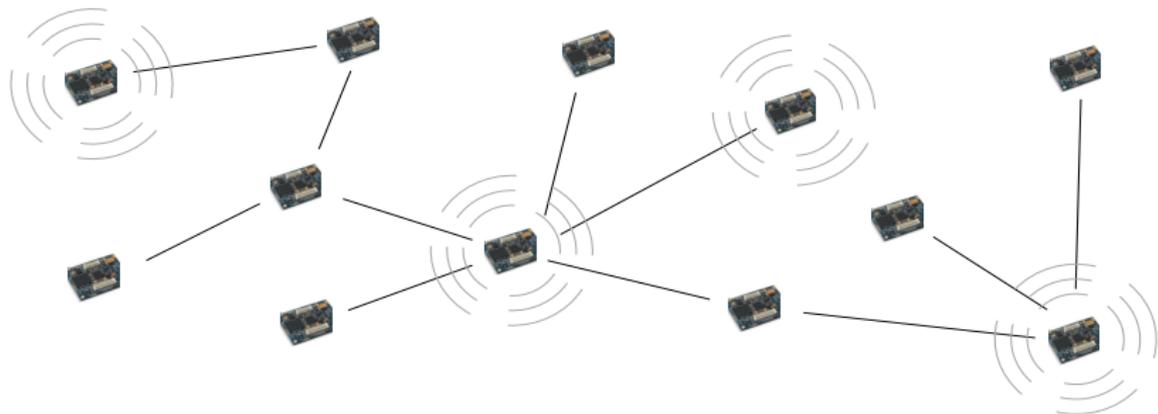


# Algorithmen für Ad-hoc- und Sensornetze

## VL 06 – Routing

Roman Prutkin | 12. Nov. 2015 (Version 1)

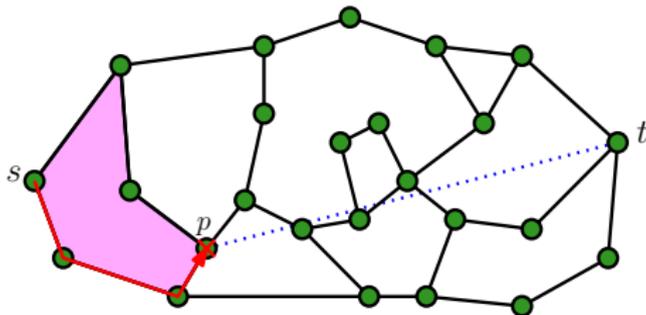
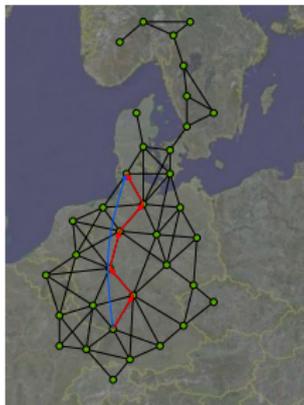
INSTITUT FÜR THEORETISCHE INFORMATIK - LEHRSTUHL FÜR ALGORITHMIK (PROF. WAGNER)



Kennt jeder Knoten seine Position und die seiner Nachbarn, kann man Pakete zu *Zielkoordinaten* routen.

- Greedy: schnell und einfach, keine garantierte Auslieferung
- Facettenrouting: Garantierte Auslieferung und Laufzeit

*Müssen Koordinaten immer die tatsächl. Einbettung widerspiegeln?*



- Greedy-Einbettungen in metrische Räume
  - Wenn Greedy Routing auf echten Koordinaten fehlschlagen kann, gibt es Koordinaten, auf denen es funktioniert?
  - zwei exotische Exemplare
- Pseudo-Geometrisches Routing
  - Greedy Routing ohne *metrische* Einbettung: Einfache Koordinaten, Routing ohne Tabellen
  - Theoretisches: Schranken
  - Praktisches: Beacon-Vector-Routing
- Compact Routing
  - Routing mit (kompakten) Routingtabellen
  - Ein neues Modell: Bounded Doubling Dimension

## Greedy Routing

Weiterleiten der Nachricht an den Nachbarn, der dem Ziel am nächsten liegt (Greedy Routing) ist erfolgreich genau dann, wenn zu jedem Knotenpaar  $s, t$  ein Nachbar  $p$  von  $s$  existiert mit  $d(p, t) < d(s, t)$ .

## Greedy-Einbettungen

Eine Einbettung in einen metrischen Raum, in der zu jedem Knotenpaar  $s, t$  ein Nachbar  $p$  von  $s$  existiert mit  $d(p, t) < d(s, t)$  heißt *Greedy-Einbettung*.  
(Erstmal: metrisch=euklidisch)

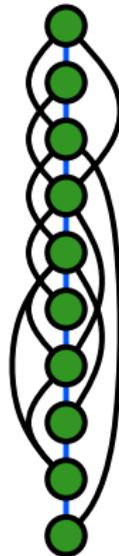
## Satz

Enthält ein Graph einen hamiltonschen Pfad, gibt es eine Greedy-Einbettung in die Ebene.

