

Erklärung zum Modified-Yao-Step angewandt auf den Delaunay-Graphen

Tim Budweg

Zusammenfassung— Diese Arbeit erläutert die Spannerbildung mithilfe der Delaunay-Triangulation und dem modified-Yao-Step aus [1]. Der *stretch-factor* liegt bei 3.54 in Bezug zum euklidischen Graphen und beschränkt den Ausgangsgrad der Knoten auf 14.

Index Terms— Spanner, ad-hoc Netze, Delaunay-Graph, Modified-Yao-Step

I. EINLEITUNG

Es gibt viele Anwendungsbereiche für drahtlose Sensornetze. Zum Beispiel können Waldbrände oder Tsunamis durch ein Sensornetz-Frühwarnsystem 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 [2]). Jedoch müssen dafür bestimmte Voraussetzungen an das Sensornetz erfüllt sein. Die wichtigste Voraussetzung ist die Planarität des Netzes, das heißt, dass keine *Kantenschnitte* (siehe II-B) 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 die Menge der versendeten Nachrichten in Abhängigkeit zu der globalen Netzgröße steht.

Damit die Nachrichten nicht über beliebig lange Pfade geroutet werden, wird eine Beschränkung der Pfadverlängerung gewünscht. Pfadverlängerungen entstehen, wenn (spezielle) kantenlöschende Algorithmen auf Graphen angewendet werden. Der hier behandelte Algorithmus ist streng lokal, was die Anzahl der gesendeten Nachrichten minimiert. Außerdem produziert dieser einen *t-Spanner* des euklidischen Graphen. Diese Thematik wird im Folgenden anhand des Artikels von [1] 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.

In diesem Paper werden zunächst Grundlagen geklärt. Im Anschluss wird der Algorithmus anhand eines Beispiels beleuchtet. Danach folgen zwei zentrale Prinzipien, welche im Beweis für die Korrektheit der o. g. Eigenschaften benötigt werden. Diese Prinzipien werden anschließend in den Kontext eingeordnet. Als Nächstes wird der Modified-Yao-Step auf das Unit-Disk-Modell erweitert und zum Schluss wird ein Fazit für den Algorithmus gezogen.

II. BEGRIFFE UND NOTATIONEN

Im Folgenden werden die zum Verständnis der Arbeit nötigen Grundbegriffe und abkürzende Notationen erklärt.

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.

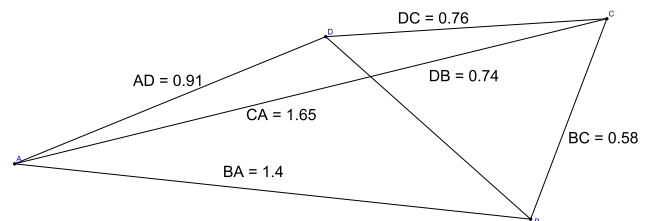


Abbildung 1. Ein euklidischer Graph

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 $c = 1$.

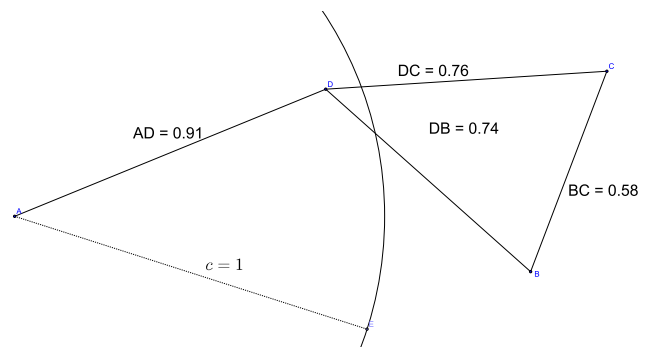


Abbildung 2. Der Unit-Disk-Graph zu Abbildung 1 mit $c = 1$

B. Kantenschnitte

Ein Kantenschnitt ist ein Punkt, in dem sich zwei oder mehr Kanten desselben Graphen schneiden.

