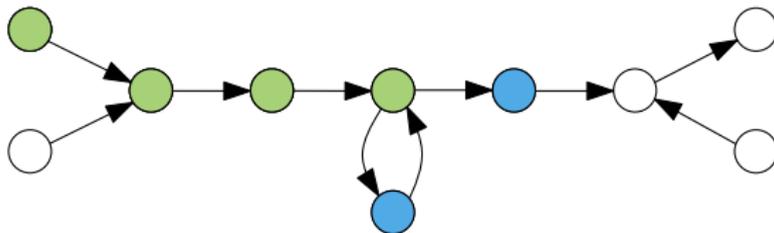
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



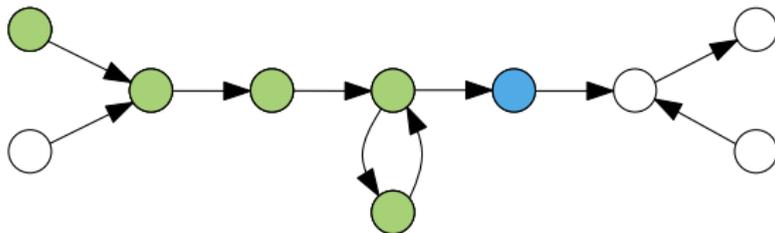
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



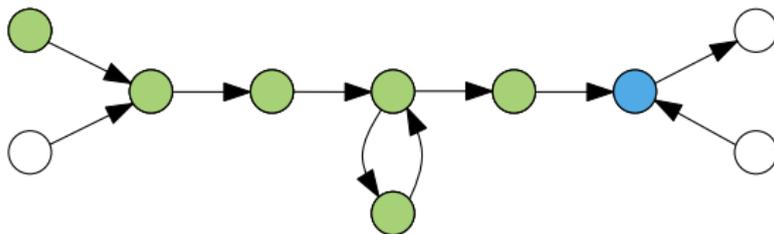
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



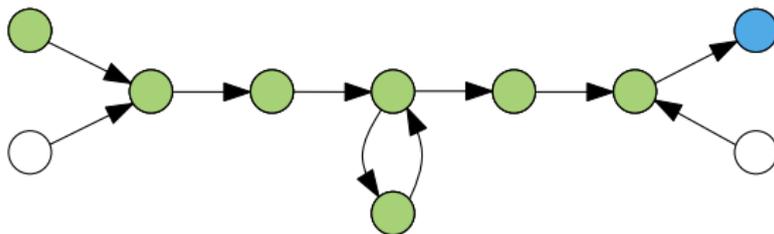
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



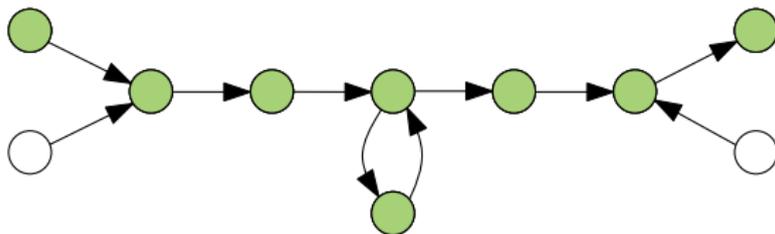
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



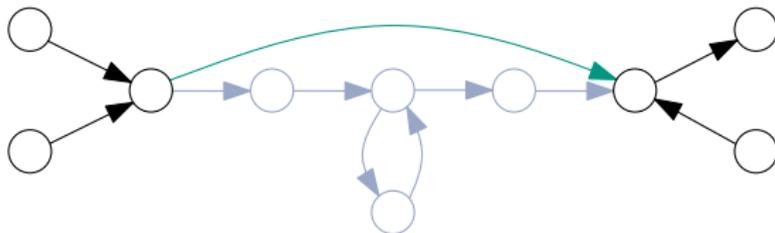
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



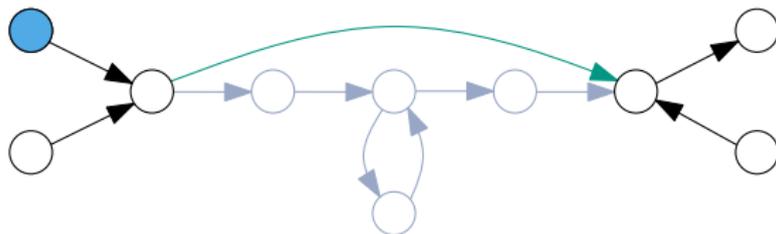
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



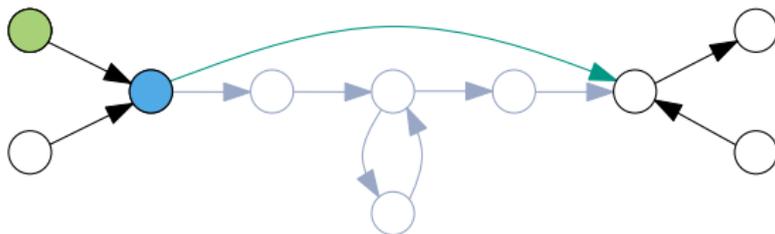
Dijkstra's Algorithmus schaut sich alle Zwischenknoten an.
Das dauert.



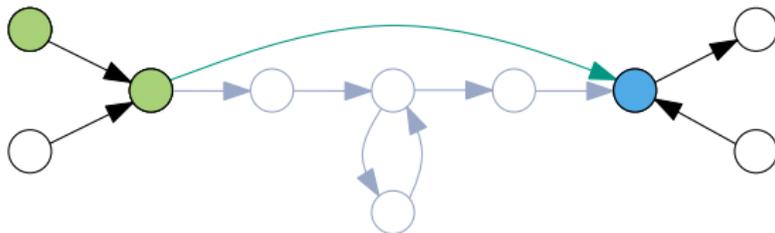
Idee: Füge Shortcut-Kante ein. Grauer Teilgraph muss nur angeschaut werden, wenn s oder t drin liegt.



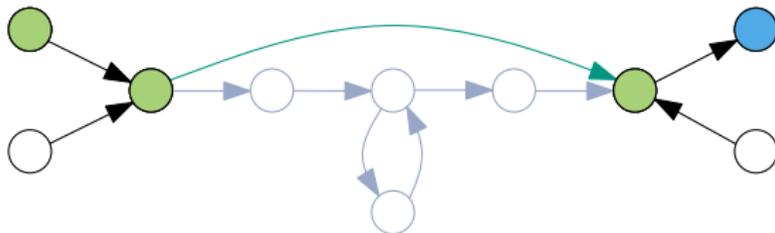
Idee: Füge Shortcut-Kante ein. Grauer Teilgraph muss nur angeschaut werden, wenn s oder t drin liegt.



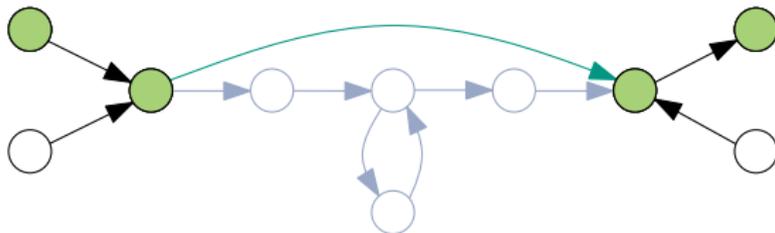
Idee: Füge Shortcut-Kante ein. Grauer Teilgraph muss nur angeschaut werden, wenn s oder t drin liegt.



Idee: Füge Shortcut-Kante ein. Grauer Teilgraph muss nur angeschaut werden, wenn s oder t drin liegt.



Idee: Füge Shortcut-Kante ein. Grauer Teilgraph muss nur angeschaut werden, wenn s oder t drin liegt.



Idee: Füge Shortcut-Kante ein. Grauer Teilgraph muss nur angeschaut werden, wenn s oder t drin liegt.

- Shortcuts und bestehende Ideen können kombiniert werden:
 - ALT + Shortcuts = Core ALT (CALT)
 - ALT + Reach + Shortcuts = REAL
 - ArcFlags + Shortcuts = SHARC
 - ...
- Wie weit kommen wir nur mit Shortcuts?

