Teil III: Routing - Inhalt I

UDG ohne Einschränkungen

Weitere Fragestellungen

- Kosten
- Multicast
- Datenaggregation
- Datenzentrisches Routing

Verallgemeinerung des $\Omega(1)$-Modells I

Definition 17
Sei G ein Unit Disk Graph. Falls der Grad jedes Knoten durch eine vorgegebene Zahl k beschränkt ist, heißt G Bounded Degree Unit Disk Graph (BDUDG) der Ordnung k.

Verallgemeinerung des $\Omega(1)$-Modells II

Lemma 18
Sei ein Unit Disk Graph G im $\Omega(1)$-Modell gegeben mit Konstante d_0. Dann ist G ein Bounded Degree Unit Disk Graph der Ordnung $4/d_0^2 + 4/d_0 + 1$.

AFR auf Bounded Degree Unit Disk Graphen

Satz 19
Seien c die Kosten einer optimalen Route. In zusammenhängenden planaren Teilgraphen eines Bounded Degree Unit Disk Graphen ist Adaptive Face Routing stets erfolgreich. Für die drei betrachteten Kostenfunktionen c_k, c_d und c_E sind im Worst-Case die Kosten des Algorithmus in $\Theta(c^2)$.

AFR auf Bounded Degree Unit Disk Graphen
Beweisidee

- Kostenfunktionen auf s-t-Wegen mit $d(s,t) > 1$ sind asymptotisch äquivalent auf BDUDG
  - Ersetzt Kostenäquivalenz im $\Omega(1)$-Modell
- In Kreis mit Radius 1 sind höchstens $k+1$ Knoten
  - Ergibt ähnliches Flächenargument wie im $\Omega(1)$-Modell

Linear beschränkte Kostenfunktionen

Definition 20

Eine Kostenfunktion $c(d)$ heißt linear beschränkt falls

$$\lim_{d\to 0} \frac{c(d)}{d} > 0.$$

Nicht linear beschränkte Kostenfunktionen heißen superlinear.

Bemerkung

Die konstante und euklidische Kostenfunktionen sind linear beschränkt, die Energiekosten sind superlinear.

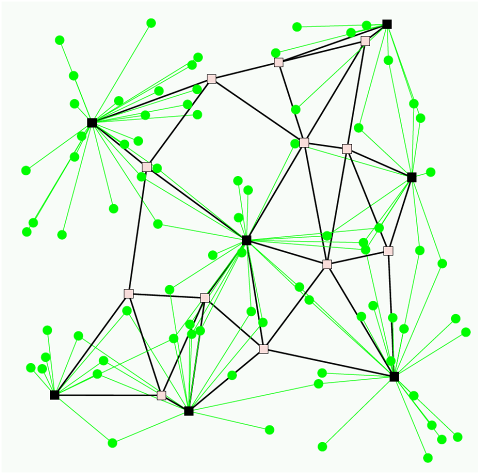
Allgemeine Unit Disk Graphen

- Verwende einen „Backbone“ Graph welcher
  - Bounded Degree Unit Disk Graph,
  - Spanner bzgl. linear beschränkten Kostenfunktionen und
  - Connected Dominating Set ist.

Algorithmus AFR-Backbone

1. Falls s kein Dominator schicke Nachricht an Dominator
2. Führe AFR auf planarem Teilgraph des Backbone aus
3. Falls Dominator v mit $d(v,t) \leq 1$ erreicht ist
4. Schicke Nachricht direkt zu t

AFR-Backbone – Beispiel



AFR mit Backbone auf allgemeinen UDG

Satz 21

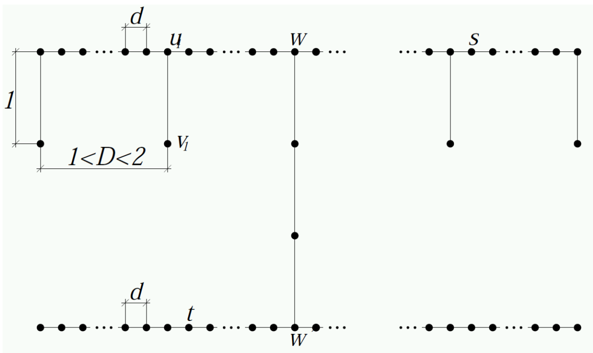
Seien c die Kosten einer optimalen Route. In zusammenhängenden Unit Disk Graphen ist der Algorithmus AFR-Backbone stets erfolgreich. Für linear beschränkte Kostenfunktionen sind im Worst-Case die Kosten des Algorithmus in $\Theta(c^2)$.

