TODO: Der Titel Ihrer Seminararbeit

Tim Budweg

***Zusammenfassung*—TODO: Die Zusammenfassung zu Ihrer Seminarausarbeitung.**

***Index Terms*—TODO: Stichworte zu Ihrem Seminarthema.**

I. EINLEITUNG

Es gibt viele Anwendungsbereiche für drahtlose Sensornetze. Zum Beispiel können Waldbrände oder Tsunamis durch ein Frühwarnsystem, welches durch ein Sensornetz realisiert wird, schneller erkannt werden. Sowohl in diesem Beispiel als auch in anderen Anwendungsgebieten ist es gewünscht, dass alle gesendeten Nachrichten ankommen. Garantierte Nachrichtenauslieferung wird von mehreren Algorithmen bereits erreicht (z.B.: Face-Routing: siehe [1]). Jedoch müssen dafür bestimmte Voraussetzungen an das Sensornetz erfüllt sein. Die wichtigste Voraussetzung ist die Planarität des Netzes, das heißt, dass keine Kantenschnitte existieren dürfen. Diese Planarität zu erreichen ist ein wichtiges Ziel von *Topologiekontrollen*.

Ein weiterer Punkt ist, dass diese Netze willkürlich groß werden können. Deshalb führt ein *zentralisierter* Algorithmus zu einer sehr langen Laufzeit mit hohem Energieverbrauch, weil Nachrichten in Abhängigkeit von der globalen Netzgröße verschickt werden müssen. Dieses Problem wird durch einen streng lokalen Algorithmus gelöst. Der hier behandelte Algorithmus ist sowohl streng lokal, als auch ein *t-Spanner* des Ausgangsgraphen. *t-Spanner* geben den größtmöglichen Umweg an, der entsteht, wenn man einen (speziellen) kantenlöschenden Algorithmus auf einen Graphen anwendet. Diese Thematik wird im Folgenden anhand des Artikel von [2] erläutert. Dort wurde ein streng lokaler Algorithmus aufbauend auf den *Delaunay Graphen* angewandt. Das Ergebnis ist ein Graph, welcher im Bezug zum euklidischen Graphen einen *stretch-factor* von $t = 3.54$ und zusätzlich eine Beschränkung des Ausgangsgrad eines Knoten von $k = 14$ hat.

A. Graphen

1) Euklidischer Graph: Ein euklidischer Graph ist ein spezieller Graph. Alle Knoten sind mit allen anderen Knoten verbunden (Clique) und die Kantengewichte entsprechen der euklidischen Distanz beider Eckpunkte. Ein Beispiel finden Sie in Abbildung 1.

2) Unit Disk Graph: Der Unit Disk Graph ist ein euklidischer Graph ohne alle Kanten, die länger als ein konstantes $c \in \mathbb{R}$ sind. In Abbildung 2 sehen Sie den euklidischen Graph aus Abbildung 1 als Unit Disk Graph mit $c = 1$.

B. Spanner

Gegeben ist ein Graph G, welcher ein Subgraph vom euklidischen Graphen E ist. G enthält alle Knoten von E, aber nicht alle Kanten. Die Umwege, die durch das Löschen von Kanten entstehen, dürfen nur um einen konstanten Faktor ansteigen.

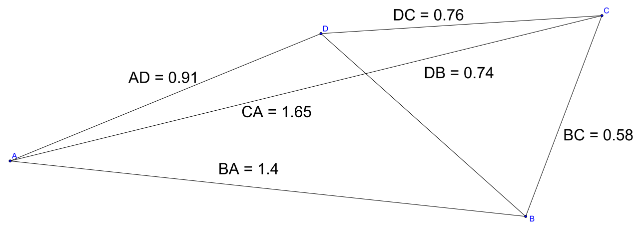

Abbildung 1. Ein euklidischer Graph

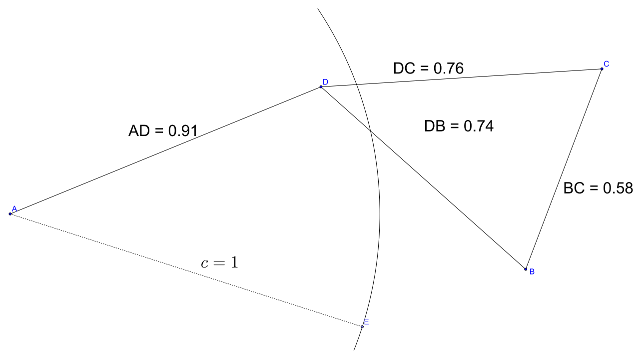

Abbildung 2. Der Unit-Disk-Graph zu Abbildung 1 mit $c = 1$

1) Euklidischer Spanner: G ist genau dann ein euklidischer Spanner von H, wenn die kürzesten Pfade zwischen allen Knoten maximal um einen konstanten Faktor t vergrößert werden. Die Notation $c_G(A, B)$ bedeutet: der kürzeste Pfad zwischen A und B im Graphen G. Formal bedeutet das:

$$c_H(A, B) \leq p \cdot c_G(A, B) \tag{1}$$

(Formel entnommen aus [2])