- Beweis: Sei  $v_1, v_2, \dots$  ein hamiltonscher Pfad, dann ordne den Pfad auf einer Geraden an:

$$p(v_i) := (i, 0)$$

- Entspricht bereits Greedy-Einbettung in  $\mathbb{R}$



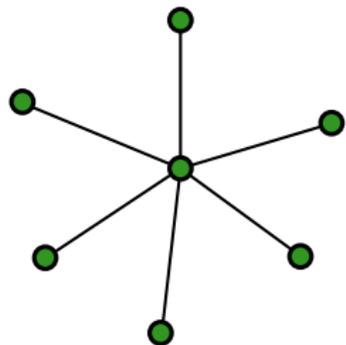
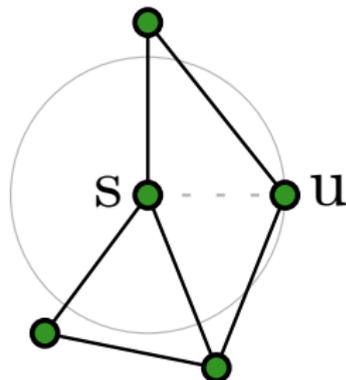
# Wann gibt es keine Greedy-Einbettungen?

## Lemma

In Greedy-Einbettungen ist jeder Knoten mit dem dichtesten Knoten verbunden.

Beweis:

- Sei ein Knoten  $s$  nicht mit dem dichtesten Knoten  $u$  verbunden.
- Knoten  $u$  hat keinen Nachbarn, der dichter an  $s$  ist als er selbst.



## Knobelaufgabe

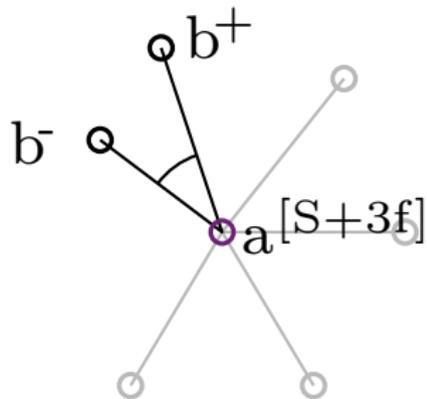
Hat  $K_{1,6}$  eine Greedy-Einbettung?

# Wann gibt es keine Greedy-Einbettungen?

## Satz

Die Graphen  $K_{k,5k+1}$  haben keine Greedy-Einbettungen in der Ebene.

- Angenommen, ein  $K_{k,5k+1}$  wäre so eingebettet:
  - Ordne jedes  $b_i$  dem dichtesten  $a_j$  zu
  - Einem  $a^*$  sind  $\geq 6$   $b_i$  zugeordnet und
  - ein Winkel zwischen zwei  $b_i$  ist  $\leq 60^\circ$
  - nenne diese  $b^-$  (dichter) und  $b^+$  (weiter weg)
  - $b^+$  ist dichter an  $b^-$  als an  $a^*$  (und damit an allen  $a_j$ )
  - dichtester Knoten an  $b^+$  ist ein  $b_i$
  - **Widerspruch!**



$\Rightarrow$  Ein hoher Durchschnittsgrad garantiert keine Greedy-Einbettung.

# Dreifach zusammenhängende planare Graphen

## Vermutung [Papadimitriou, Ratajczak, 2004]

Enthält ein Graph einen dreifach zusammenhängenden planaren Subgraphen, lässt er sich greedy in die Ebene einbetten.

- kein Widerspruch zur Vermutung:
  - $K_{1,6}$  und  $K_{2,11}$  sind planar aber nicht dreifach zusammenhängend
  - $K_{3,16}, \dots$  sind nicht mehr planar.

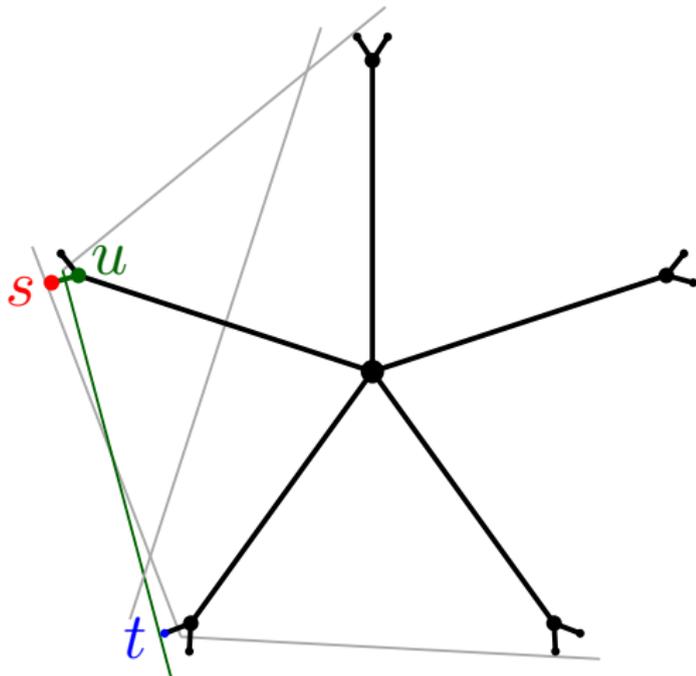
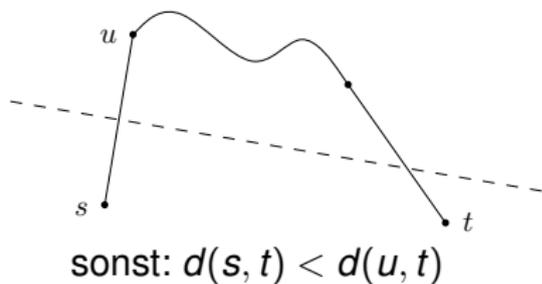
*Inzwischen gelöst:*

## Satz [Leighton, Moitra, 2008]

Jeder 3-fach zusammenhängende Graph der keinen  $K_{3,3}$  als Minor enthält ermöglicht eine Greedy-Einbettung in der euklidischen Ebene.

