

AD-HOC-NETZWERKE

2. Geometrische Strukturen

Unit Disk Graph (UDG) :

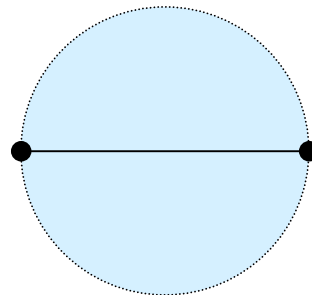
Es sei eine Menge V von Knoten in der Euklidischen Ebene gegeben;
 $UDG(V)$ ist nun so definiert, dass zwischen zwei Knoten u, v genau dann
eine Kante uv existiert, wenn $\|uv\| \leq 1$.

Der UDG wird zur Modellierung von Ad-hoc-Netzen benutzt.

Gabriel Graph (GG):

Der $GG(G)$ enthält eine Kante uv genau dann, wenn $disk(u, v)$ keinen Knoten w aus
 V enthält mit Kanten uw, vw , so dass

$$\|uw\| < \|uv\| \text{ und} \\ \|wv\| < \|uv\| \text{ ist}$$

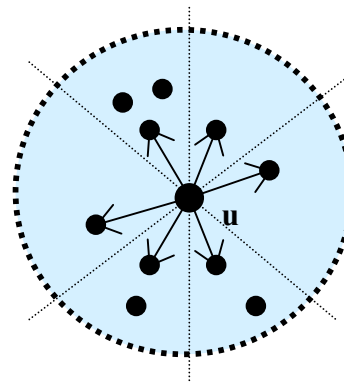


Der Yao-Graph:

Sei $k \geq 6$, k aus \mathbb{N} , $G=(V, E)$ und $E \neq \{\}$

Für alle u aus V bilden k Strahlen,
die in gleichem Winkel voneinander
aus u herausgehen, k Kegel.

In jedem Kegel wird nun
die kürzeste Strecke von u
zu einem Knoten v gesucht
und eine gerichtete Kante erstellt



Delaunay Triangulation:

Die Delaunay Triangulation ist eine Triangulation einer Punktmenge, wobei der Umkreis eines Dreiecks keine weiteren Punkte dieser Menge enthält.

3. Spanner

t-Spanner:

So genannte dünne Spanner sind Graphen, in welchen die kürzesten Wege, hinsichtlich einer bestimmten Größe, nicht besonders lang sind. Dünne Spanner garantieren beispielsweise, dass Verzögerungen durch den Wegfall von Verbindungen unter Kontrolle gehalten werden. Dünne Spanner garantieren beispielsweise, dass Verzögerungen durch den Wegfall von Verbindungen unter Kontrolle gehalten werden.

Der *Stretch Faktor* t eines Untergraphen G' von G beschreibt das Verhältnis eines kürzesten Weges zwischen zwei Knoten, u, v aus V , in G und in G' . Ein Untergraph mit konstantem *Stretch Faktor* t wird ein t -Spanner, und falls er eine lineare Anzahl an Verbindungen hat, ein *Sparse Spanner* genannt.

Ein unbegrenzter $\deg(u)$ kann leicht einen starken Overhead an u produzieren, daher ist es ein Ziel sowohl *indeg* wie auch *outdeg* zu begrenzen, bei Beibehaltung der Leistungs-Effizienz

→ Sink Structure YG_k^*

K-lokalisiertes Delaunay Dreieck Δuvw :

Der Umkreis von Δuvw , $disk(u, v, w)$, enthält kein s aus V mit s ist ein k -Nachbar von u , v oder w . e aus $E(\Delta uvw)$ $\|e\| \leq 1$.

Der K-lokalisierte Delaunay Graph $LDel^{(k)}(V)$ besteht genau aus allen Gabriel Kanten und allen k -lokalisierten Delaunay-Dreiecken

Wir definieren eine Sequenz von k-lokalisierten Delaunay Graphen $LDel^{(1)}(V) \dots LDel^{(n)}(V)$ mit folgenden Eigenschaften :

- Alle diese Graphen sind t-spanner des UDG .
- Für alle $1 \leq k \leq n$
 - (1) $UDel(V) \sqsupseteq LDel^{(k)}(V)$
 - (2) $LDel^{(k+1)}(V) \sqsupseteq LDel^{(k)}(V)$
- Für alle $2 \leq k \leq n$
 - (3) $LDel^{(k)}(V)$ sind planar
- (4) $LDel^{(1)}(V)$ ist nicht immer planar

4. Übertragungsleistungskontrolle

Wie kann die Leistung so zugewiesen werden, dass das Netzwerk optimal (sparsam) verbunden ist ?

Die Zuweisung der Leistung ist eine Funktion $f: V \rightarrow \mathbb{R}$

Die *Maximalen Kosten* einer Zuordnung f sind $mc(f) = \max_{v_i \text{ aus } V} f(v_i)$

Die *Totalen Kosten* sind $sc(f) = \sum_{v_i \text{ aus } V} f(v_i)$

Das **min-max Zuordnungs-Problem** besteht darin, eine vollständige Zuordnung f zu finden, dessen Kosten $mc(f)$ minimal sind.

Der beste bekannte, verteilte Algorithmus löst dieses Problem in $O(n \log n)$.

Das **min-total Zuordnungs- Problem** besteht darin, eine vollständige Zuordnung f zu finden, dessen Kosten $sc(f)$ minimal sind.

Dieses Problem ist NP-Schwer, kann jedoch mit relativer Güte 2 approximiert werden.

5. Clustering, Virtueller Backbone

Sei M aus V , $G=(V,E)$.

$N[M] = \{u \text{ aus } V \mid u \text{ aus } M \text{ oder } u \text{ adjazent zu } v \text{ aus } M\}$

Für $N[M] = V$, heißt M **Dominierende Menge (Dominating Set)**

M heißt *zusammenhängende dominierende Menge*, falls der von M induzierte Untergraph zusammenhängend ist.

In einer **hierarchischen Struktur** werden nur eine bestimmte Anzahl von Knoten (der **virtuelle Backbone**) zur Weiterleitung von Nachrichten benutzt. Zur Konstruktion wird die Zusammenhängende Dominierende Menge benutzt.

Eine Menge S von Knoten heißt **Unabhängige Menge (Independent Set)**, falls für alle Paare von Knoten aus S keine Kante zwischen ihnen existiert.

Ein Algorithmus, welcher eine maximale Unabhängige Menge berechnet, wird **Clustering Methode** genannt.

Einige Approximationsalgorithmen für CDS beruhen darauf, dass eine maximale Unabhängige Menge auf jeden Fall eine Dominierende Menge darstelle.

6. Broadcasting & Multicasting

Es existieren 3 Grundlegende Broadcast Heuristiken:

- Den Minimal aufspannenden Baum (MST)
- Den Kürzesten-Wege Baum (SPT)
- Das Broadcasting Incremental Power (BIP)

Jedes Broadcast Routing wird als gerichteten Baum T , mit dem Sender als Wurzel, betrachtet.

Ein Blatt benötigt keine Leistung, da es an niemanden weitersenden muss. Sonst wird einem Knoten die β . Potenz der längsten zu ihm inzidenten Kante zugeordnet. Die Gesamtbenötigte Energie ist die Summe der Einzelenergien aller Knoten in T