Bilevel-Overlays



Wiederholung:

- Ein Overlay eines Graphen $G = (V, E)$ ist ein Graph $G_O = (V_O, E_O)$, so dass:
 - $V_O \subseteq V$
 - Für alle s und t aus V_O gilt: Die st -Distanz in G ist gleich der st -Distanz in G_O

Neu:

- Berechne Overlay aus Partitionierung

Beobachtung: Straßengraphen haben dünne, natürliche Schnitte



- Jeder Pfad durch eine Zelle betritt/verlässt die Zelle durch einen Randknoten
- Wir wollen etwa gleich große Zelle mit wenig Kanten dazwischen
- Wie man diese Schnitte findet ist ein Thema für sich

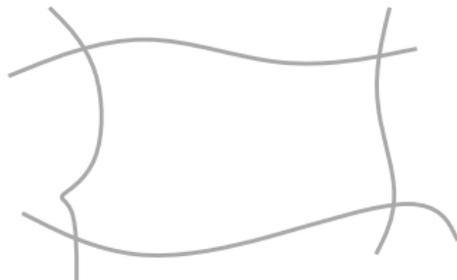
Ausnutzung der Partition

Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

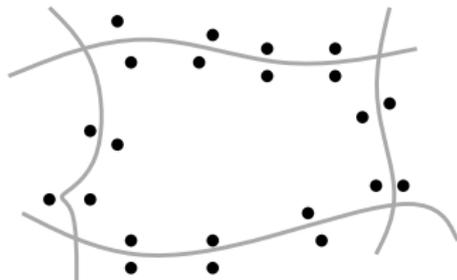
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

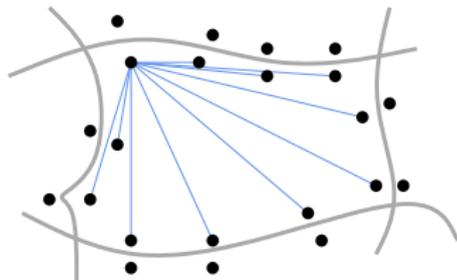
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

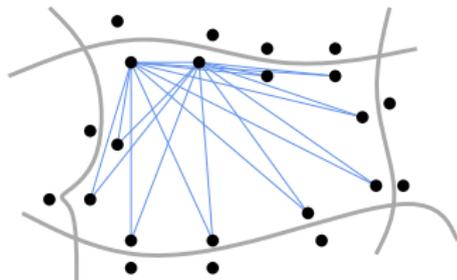
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

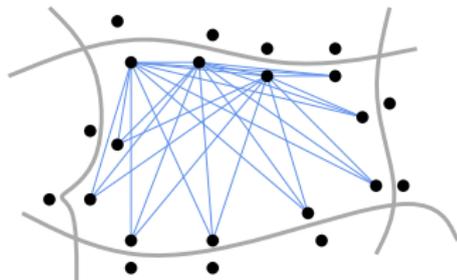
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

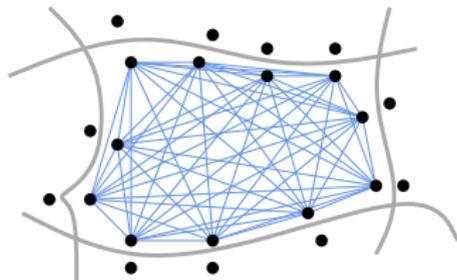
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

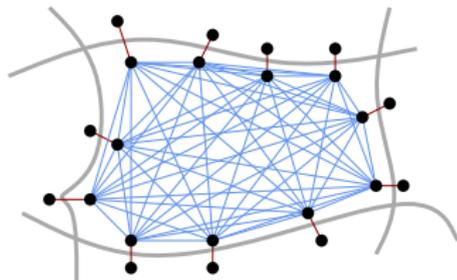
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

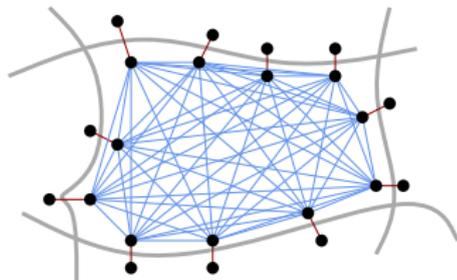
- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



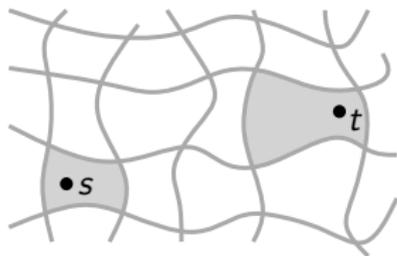
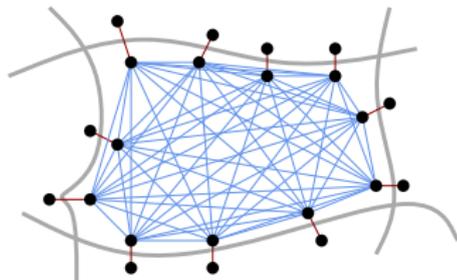
Suchgraph:

- Start- und Zielzelle...
- ...plus Overlaygraph.
- (bidirektionaler) Dijkstra

Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



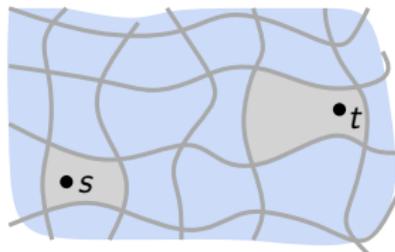
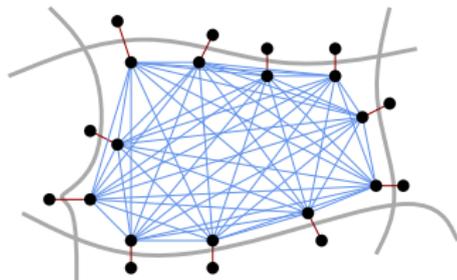
Suchgraph:

- Start- und Zielzelle...
- ...plus Overlaygraph.
- (bidirektionaler) Dijkstra

Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

Overlay Graph:

- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten



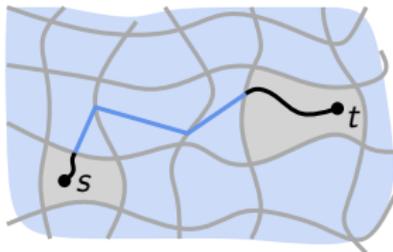
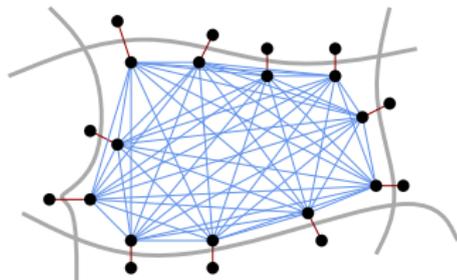
Suchgraph:

- Start- und Zielzelle...
- ...plus Overlaygraph.
- (bidirektionaler) Dijkstra

Idee: Berechne Distanzen zwischen Randknoten *in jeder Zelle*

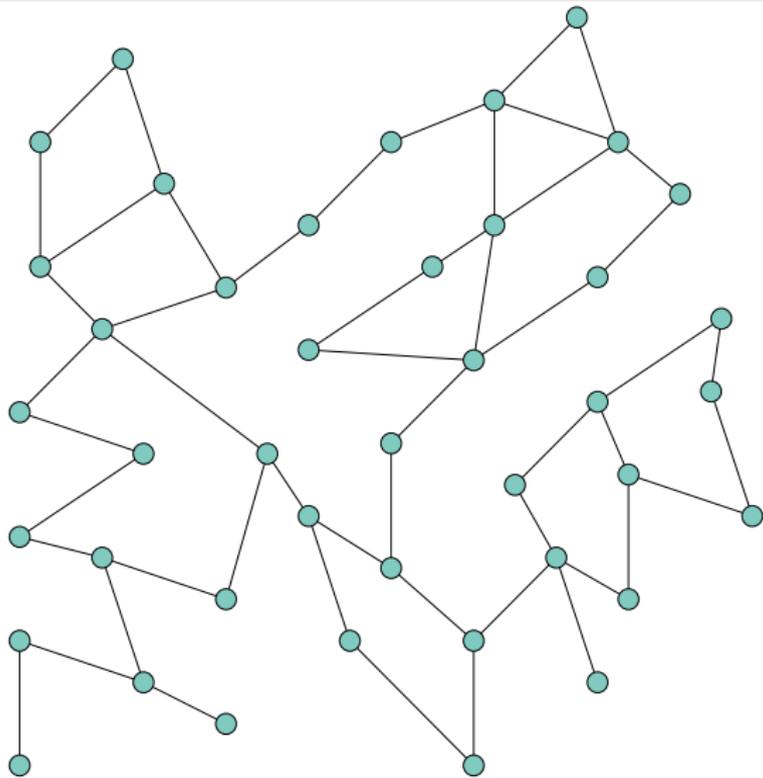
Overlay Graph:

- Randknoten
- Cliques in jeder Zelle
Gewicht eines Shortcuts entspricht
kürzestem Weg durch die Zelle
- Schnittkanten