## Äquivalente Bedingung zu Greedy

Mittelsenkrechte an eine Kante schneidet keine andere Kante.



## Äquivalente Bedingung zu Greedy

Mittelsenkrechte an eine Kante schneidet keine andere Kante.

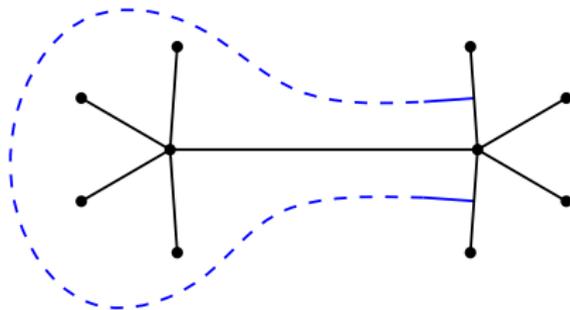
## Satz [Nöllenburg, Prutkin 2013]

Man kann in  $O(n)$  entscheiden, ob ein Baum eine GE in  $\mathbb{R}^2$  hat.

## Knobelaufgabe

Hat folgender Baum eine GE?

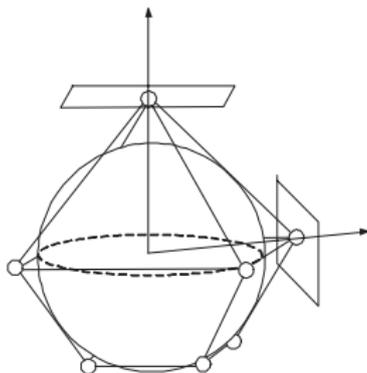
**Nein**



## Satz

Jeder dreifach zusammenhängender planare Graph lässt sich so in den  $\mathbb{R}^3$  einbetten, dass Greedy Routing mit einer geeigneten Distanzfunktion immer erfolgreich ist.

- Beweis:
  - Jeder dreifach zshg. planare Graph ist Kantengraph eines konvexen Polytops
  - sogar so, dass alle Kanten eine gemeinsamen Kugel (um 0) berühren
  - setze  $d(t, v) = -\vec{t} \cdot \vec{v}$
- keine Metrik, schwer zu verteilen



## Tree-Routing

### Vorbereitung

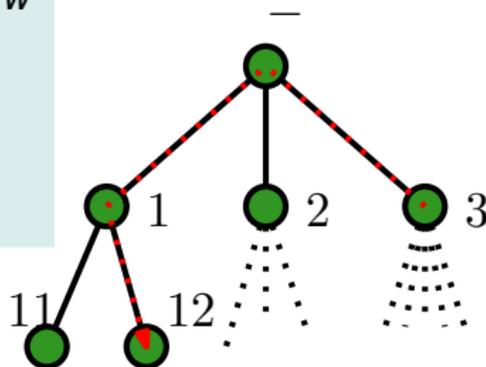
- Berechne aufspannenden Baum
- Wähle Wurzel  $w$  beliebig
- Identifiziere jeden Knoten mit Abstiegen von  $w$

### Routing

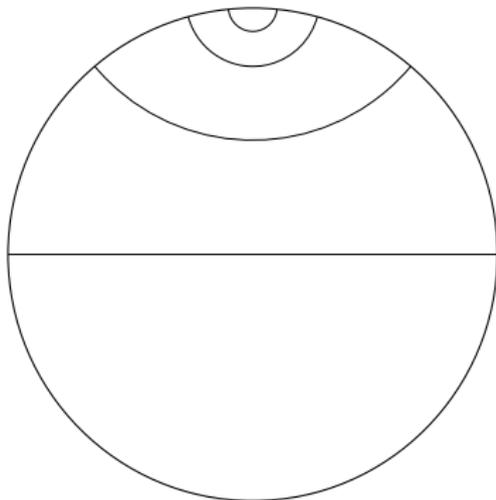
- ist  $t$  Nachfolger, steige in entsprechenden Teilbaum ab
- sonst steige auf

- Leicht zu verteilen
- Schlechter Worst-Case-Stretch:  $\Theta(n)$
- Greedy-Routing im  $\mathbb{R}^2$  möglich?