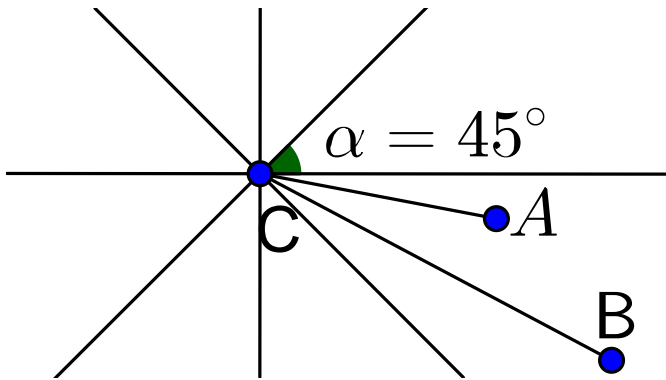


Abbildung 3. Punkt C mit acht 45° großen Kegeln. Kürzeste Kante AC wird ausgewählt

C. Planarität

Ein Graph ist planar, wenn es keine zwei Kanten gibt, die sich schneiden.

D. 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.

1) *Euklidischer Spanner*: H ist genau dann ein euklidischer Spanner von G , wenn die kürzesten Pfade zwischen allen Knoten maximal um einen konstanten Faktor t vergrößert werden. Formal bedeutet das:

$$c_H(A, B) \leq t \cdot c_G(A, B) \quad (1)$$

(Formel entnommen aus [1] und angepasst) Die Notation $c_G(A, B)$ bedeutet: der kürzeste Pfad zwischen A und B im Graphen G .

E. Yao Step

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

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

Ein Beispiel ist in Abbildung 3 gegeben.

F. 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. Für die Konstruktion 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. Um Fallunterscheidungen zu vermeiden, wird angenommen, dass keine vier Punkte auf einem Kreis liegen.

G. Synchronizität

Bei einem synchronen Algorithmus ist die Arbeitsweise der Knoten in Runden und diese in Phasen eingeteilt. Eine Runde sieht beispielsweise wie folgt aus:

- Zuerst erhalten alle Knoten ihre Nachrichten, falls es welche gibt.
- Danach verarbeiten sie die Nachrichten und stellen ggf. weitere Berechnungen an.
- Am Ende der Runde werden Nachrichten an andere Knoten verschickt.

Hier ist zu beachten, dass alle gesendeten Nachrichten zu Beginn der Folgerunde bereits angekommen sind.

H. Lokale Algorithmen

Ein Algorithmus ist genau dann lokal, 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. Anhand des *Maximal Independent Set* (Fortan: *MIS*) Algorithmus lässt sich ein Beispiel konstruieren, welches dieses Problem veranschaulicht. Ein Independent Set, ist eine Menge K von Knoten über einem Graphen G , sodass keine zwei Knoten nebeneinander liegen, bzw. keine Kante zwei Knoten von K verbindet. K ist genau dann ein Maximal Independent Set, wenn kein Knoten zu K hinzugefügt werden kann, ohne die Independent Set Eigenschaft zu verletzen. Dieser Vorgang wird jetzt exemplarisch erläutert (vgl.: dazu Abbildung 4).

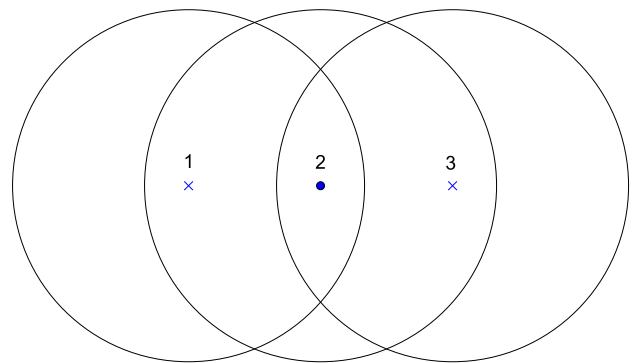


Abbildung 4. \times sind Knoten im Maximal Independent Set, \bullet sind keine Knoten des MIS; die Kreise um die Knoten sind die jeweiligen Sendegebiete.

- **Runde 1:** Knoten 1 wird MIS-Knoten, da er von allen seinen Nachbarn, welche noch keine Rolle haben, 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.

Diese Schritte lassen sich durch den gesamten Graphen sukzessiv durchführen. Der Algorithmus hat demnach eine Laufzeit in der Größenordnung von

$$\theta(\text{dia}(G))$$

wobei $\text{dia}(G)$ für den Durchmesser (längster kürzester Pfad) des Graphen steht.