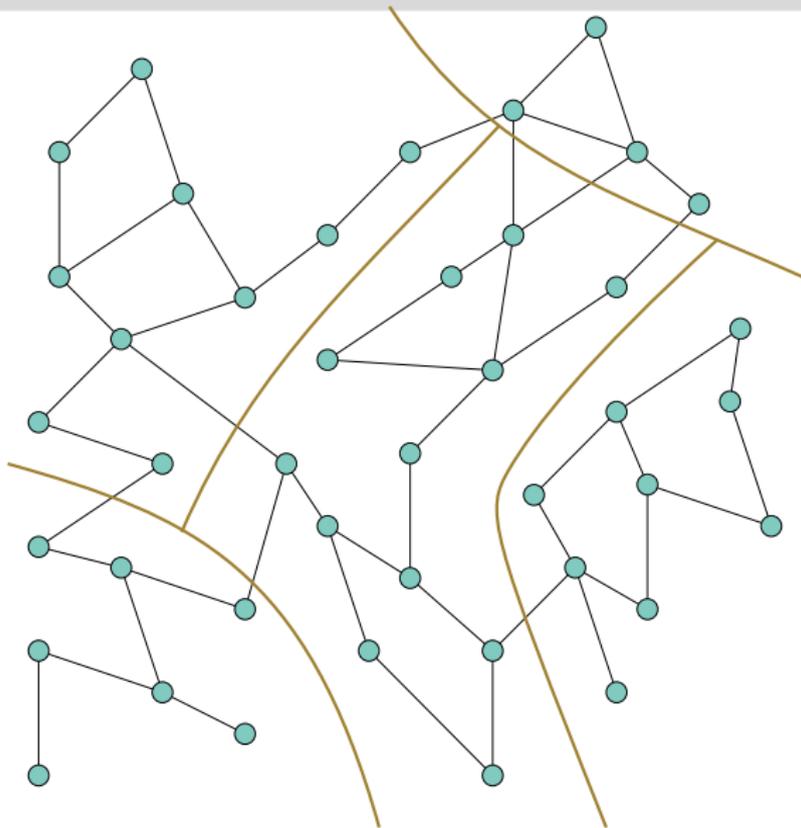


Suchgraph:

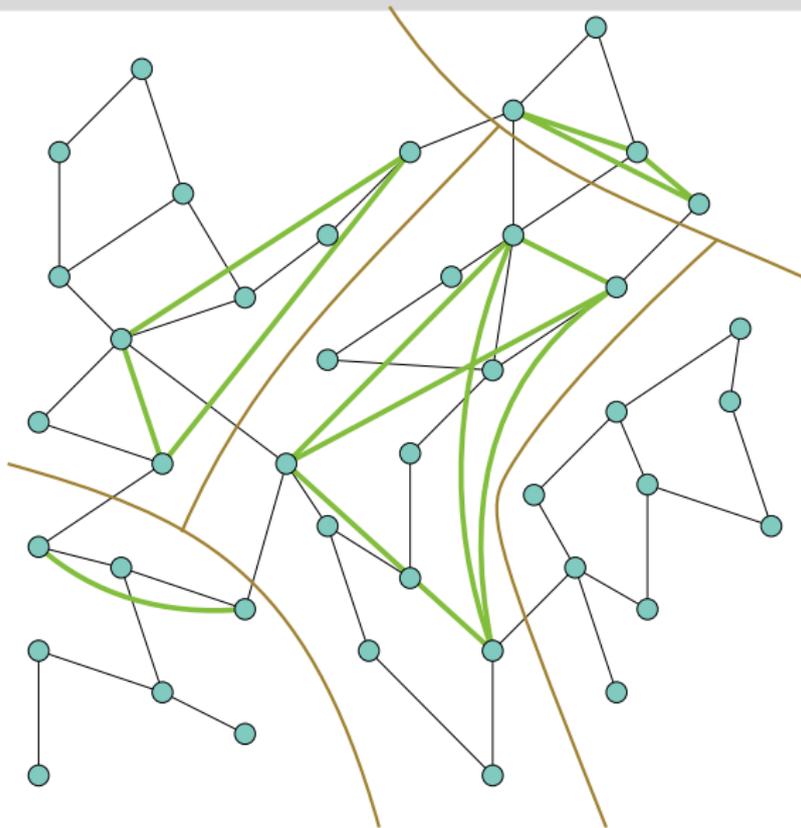
- Start- und Zielzelle...
- ...plus Overlaygraph.
- (bidirektionaler) Dijkstra



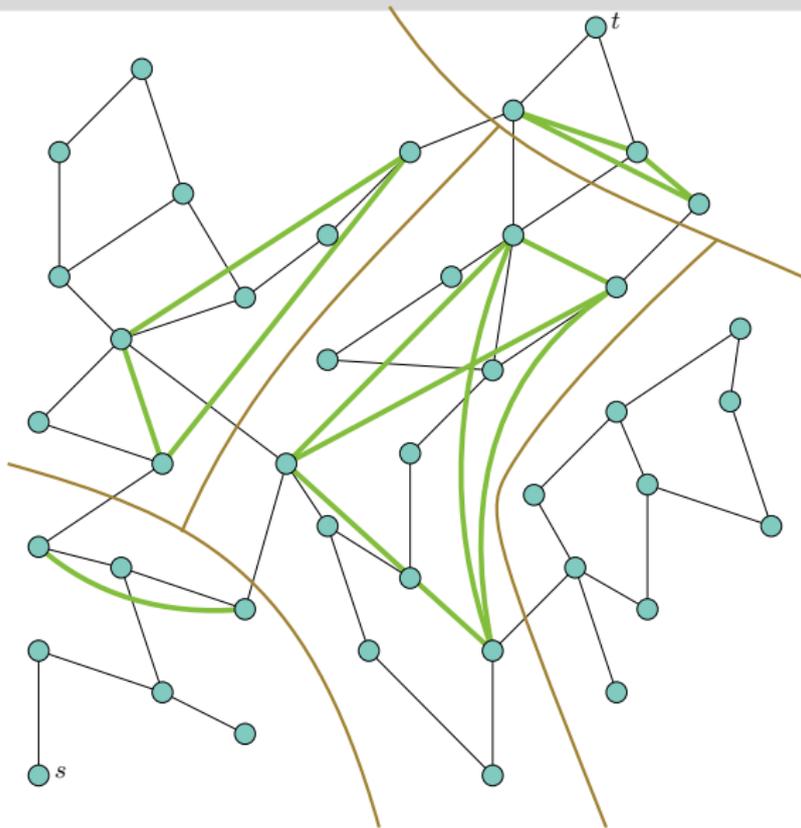
Ein Beispielgraph



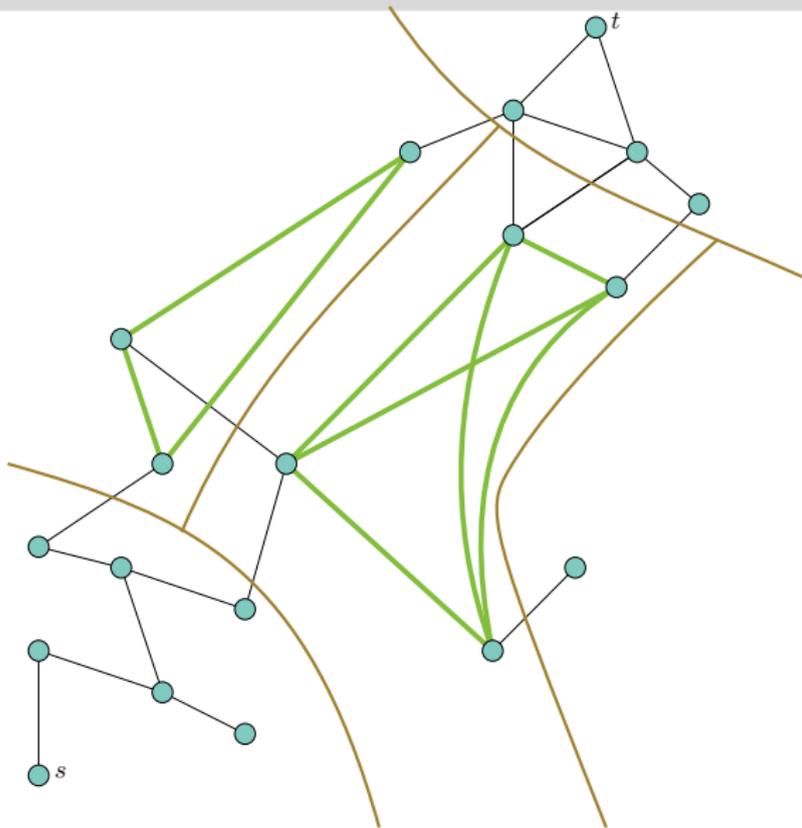
Eine Partition in 5 Zellen



Der Overlay



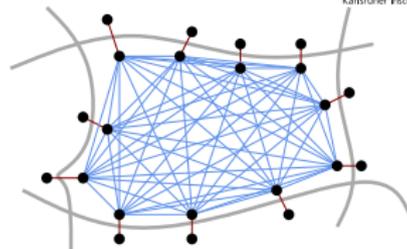
Eine Anfrage von s zu t



Die Knoten und Kanten, die während dieser Anfrage angeschaut werden

Varianten

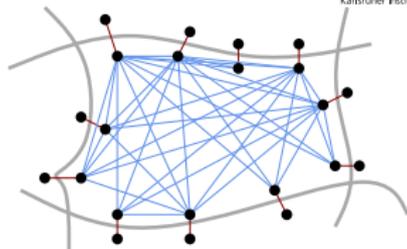
Ausdünnung des Overlaygraphen:



Varianten

Ausdünnung des Overlaygraphen:

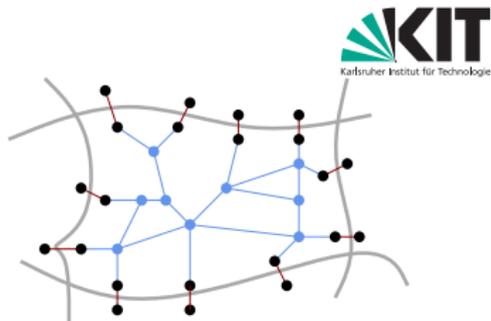
- entferne unnötige Kanten



Varianten

Ausdünnung des Overlaygraphen:

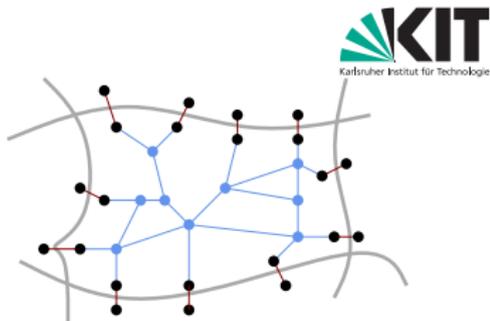
- entferne unnötige Kanten
- füge Knoten hinzu (aus Originalgraphen)



Varianten

Ausdünnung des Overlaygraphen:

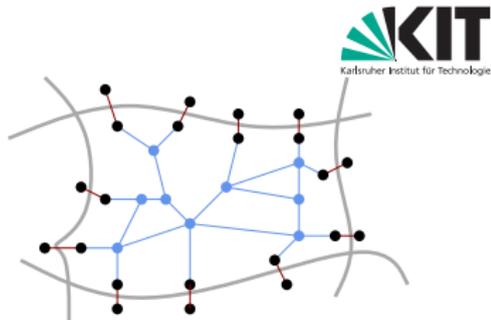
- entferne unnötige Kanten
- füge Knoten hinzu (aus Originalgraphen)
- etwas schnellere Anfragen



Varianten

Ausdünnung des Overlaygraphen:

- entferne unnötige Kanten
- füge Knoten hinzu (aus Originalgraphen)
- etwas schnellere Anfragen

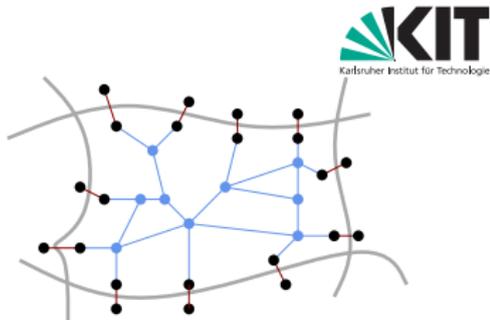


Kombination mit zielgerichteter Suche:

Varianten

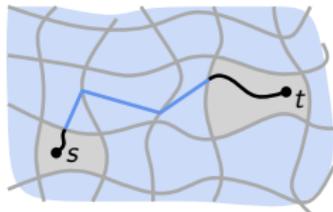
Ausdünnung des Overlaygraphen:

- entferne unnötige Kanten
- füge Knoten hinzu (aus Originalgraphen)
- etwas schnellere Anfragen



Kombination mit zielgerichteter Suche:

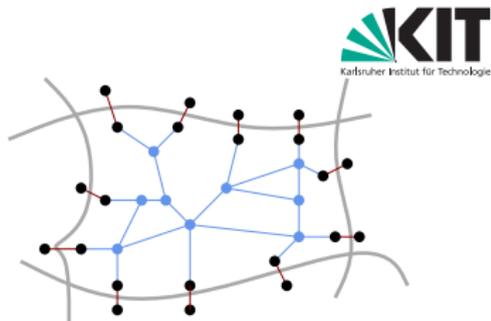
- nur auf (kleinem) Overlaygraphen
- ALT/Arc-Flags
- beschleunigt Anfragen, macht Vorberechnung und Queries komplizierter



Varianten

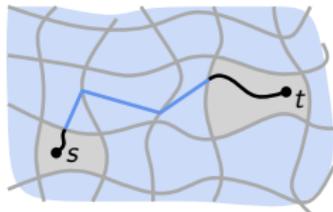
Ausdünnung des Overlaygraphen:

- entferne unnötige Kanten
- füge Knoten hinzu (aus Originalgraphen)
- etwas schnellere Anfragen



Kombination mit zielgerichteter Suche:

- nur auf (kleinem) Overlaygraphen
- ALT/Arc-Flags
- beschleunigt Anfragen, macht Vorberechnung und Queries komplizierter



Aufwendig und bringt nicht so viel → wird meistens weggelassen

Multilevel-Overlays (MLO)



Gegeben

- Eingabegraph $G = (V, E, \text{len})$
- Folge $V = V_0 \supseteq V_1 \supseteq \dots \supseteq V_L$ von Teilmengen von V

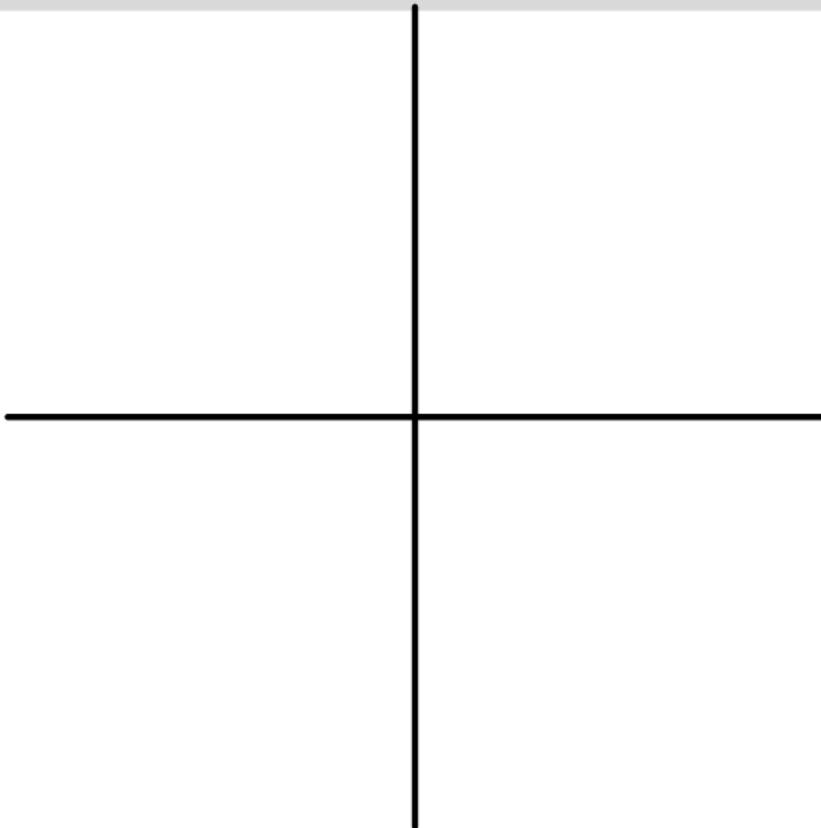
Berechne

- Folge $G_0 = (V_0, E_0, \text{len}_0), \dots, G_L = (V_L, E_L, \text{len}_L)$ von Graphen, so dass Distanzen in G_i wie in G_0
- G_i ist ein Overlay jedes G_j mit $j \leq i$