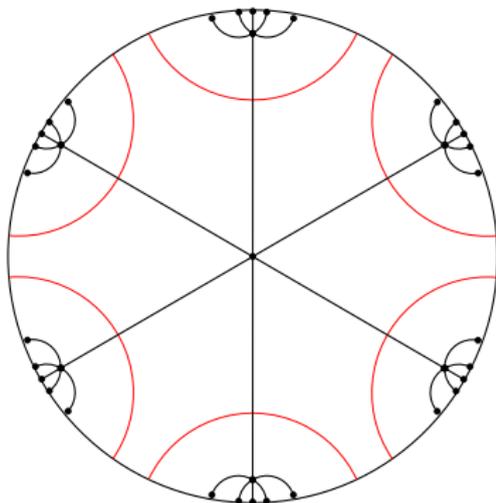
Nein! ( $K_{1,6}$ )



# Poincaré-Disk-Modell der Hyperbolischen Ebene $\mathbb{H}^2$



- Punkte liegen im Kreis mit Zentrum  $0$  und  $\infty$  am Rand
- Der Raum wird in Richtung Rand immer dichter
- Geraden: Kreise, die den Rand orthogonal schneiden



$K_{1,6}$  hat Greedy  
Einbettung in  $\mathbb{H}^2$

alle anderen  
Bäume auch

- Spiegelbilder von 0 an den Kreisbögen
- Kreisbögen sind die Mittelsenkrechten

Äquivalente Bedingung zu Greedy, gilt auch in  $\mathbb{H}^2$

Mittelsenkrechte an eine Kante schneidet keine andere Kante.

- Greedy-Einbettungen
- Pseudo-Geometrisches Routing
- Compact Routing

Die einfachsten Koordinaten, mit denen wir einen Knoten identifizieren können, sind Hop-Abstände zu ausgewählten Knoten!

- Wähle Ankerknoten  $a_1, a_2, \dots, a_k$ ,
- Jeder Ankerknoten flutet das Netz zur Abstandsmessung
- Knoten  $u$  hat Koordinaten  $(d_G(u, a_1), \dots, d_G(u, a_k)) \in \mathbb{Z}^k$

## Eindeutige Koordinaten

Ankerknoten müssen garantieren, dass jeder Knoten *eindeutige* Koordinaten  $(d_G(u, a_1), \dots, d_G(u, a_k))$  zugewiesen bekommt.

## Routing

Ankerknoten sollen eine lokale Routing-Regel ermöglichen.

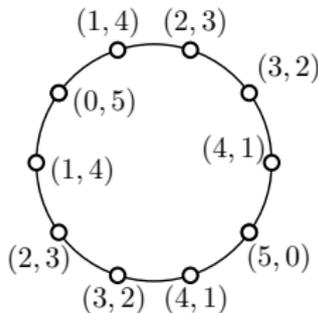
- Jeder Knoten entscheidet auf Basis seiner Koordinaten und der Koordinaten seiner Nachbarn (wie beim Georouting).

- Bei gezielter Wahl reicht 1 Ankerknoten für eindeutige Namen
  - Wähle Knoten am Ende des Pfades!
  - Routing dann klar
- Bei zufälliger Wahl reichen 2 Ankerknoten immer
  - Wenn zwei Knoten  $u, v$  dieselbe Koordinate  $d_G(u, a_k) = d_G(v, a_k)$  haben, liegt  $a_k$  genau in der Mitte (und da liegt maximal ein  $a_k$ ).
  - lokales Routing auf kürzestem Weg möglich
    - aus lokaler Information lassen sich Positionen der Anker ableiten
    - dann ist auch klar, in welche Richtung geroutet werden muss

(2, 4) (1, 3) (0, 2) (1, 1) (2, 0) (3, 1) (4, 2) (5, 3) (6, 4)

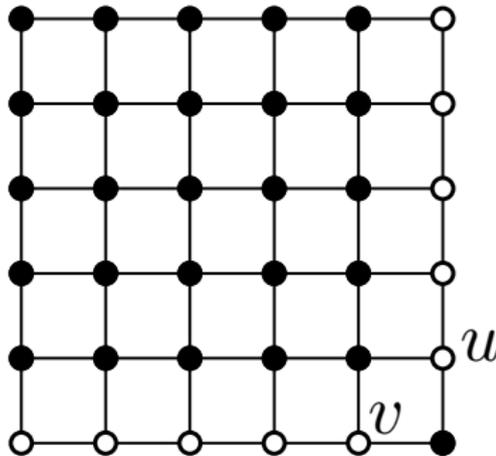


- Es reichen bei gezielter Wahl 2, bei zufälliger Wahl 3 Knoten
  - (Fast) dasselbe Argument: Haben zwei Knoten dieselben Koordinaten, dann liegt der entsprechende Anker gleich weit von beiden entfernt
    - so ein Problem entsteht bei einem Knoten immer
    - bei zwei Knoten nur dann, wenn die Anker sich gegenüberliegen!
  - Lokales Routing wieder auf kürzestem Weg möglich!
    - (Alles andere wäre auch traurig!)



# Quizfrage: Eindeutige Namen im Gitter

- Bei gezielter Wahl reichen 2 Anker
  - Knoten in den beiden oberen Ecken benennen eindeutig
  - lokales Routing wieder einfach!
- Erst  $\Theta(n)$  zufällige Knoten lösen das Problem immer!
  - Knoten  $u, v$  haben identische Abstände zu allen Ankern!
  - (Das Routingproblem klammern wir mal aus)

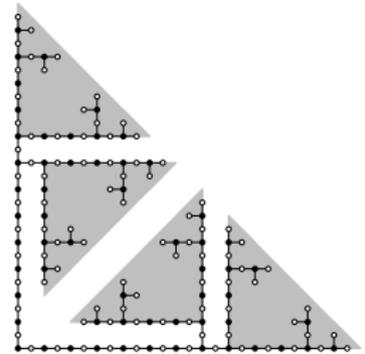


# Wieviele Knoten braucht man in UDG?

## Unit-Disk-Trees

Rekursiv definierte Bäume auf dem Gitter mit  $\Theta(n)$  Blättern (*ohne Beweis*).