Superlineare Kostenfunktionen
Satz

Satz 22

Sei p^* die optimale Route bzgl. einer superlinearen Kostenfunktion $c(\cdot)$. Dann gibt es keinen lokalen geometrischen Algorithmus, dessen Kosten beschränkt sind durch eine Funktion von $c(p^*)$.

Superlineare Kostenfunktionen
Beweisskizze



Kostenvorteil in Funknetzen

- Bei einmaligem Senden alle Nachbarn erreicht
- Bisherige Kostenmodelle
  - Summiere über die Kommunikationskosten pro Kanten
- Kostenmodell für Funknetze
  - Summiere über die maximalen Kommunikationskosten pro Knoten

Multicast

- Sende Daten von einem Startknoten zu mehreren Zielknoten
- Gegeben
  - Graph $G = (V, E)$
  - Kantengewichte c
  - Startknoten s, Zielknoten $U \subset V$
- Problem
  - Gesucht: Baum minimalen Gewichts, der s und alle Knoten U enthält
  - Solch ein Baum heißt Steinerbaum
  - Das Steinerbaumproblem ist $\mathcal{NP}$-schwer
  - Approximationsalgorithmen, z.B. ähnlich wie die MST-Algorithmen

Multicast – Andere Kosten

- Beispiel eines Kostenmodells in Funknetzen:
  - Betrachte gerichtete Version eines Multicastbaum T
    - Wurzel s
    - Kanten zeigen von der Wurzel weg
  - Minimiere

$$\sum_{u \in T} \max_{e=(u,v) \in T} c(e)$$

Datenaggregation

- Empfange Daten an Senke s von mehreren Quellen $U \subset V$
- Zwischenknoten können Informationen verarbeiten, z.B.
  - Duplikate unterdrücken oder
  - Sensordaten auswerten
- „Umgekehrtes“ Multicast-Problem
- Gesucht
  - Baum mit Wurzel s, der alle Knoten U enthält
  - Kanten sind von Blättern zur Wurzel gerichtet

Kosten

- Sei $d(e)$ die Anzahl der Quellen im Teilbaum „unter“ e
- Modelliere Datenaggregation durch Funktion $f : \mathbb{R}_0^+ \to \mathbb{R}_0^+$
- Kosten eines Baumes T:

$$\sum_{e \in T} c(e) \cdot f(d(e))$$

- Beispiele
  - Unterdrückung von Duplikaten: $f(d(e))$ konstant für $d(e) \geq 1$
  - Keine Datenaggregation: $f(d(e)) := d(e)$
  - Bei Informationsverarbeitung an Knoten liegt f typischerweise zwischen diesen Extremfällen

Fragestellungen

- f ist als gegeben vorausgesetzt
  - Approximationsalgorithmus mit konstantem Faktor
  - Steinerbaumproblem ist Spezialfall (bei konstantem f)
- Bestimme Lösung, die gut ist „für alle $f \in \mathcal{F}$“
  - $\mathcal{F}$ sind konkave, nicht fallende Funktionen
  - Minimiere $\max_{f \in \mathcal{F}} c_{\mathcal{A}}(f)/c_{\mathrm{OPT}}(f)$
  - $O(\log k)$ Approximationsalgorithmus (bei k Quellen)

Problemstellung

- Bisherige Routingalgorithmen
  - Punkt zu Punkt Kommunikation
  - Zieladresse bekannt
- Datenzentrisches Routing: Szenario
  - An einem (oder mehreren) Knoten im Sensornetz wird Anfrage gestellt
  - Spezifikation der angeforderten Daten, z.B.
    - Bewegung in einem Gebiet X (Angabe der Koordinaten)
  - Broadcast dieser Anfrage (evtl. geographisch eingeschränkt)
  - Sensorknoten, die Informationen bzgl. der Anfrage haben, senden diese zurück zur Quelle

Beispiel: Directed Diffusion

- Kombination von
  - Datenzentrischem (und evtl. geographischem) Routing
    - Broadcast der Anfrage
    - Evtl. mittels geometrischem Routing
  - Datenaggregation
  - Dynamischem Routing
- Konzept des „Reinforcement“
  - Bestimme einen „besten“ Pfad zur Übermittlung von Sensordaten für eine Anfrage
  - Robust bzgl. dynamischen Änderungen im Sensornetz