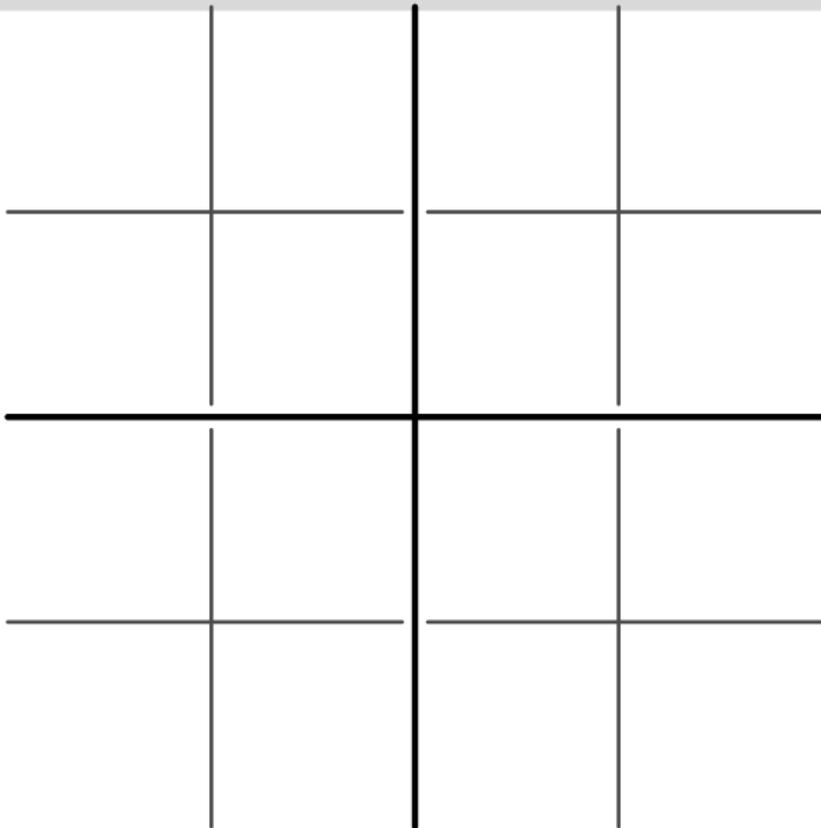
Idee

- Bidirektionale Suche
- Folge nur Kanten ins gleiche oder höhere Level

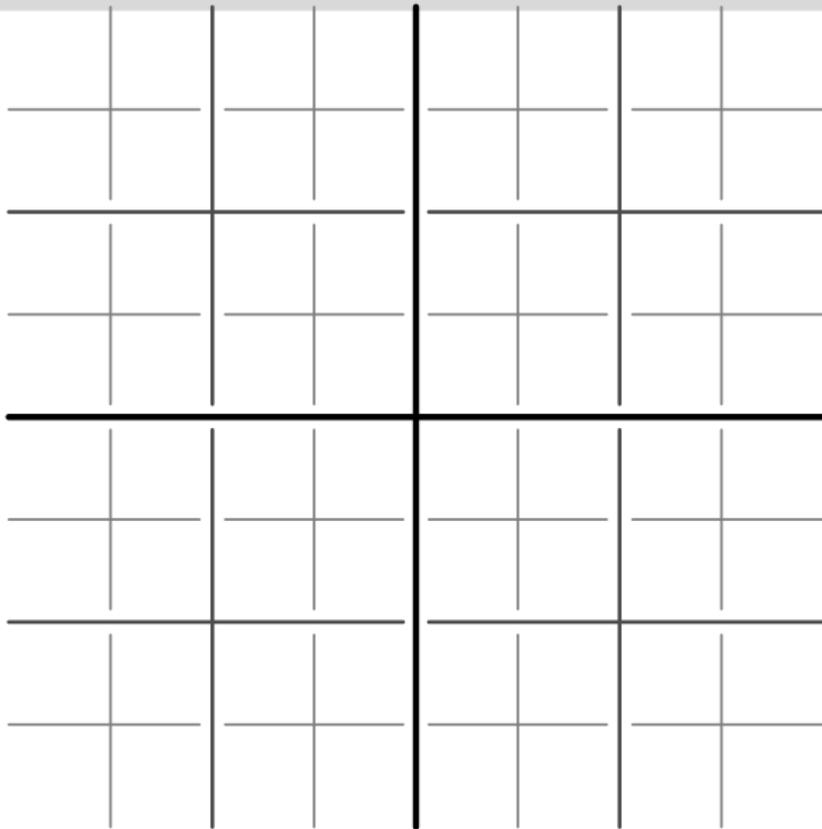
- Partitioniere Eingabegraph G
- Randknoten der Zellen bilden V_L
- Partitioniere jede Zelle in Subzellen
- Randknoten aller Subzellen bilden V_{L-1}
- ... wiederhole $L - 1$ Mal