- Zwei benachbarte Blätter sind nur unterscheidbar, wenn einer der beiden Anker ist!
- ⇒ selbst bei gezielter Wahl braucht man die Hälfte der Blätter, also  $\Theta(n)$  Anker!
- bei zufälliger Wahl schlimmstenfalls alle!
  - (dazu reicht schon ein kleiner Baum am Rand eines Netzes!)

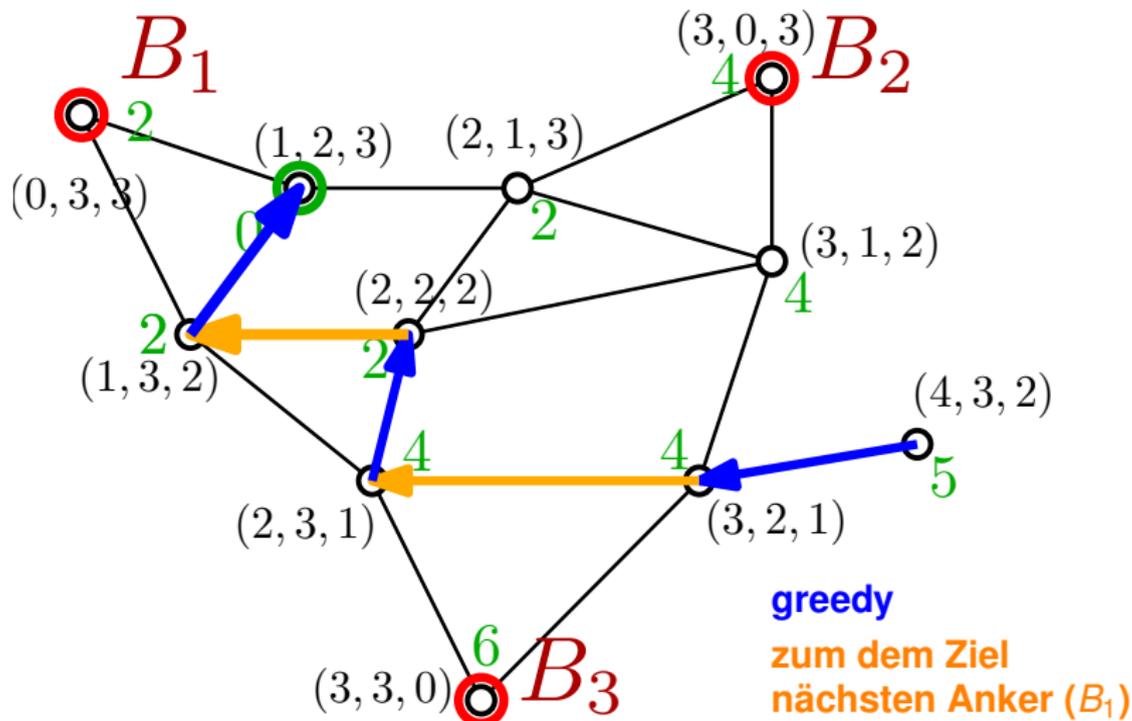


- Gute Anker zu garantieren ist sehr schwer
  - bei zufälliger Wahl sind im schlechtesten Fall alle Knoten nötig, sobald die Instanz einen kleinen Baum enthält
  - UDT geben sogar Schranke bei gezielter Auswahl
  
- Widerspricht der Praxis!
  - Netze sind keine UDT (aber auch keine Gitter)
  - schon verhältnismäßig wenige Anker reichen meist aus, um fast alle Knoten eindeutig zu benennen!

## Beacon Vector Routing

- 1  $r$  Anker  $a_i$  fluten das Netz (zufällig oder heuristisch gewählt)
  - Knoten *kennen* kompletten Abstandsvektor  $(d_G(u, a_1), \dots, d_G(u, a_k))$  von sich und Nachbarn
  - Adressen bestehen aus *eindeutiger ID* des Knotens und Abständen zu den  $k < r$  dichtesten Ankern (und deren IDs)
- 2 Knoten wählen falls möglich den Nachbarn, der metrische Abstandsfunktion  $d : \mathbb{Z}^k \rightarrow \mathbb{R}^+$  verbessert
- 3 wenn keine Verbesserung möglich, route in Richtung des dem Ziel dichtesten Ankers
  - Paket enthält bisher minimalen Abstand  $\delta^-$
  - wird unterschritten, wird wieder greedy geroutet
- 4 wenn das Paket den Anker erreicht, wird lokal geflutet
  - Radius ist bekannt!

# Ein einfaches Beispiel ( $L_1$ -Metrik)



## Beobachtung

Die Information von Landmarken, denen man näherkommen will:

$$d_G(B_i, t) < d_G(B_i, v),$$

ist wertvoller als die Information von Landmarken, von denen man sich entfernen muss.