C. Yao Step

Gegeben ist ein Graph G. Für alle Knoten $A \in G$ wird folgender Algorithmus ausgeführt:

1) Erzeuge k gleich große Kegel um A. $k \in \mathbb{N} > 6$
2) Bestimme die kürzeste Kante in jedem Kegel ausgehend von A.
3) Lösche alle Kanten, die nicht von beiden Endpunkten ausgewählt wurden.

D. Delaunay Triangulation

Die Delaunay Triangulation erzeugt aus einem beliebigen zusammenhängenden Graphen einen geometrischen (= euklidischen) Spanner mit dem Streckungsfaktor $c_{del} \approx 2.42$ und einem beliebig hohen Ausgangsgrad eines Knotens. Dazu werden alle Dreiecke betrachtet. Wenn der Kreis durch alle Eckpunkte des Dreiecks keine weiteren Punkte des Graphen enthält, sind diese drei Kanten auch im Delaunay Graphen.

1) Synchronität:

E. Lokale Algorithmen

Ein Algorithmus ist lokal, genau dann, wenn jeder Knoten ausschließlich mit seiner *k-Hop* Nachbarschaft kommuniziert. ($k \in \mathbb{N}$) Formal reicht dies aus, um einen Algorithmus lokal zu nennen. Das Problem, dass der Algorithmus eine lange Laufzeit hat (siehe Einleitung), ist dadurch jedoch nicht gelöst. Es soll das *Maximal Independent Set* (MIS) eines Graphen G berechnet werden. Dazu betrachten Sie Abbildung 3.

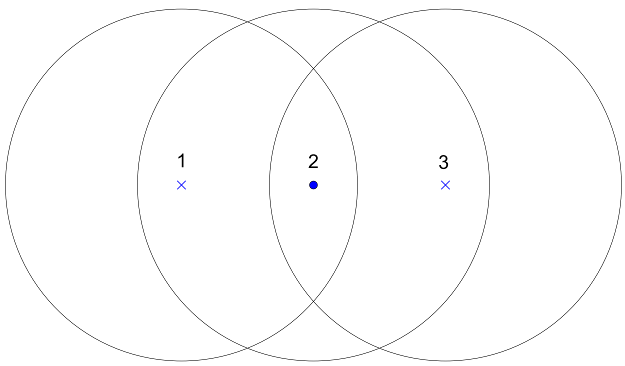

Abbildung 3. $\times$ sind Knoten im Maximal Independent Set, $\bullet$ sind keine Knoten des MIS, Die Kreise um die Knoten sind die jeweiligen Sendebereiche.

Runde 1 Knoten 1 wird MIS-Knoten, da er von allen seinen Nachbarn, welche noch keine Rolle haben, er derjenige mit der kleinsten ID ist. Knoten 2 und 3 warten, da es Knoten gibt, welche noch keine Rolle und eine kleinere ID haben.

Runde 2 Knoten 2 entscheidet, dass er kein MIS-Knoten ist, da er in seiner Nachbarschaft Knoten 1 kennt, der schon MIS-Knoten ist. Knoten 3 wartet.

Runde 3 Knoten 3 wird MIS-Knoten, da Knoten 2 kein MIS-Knoten ist und somit 3 die kleinste ID hat.

1) Strenge Lokalität:

2) title:

II. Was erreicht diese Arbeit

III. Geometrische Spanner

A. Der outward Path

B. Der inward Path

IV. Fazit

Literatur

[1] H. Frey and I. Stojmenovic, “On delivery guarantees of face and combined greedy-face routing in ad hoc and sensor networks,” in *Proceedings of the 12th Annual International Conference on Mobile Computing and Networking*, ser. MobiCom ’06. New York, NY, USA: ACM, 2006, pp. 390–401. [Online]. Available: http://doi.acm.org/10.1145/1161089.1161133

[2] I. A. Kanj and L. Perkovic, “On geometric spanners of euclidean and unit disk graphs,” *CoRR*, vol. abs/0802.2864, 2008. [Online]. Available: http://arxiv.org/abs/0802.2864