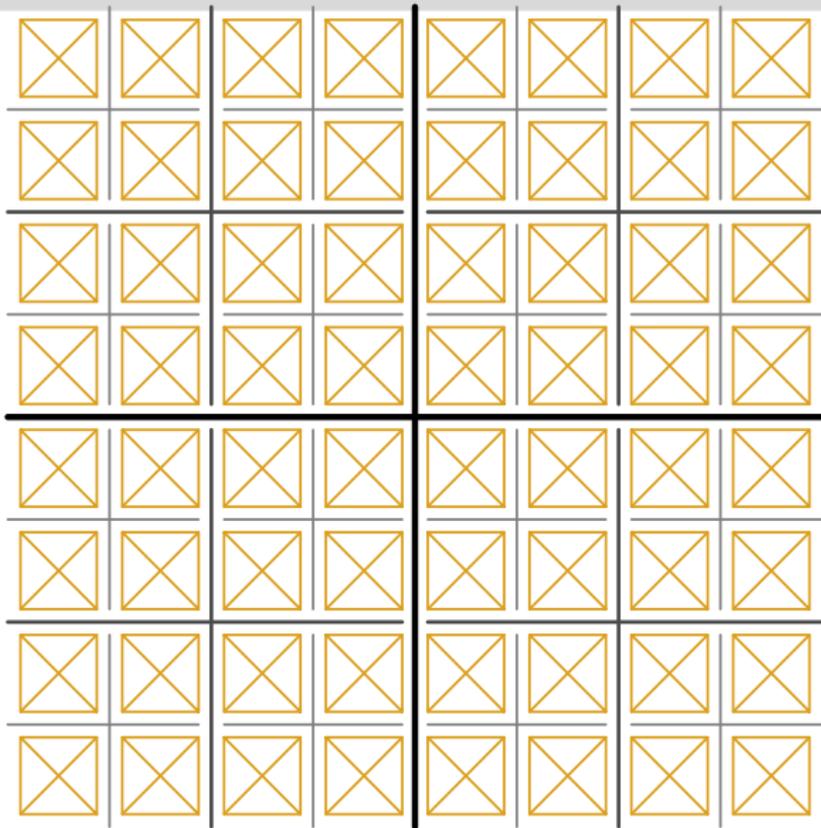
Zerteile den Graph in Zellen



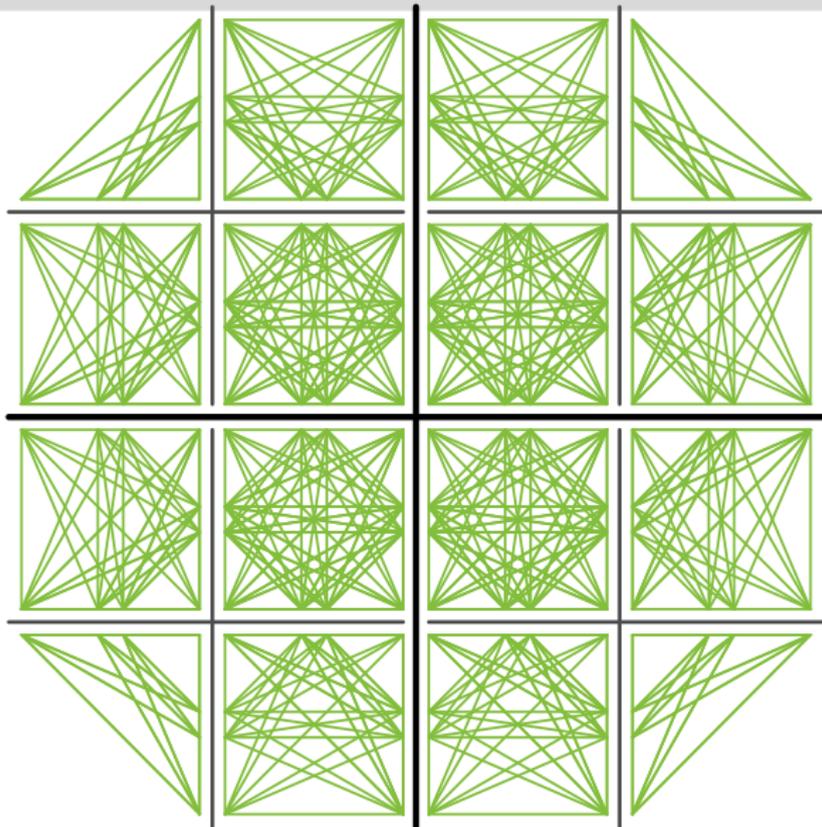
Zerteile die Zellen in Subzellen



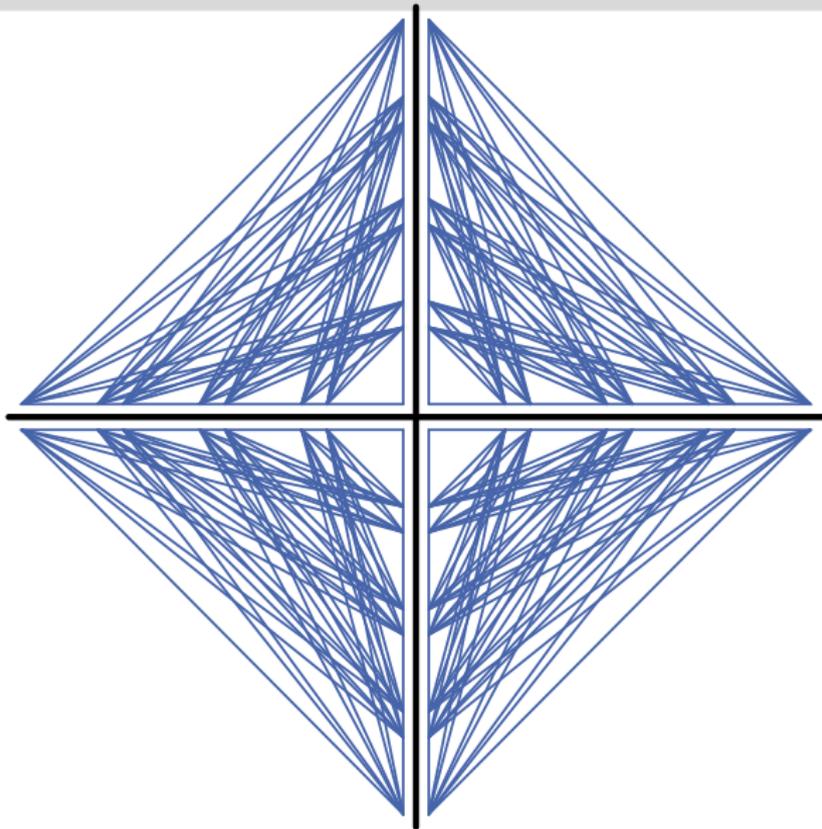
Zerteile die Subzellen in Subsubzellen



Baue für das unterste Level Overlays



Baue Overlays für das nächste höhere Level
Benutze dabei die Overlays des Levels darunter



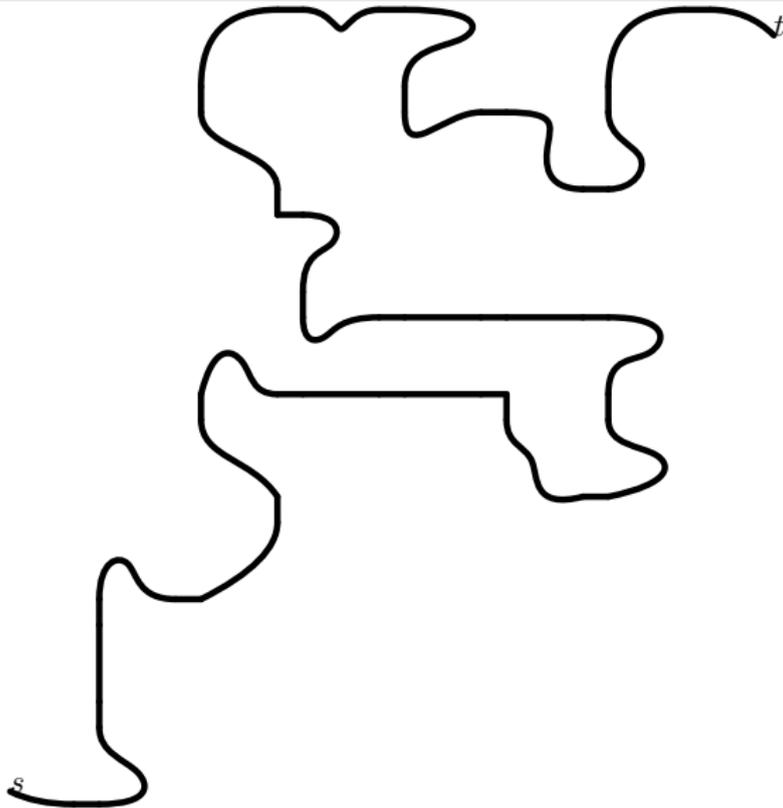
Baue Overlays für das höchste Level
Benutze dabei die Overlays des Levels darunter

t

s

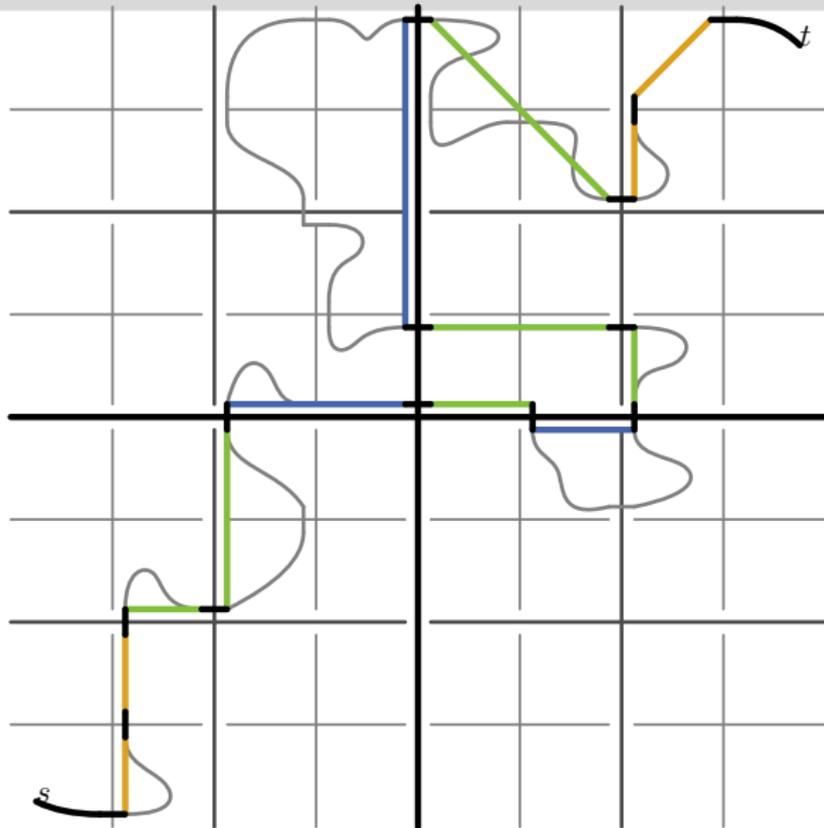
Betrachte eine st -Anfrage . . .



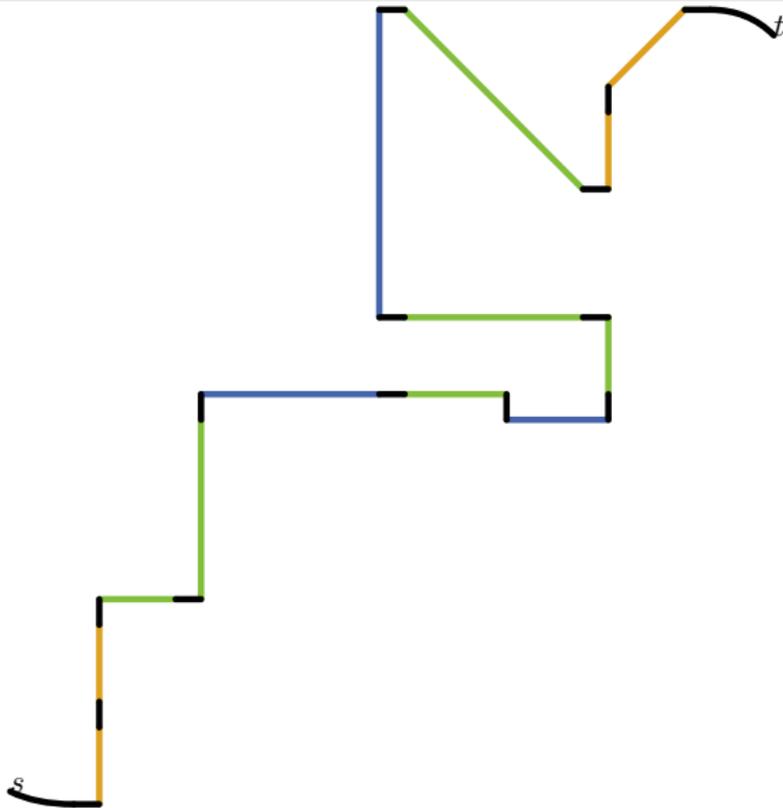


... und den dazu gehörigen kürzesten st -Pfad im Originalgraph

Achtung: Wir wissen nur, dass es ihn gibt. Wir kennen ihn noch nicht!