- Intuition: Es gibt weniger Wege zu einem Anker als von einem Anker weg

## Alternative Metrik

$$\delta_+(v, t) = \sum_{i=1}^k \max(v_i - t_i, 0), \quad \delta_-(v, t) = \sum_{i=1}^k \max(t_i - v_i, 0)$$

verkleinere  $\delta_+$  möglichst stark, als Tie-Break:  $\delta_-$

⇒ *Macht Fallback nicht unmöglich, aber unwahrscheinlicher...*

- Greedy-Einbettungen
- Pseudo-Geometrisches Routing
- **Compact Routing**

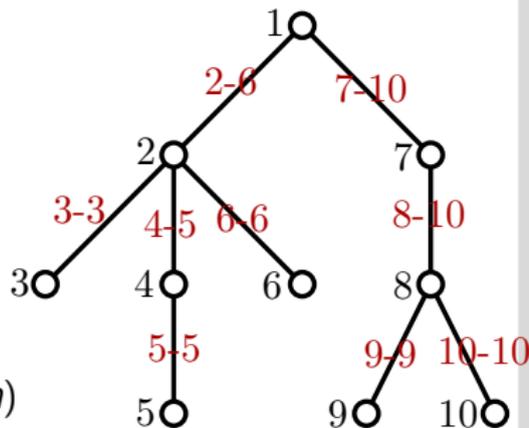
Als *kompakt* bezeichnet man alle Routingverfahren, die garantiert mit Routingtabellen mit  $o(n)$  Bits lokalem Speicher auskommen.

- Knoten entscheiden auf Basis von Zieladresse und Information im Speicher, an welchen Nachbarn sie ein Paket schicken
- Unterscheidung: labeled vs. name-independent
  - labeled: Knoten können IDs wählen
  - name-independent: Knoten müssen mit ursprünglichen IDs adressiert werden

Tradeoff lokaler Speicher / Routing Stretch!

# Einfaches Beispiel: Intervall Routing

- beliebige Wurzel spannt Baum auf
- Knoten werden in Pre-order numeriert
- jeder Knoten merkt sich, welche IDs in welchem Teilbaum liegen
- alle anderen IDs werden Richtung Wurzel geroutet
- $O(\deg(v) \log n)$  Bits reichen aus!
- aber: Wege können sich um Faktor  $\Theta(n)$  verlängern! (Beispiel?)



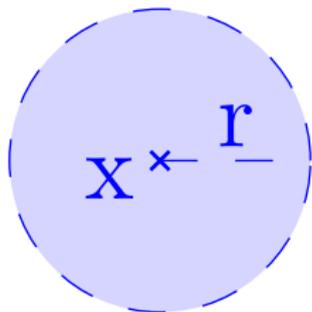
## Klassisches Resultat (ohne Beweis)

In allgemeinen Graphen ist, wenn Knoten nicht umbenannt werden dürfen, mit  $o(n)$  Bits kein Stretch  $< 3$  für alle Knotenpaare möglich!

## Definition

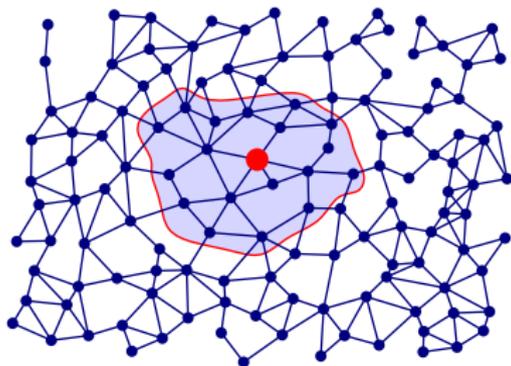
In einem metrischen Raum ist ein *Ball*  $B(x, r)$  um ein Element  $x$  die Menge aller Elemente mit  $d(x, y) \leq r$ .

- $\mathbb{R}^2, \mathbb{R}^3$  mit euklidischen Abständen



⇒ Kreise, Kugeln

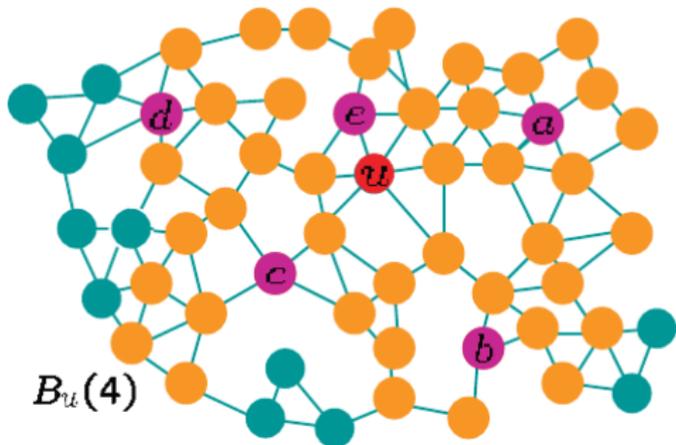
- Graph  $G$  mit hop-Abständen  $d_G(u, v)$



⇒  $r$ -hop-Nachbarschaften

## Definition

Ein Graph hat „Doubling Dimension“  $\alpha$ , wenn sich die  $k$ -hop-Nachbarschaft jedes Knotens mit maximal  $2^\alpha$   $k/2$ -hop-Nachbarschaften von anderen Knoten abdecken lässt.



Ab jetzt gehen wir von einer konstant beschränkten DD aus!

## Knobelaufgabe

Gibt es UDG, die keine konstant beschränkte DD haben?

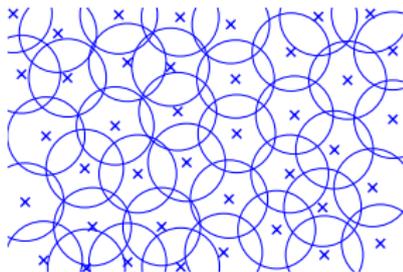
Bild: Roger Wattenhofer

## Definition

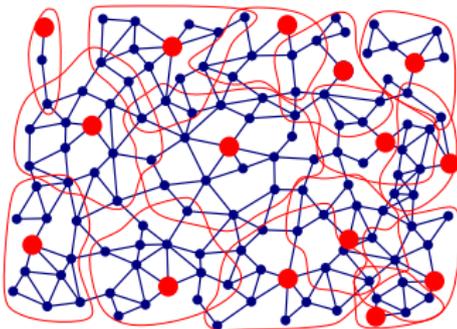
Ein  $\rho$ -Netz in einem metrischen Raum ist eine Teilmenge  $U \subset V$  von Zentren mit

- für jedes  $v \in V$  gibt es ein  $u \in U$  mit  $v \in B(u, \rho)$
- für alle  $u, u' \in U$  gilt:  $u' \notin B(u, \rho)$

- euklid.  $\mathbb{R}^2, \mathbb{R}^3$



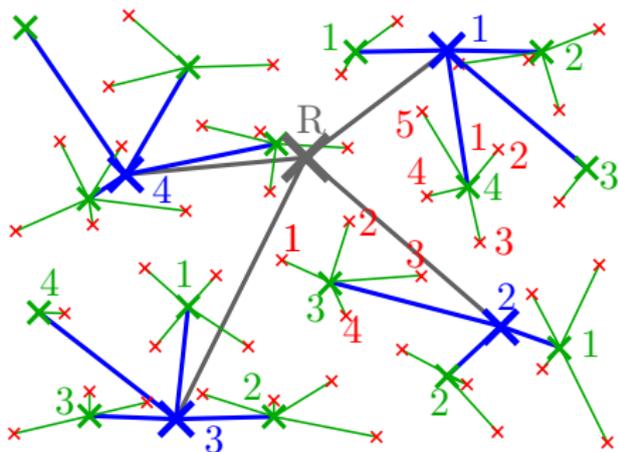
- Graphen



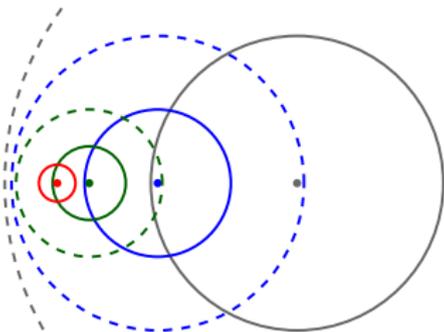
- Zentral leicht berechenbar: Entferne sukzessive Knoten  $u$  mitsamt  $\rho$ -Nachbarschaft aus  $G$ .

Angenommen, ich habe  $\rho$ -Netze für  $\rho = 1, 2, 4, \dots$ , nämlich  $U_1, U_2, U_4, \dots$  und jedes  $x$  kennt jedes  $u \in U_\rho$  mit  $x \in B(u, \rho)$ , wie hilft mir das?

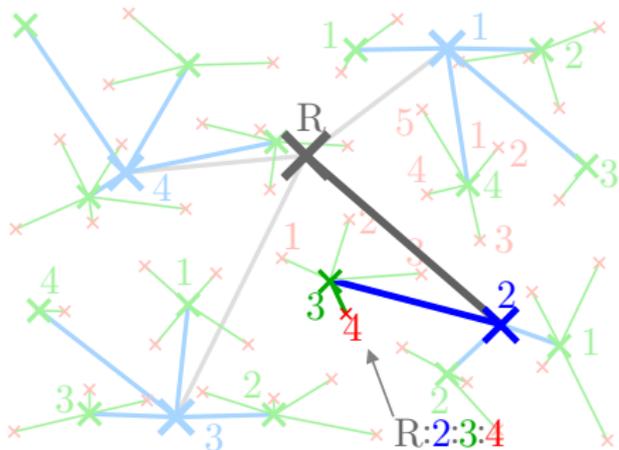
- Jedes  $u' \in U_\rho$  kennt dichtestes  $u \in U_{2\rho}$  ( $u' \in B(u, 2\rho)$ )  
 $\Rightarrow u'$  wird Kind von  $u$
- Jedes Zentrum numeriert Kinder  
 $\Rightarrow$  Eindeutige Adressen aller Zentren!  
 $\Rightarrow$  ID aus  $O(\log \Delta \cdot \log D)$  Bits



Angenommen, ich habe  $\rho$ -Netze für  $\rho = 1, 2, 4, \dots$ , nämlich  $U_1, U_2, U_4, \dots$ , eindeutige Adressen für jedes Zentrum und jedes  $x$  kennt jedes  $u \in U_\rho$  mit  $x \in B(u, 2\rho)$ , wie hilft mir das?