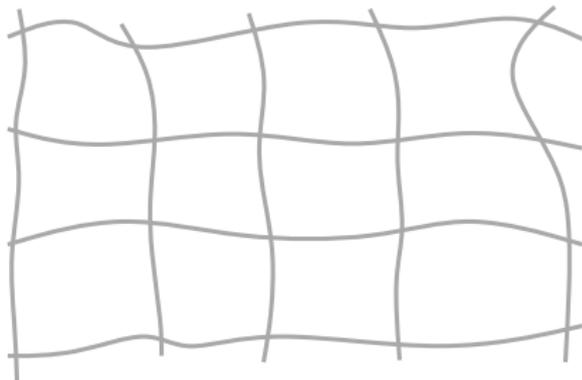
Aus der Partitionierung können wir einen anderen gleich langen Pfad ablesen der von unserer Suche gefunden wird



Farbe = Level der Kante: schwarz = Eingabe, orange = unterstes Level,
grün = mittleres Level, blau = höchstes Level

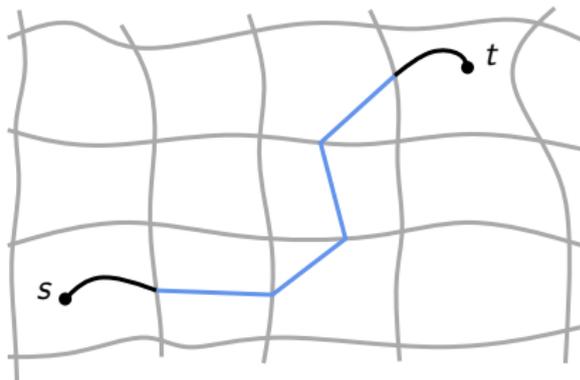
Von Shortcuts zu vollen Pfaden:

- bidirektionale Suche
- beschränkt auf die Zelle
- benutze untere Level rekursiv



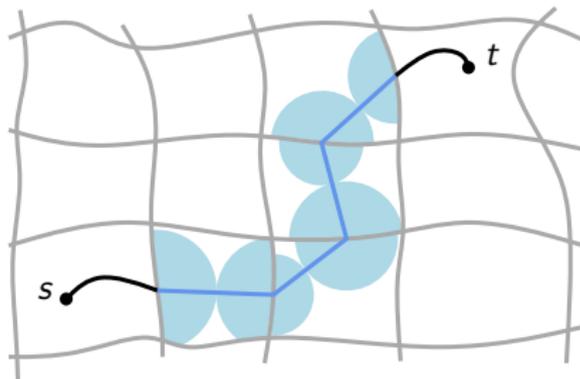
Von Shortcuts zu vollen Pfaden:

- bidirektionale Suche
- beschränkt auf die Zelle
- benutze untere Level rekursiv



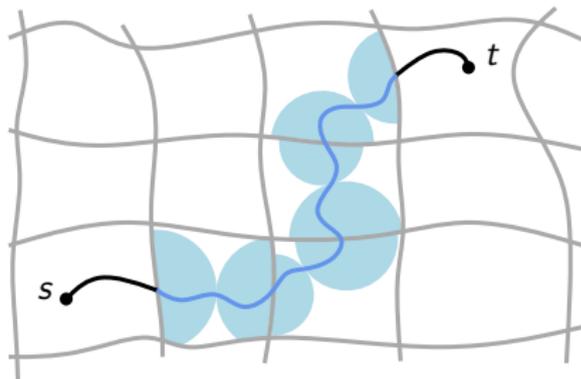
Von Shortcuts zu vollen Pfaden:

- bidirektionale Suche
- beschränkt auf die Zelle
- benutze untere Level rekursiv



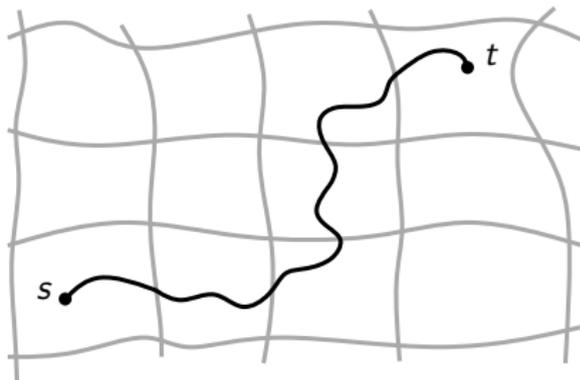
Von Shortcuts zu vollen Pfaden:

- bidirektionale Suche
- beschränkt auf die Zelle
- benutze untere Level rekursiv



Von Shortcuts zu vollen Pfaden:

- bidirektionale Suche
- beschränkt auf die Zelle
- benutze untere Level rekursiv



Wo kommt die Partitionierung her?

- Eigenes Forschungsfeld
- Gab eine eigene Vorlesung von Sanders/Schulz/Schlag zu dem Thema
- Viele Algorithmen/Softwarepakete
 - Jostle
 - Scotch
 - Metis
 - PUNCH
 - KaHip
 - FlowCutter
 - Inertial Flow
 - ...
- Kurzzvorstellung von Inertial Flow, da:
 - sehr einfach
 - kompetitive Ergebnisse auf Straßen (geht aber besser)

Idee:

- Nutze geographische Einbettung
- Basiert auf Max-Flow / Min-Cut
- Berechnet eine Bipartitionierung

Idee:

- Nutze geographische Einbettung
- Basiert auf Max-Flow / Min-Cut
- Berechnet eine Bipartitionierung

Algo:

- Für beide Diagonalen, die Horizontale und die Vertikale:
 - Projiziere Knoten auf Gerade
 - Ordere Knoten nach Position
 - Mache die bn ersten/letzten Knoten zur Quelle/Senke (Ein typischer Wert für b ist 0.25 - 0.45)
 - Berechne einen Min-Cut
- Nimm den besten der 4 berechneten Schnitte

k -Partitionierung

- Inertial Flow teilt den Graph in zwei Teile
- Um k Teile zu erhalten gibt es folgenden einfachen Algorithmus:
 - Solange man weniger als k Teile hat:
 - Zerteile das größte Teil in zwei Teile

Customizable Route Planning (CRP)

Bisher:

- Phase 1 (langsam): Vorberechnung
- Phase 2 (sehr schnell): *st*-Anfrage

Problem:

- Gewichte ändern sich → Vorberechnung muss neu gemacht werden

Neu:

- Phase 1 (langsam): Vorberechnung ohne Gewichte
- Phase 2 (schell): Gewichte/Metrik integrieren, genannt *Customization*
- Phase 3 (sehr schnell): *st*-Anfrage

1. Metrik-unabhängige Vorbereitung

- Partitionierung des Graphen
- Erstellen der Topologie des Overlay Graphen

1. Metrik-unabhängige Vorberechnung

- Partitionierung des Graphen
- Erstellen der Topologie des Overlay Graphen

2. Metrik-abhängige Vorberechnung

- Berechnung der Gewichte der Matrix-Cliquen-Einträge
- mit Hilfe von lokalen (hoch-parallelisierbaren) Dijkstra-Suchen

1. Metrik-unabhängige Vorberechnung

- Partitionierung des Graphen
- Erstellen der Topologie des Overlay Graphen

2. Metrik-abhängige Vorberechnung

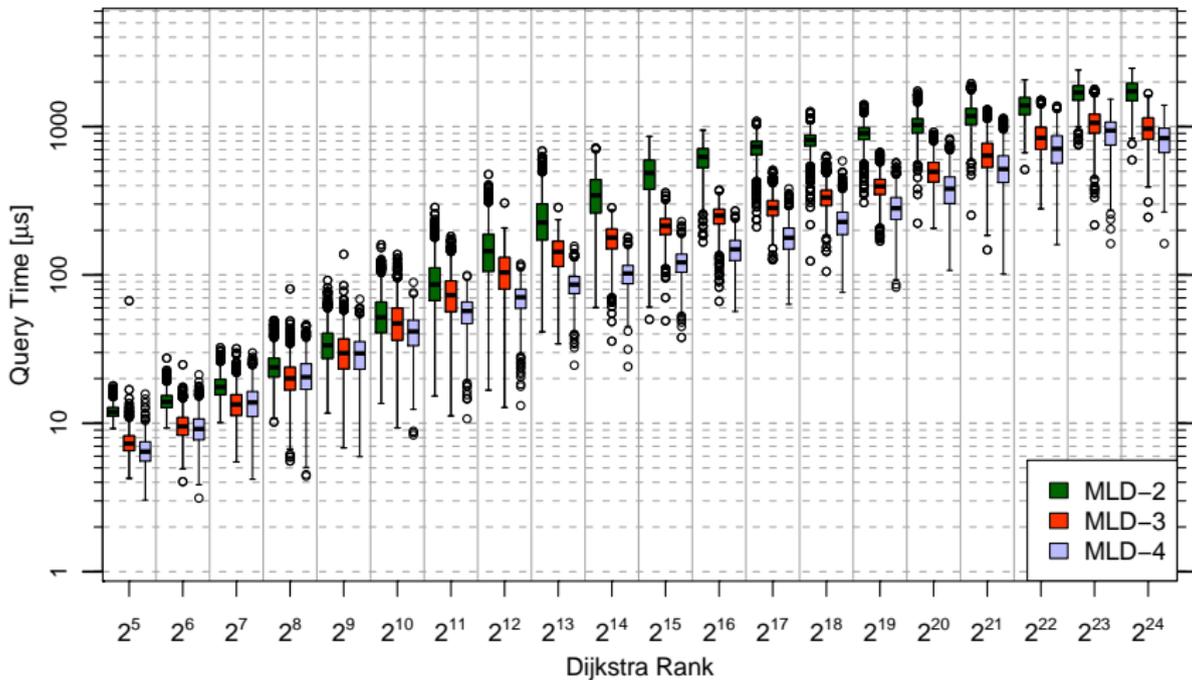
- Berechnung der Gewichte der Matrix-Cliquen-Einträge
- mit Hilfe von lokalen (hoch-parallelisierbaren) Dijkstra-Suchen