- Jeder Knoten speichert den Teilbaum aus Zentren, in deren verdoppeltem Radius er sich befindet
- Namensgebende Zentren werden markiert



- Jeder Knoten aus einem  $\rho$ -Netz flutet seine  $2\rho$ -Nachbarschaft
- Knoten merken sich alle ankommenden Nachrichten
  - Dank **Doubling Dimension**  $\alpha$  sind das nur  $2^{2\alpha}$  (also konstant viele) pro Ebene (ohne Beweis);  $\lceil \log D \rceil$  Ebenen
  - Kodiere nächsten Hop mit  $\log \Delta$  Bits; Routingtabelle mit  $O(\log \Delta \cdot \log D)$  reicht aus, um alle bekannten Zentren zu erreichen

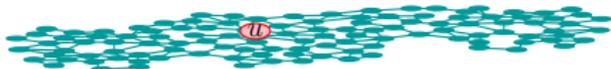
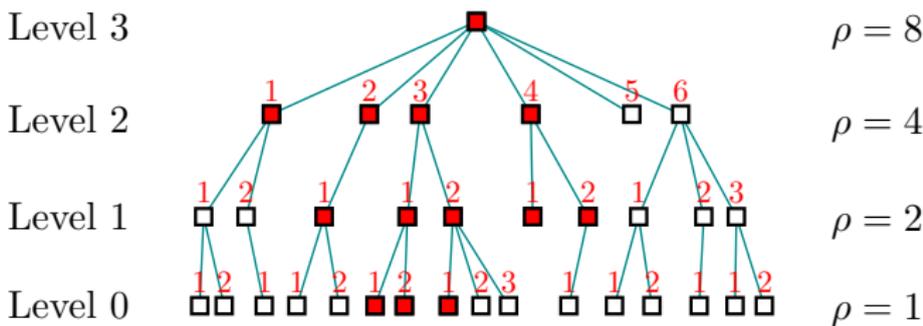


Bild: Roger Wattenhofer

Um ein Paket zu einem Knoten zu routen, wird es zum niedrigsten bekannten Zentrum geschickt, das in der Adresse des Zielknotens auftaucht.

- Bsp: u schickt ein Paket an **R:2:1:1** direkt an **R:2:1**
- Jedes Level- $i$ -Zentrum kennt alle adressierbaren Level- $i - 1$ -Zentren
- Stretch ist konstant, kann bis auf  $1 - \epsilon$  reduziert werden (o. B.)

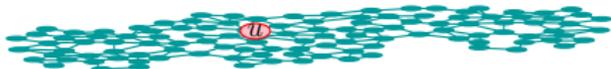
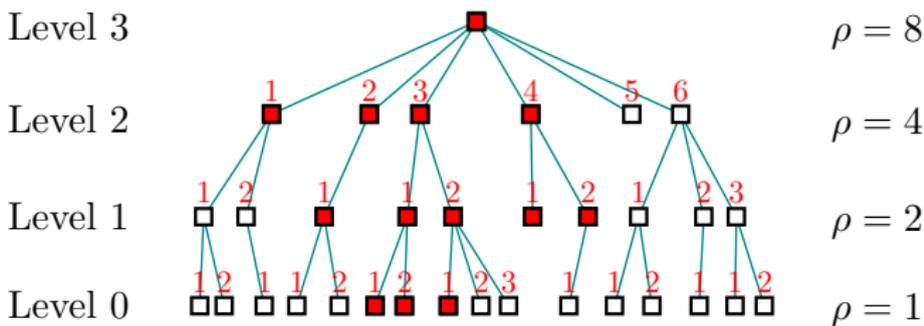


Bild: Roger Wattenhofer

- Greedy-Einbettungen
  - Wann kann man einen Graphen so einbetten, dass klassisches Greedy-Routing immer funktioniert?
  - Vor allem theoretisch interessantes Problem
- Pseudo-Geometrisches Routing
  - Theorie: Auf Basis von Anker-Abständen zu routen ist nicht so leicht umzusetzen (viele Anker, Routing-Funktion?)
  - Praxis: Beacon-Vector-Routing sehr einfach und erfolgreich
- Compact Routing
  - klassische Untersuchung des Tradeoffs zwischen Stretch und lokalem Speicher
  - Neue Graphenmodelle lassen bessere Lösungen zu!

- 1 C. H. Papadimitriou, D. Ratajczak: *On a conjecture related to geometric routing*. In: Theor. Comput. Sci., 344(1):3–14, 2005
- 2 M. Wattenhofer, R. Wattenhofer, P. Widmayer: *Geometric Routing without Geometry*. In: 12th Colloquium on Structural Information and Communication Complexity (SIROCCO), 2005
- 3 R. Fonseca, S. Ratnasamy, J. Zhao, C. T. Ee, D. Culler, S. Shenker, I. Stoica: *Beacon Vector Routing: Scalable Point-to-Point Routing in Wireless Sensor Networks*. In: Proceedings of the Second USENIX Symposium on Networked Systems Design and Implementation (NSDI), 329–342, 2005
- 4 R. Flury, R. Wattenhofer: *Routing, Anycast, and Multicast for Mesh and Sensor Networks*. In: 26th Annual IEEE Conference on Computer Communications (INFOCOM), 2007
- 5 M. Nöllenburg, R. Prutkin: *Euclidean Greedy Drawings of Trees*. In: 21st European Symposium on Algorithms (ESA), 2013

## Quizfrage

Hat jeder UDG konstant beschränkte Doubling Dimension?

- Nein, alle Knoten liegen in Entfernung  $2k$  vom blauen Knoten, aber rote Knoten haben disjunkte  $k$ -Nachbarschaften!