3. Queries

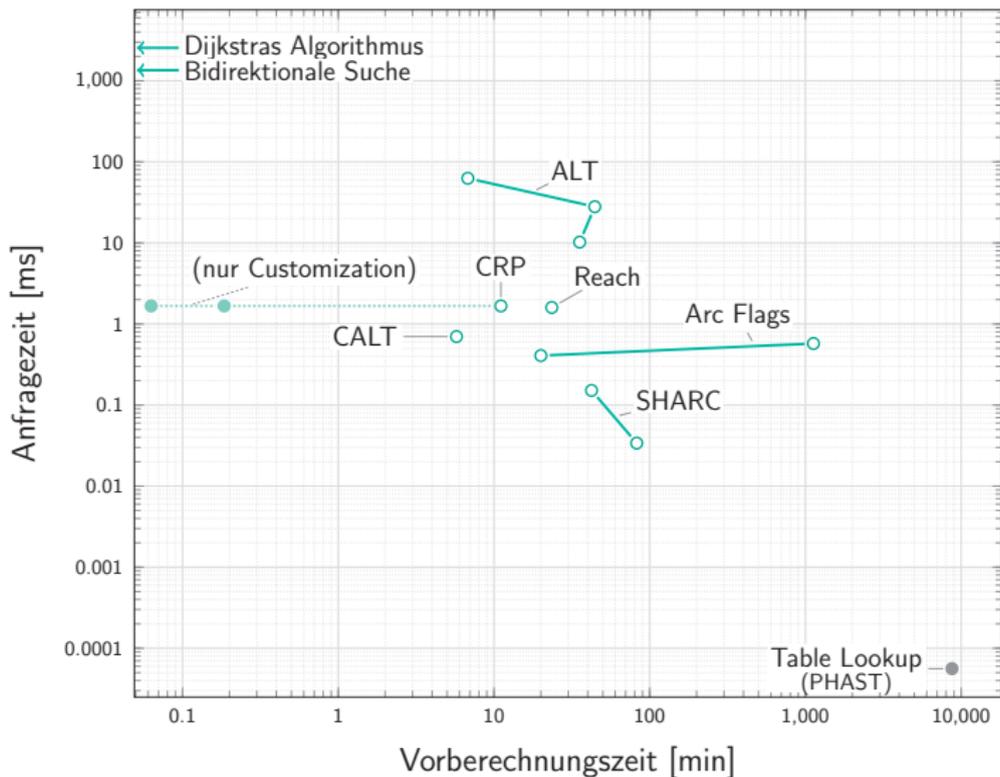
- benutze Graph und beide Vorberechnungen
- bidirektionaler Dijkstra

- Customizable Route Planning (CRP) = 3 Phasen
Problemformulierung
- Multilevel-Overlays (MLO) = Algorithmus
- **Aber:** MLO war der erste 3-Phasen-Algorithmus
→ CRP wird oft als Synonym für MLO verwendet
- **Ferner:** MLO sind auch bekannt als Multilevel-Dijkstra (MLD) oder
Multilevel Overlay Graphs (MOG)

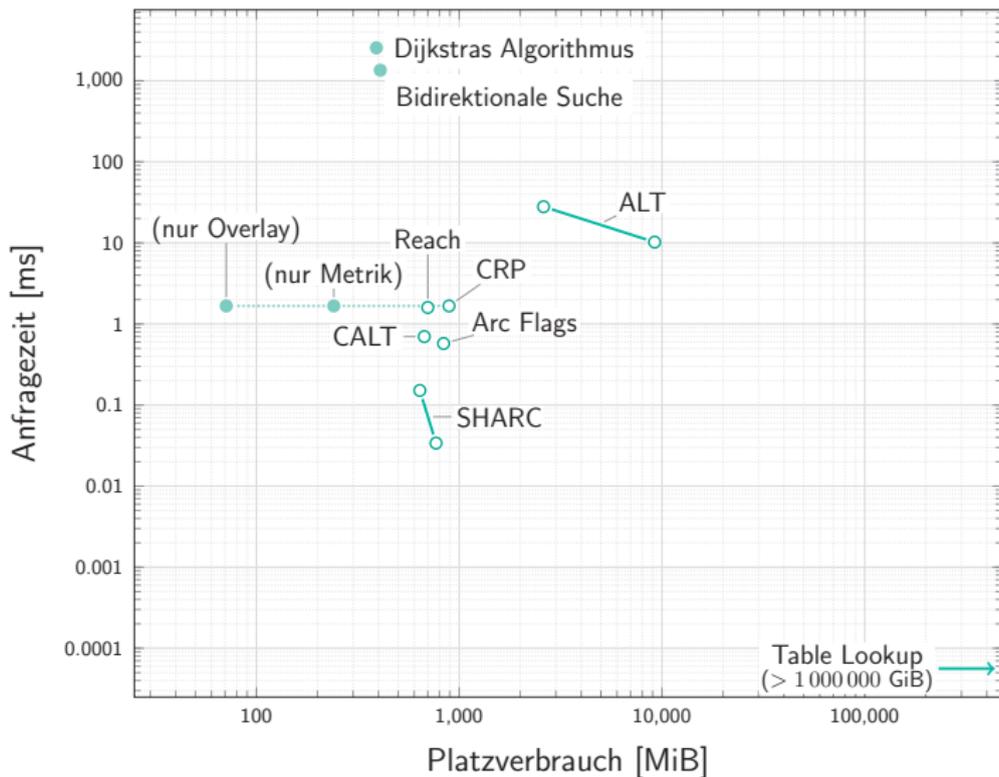
	Algorithm	Customization		Queries	
		time [s]	space [MB]	scans	time [ms]
travel time	MLD-1 [2^{14}]	4.9	9.8	45134	5.67
	MLD-2 [$2^{12} : 2^{18}$]	5.0	18.4	12722	1.79
	MLD-3 [$2^{10} : 2^{15} : 2^{20}$]	5.2	32.3	6074	0.91
	MLD-4 [$2^8 : 2^{12} : 2^{16} : 2^{20}$]	5.2	59.0	3897	0.71
distances	MLD-1 [2^{14}]	4.7	9.8	47127	6.19
	MLD-2 [$2^{12} : 2^{18}$]	4.9	18.4	13114	1.85
	MLD-3 [$2^{10} : 2^{15} : 2^{20}$]	5.1	32.3	6315	1.01
	MLD-4 [$2^8 : 2^{12} : 2^{16} : 2^{20}$]	4.7	59.0	4102	0.77



Übersicht bisherige Techniken



Übersicht bisherige Techniken



Mittwoch, 13.5.2020

Montag, 18.5.2020

Mittwoch, 20.5.2020



Daniel Delling, Andrew V. Goldberg, Thomas Pajor, and Renato F. Werneck.
Customizable Route Planning.

In Panos M. Pardalos and Steffen Rebennack, editors, *Proceedings of the 10th International Symposium on Experimental Algorithms (SEA'11)*, volume 6630 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 376–387. Springer, 2011.



Andrew V. Goldberg, Haim Kaplan, and Renato F. Werneck.
Reach for A*: Shortest Path Algorithms with Preprocessing.

In Camil Demetrescu, Andrew V. Goldberg, and David S. Johnson, editors, *The Shortest Path Problem: Ninth DIMACS Implementation Challenge*, volume 74 of *DIMACS Book*, pages 93–139. American Mathematical Society, 2009.



Ronald J. Gutman.

Reach-Based Routing: A New Approach to Shortest Path Algorithms Optimized for Road Networks.

In *Proceedings of the 6th Workshop on Algorithm Engineering and Experiments (ALENEX'04)*, pages 100–111. SIAM, 2004.

-  Martin Holzer, Frank Schulz, and Dorothea Wagner.
Engineering Multilevel Overlay Graphs for Shortest-Path Queries.
ACM Journal of Experimental Algorithmics, 13(2.5):1–26, December 2008.
-  Aaron Schild and Christian Sommer.
On Balanced Separators in Road Networks.
In *Proceedings of the 14th International Symposium on Experimental Algorithms (SEA'15)*, Lecture Notes in Computer Science. Springer, 2015.
-  Frank Schulz, Dorothea Wagner, and Karsten Weihe.
Dijkstra's Algorithm On-Line: An Empirical Case Study from Public Railroad Transport.
ACM Journal of Experimental Algorithmics, 5(12):1–23, 2000.
-  Frank Schulz, Dorothea Wagner, and Christos Zaroliagis.
Using Multi-Level Graphs for Timetable Information in Railway Systems.
In *Proceedings of the 4th Workshop on Algorithm Engineering and Experiments (ALENEX'02)*, volume 2409 of *Lecture Notes in Computer Science*, pages 43–59. Springer, 2002.