Die Definition des lokalen Algorithmus trifft hier zu, weil jeder Knoten nur mit seinen unmittelbaren Nachbarn, der 1-Hop-Nachbarschaft, kommuniziert.

I. Strenge Lokalität

Wie im Abschnitt II-H beschrieben, sind lokale Algorithmen noch nicht ausreichend, um den Nachrichtenaufwand zu verringern. In [3] wird Lokalität definiert als: Strenge Lokalität ist gegeben, wenn ein *synchroner* Algorithmus unabhängig von der Netzgröße in konstanter Zeit terminiert.

III. MODIFIED-YAO-STEP

Im Folgenden wird der Algorithmus anhand eines Beispiels verfolgt. Der Graph E , welchen wir für dieses Beispiel verwenden, ist in Abbildung 5 zu sehen.

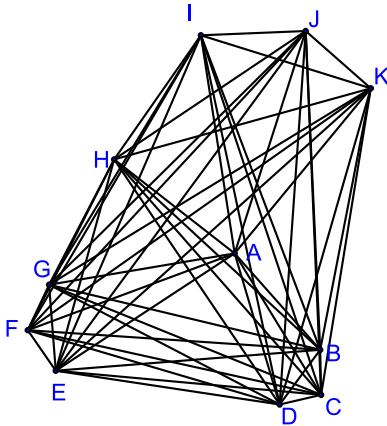


Abbildung 5. Ein euklidischer Graph (Clique), welchen wir als Beispiel nutzen.

Daraus wird zuerst der Delaunay-Graph gebildet, indem durch die Eckpunkte aller Dreiecke ein Kreis gebildet wird. Wenn in einem Umkreis $\odot XYZ$ kein (weiterer) Punkt des Graphen enthalten ist, sind die drei Kanten, welche XYZ verbinden, im Delaunay-Graphen vorhanden. Das Ergebnis ist in Abbildung 6 zu sehen.

Der Umkreis durch $\triangle ABC$ beinhaltet beispielsweise den Punkt D und deshalb werden die drei Kanten AB , BC und AC vorerst nicht in den Delaunay-Graphen übernommen. Für die Kanten AB und BC gibt es jedoch einen anderen Umkreis, der keine weiteren Punkte enthält und deshalb sind diese Kanten im Delaunay-Graphen enthalten (Umkreis durch die drei Punkte BCD für die Kante BC und $\odot ABD$ für die Kante AB).

Des Weiteren legen wir einen ganzzahligen Parameter $k = 8$ fest. Um die Spanneigenschaften zu gewährleisten, muss $k \geq 14$ gelten, aber wir ignorieren diese Bedingung, da sie

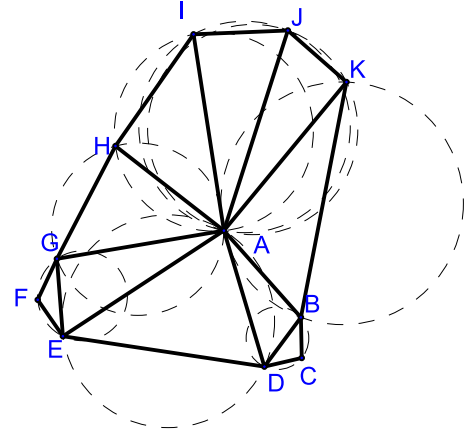


Abbildung 6. Ein Delaunay-Graph mit den Umkreisen, welche keinen weiteren Punkt beinhalten.

für das Verständnis des Algorithmus keine Rolle spielt. Der Vorteil, den wir durch diese Vereinfachung erhalten, ist, dass die Übersichtlichkeit der Abbildungen verbessert wird.

Wir betrachten Punkt A . Um diesen Punkt müssen k Strahlen gebildet werden, die von A ausgehen. Dabei ist es nicht von Bedeutung, wie der erste Strahl angeordnet wird. (Im Beispiel verläuft er horizontal nach rechts.) Die Winkel zwischen zwei aufeinander folgenden Strahlen müssen alle gleich groß sein. Durch diesen Vorgang bilden sich k gleich große Kegel, deren Spitzen in A liegen. Abbildung 7 zeigt das Ergebnis dieses Vorgangs.

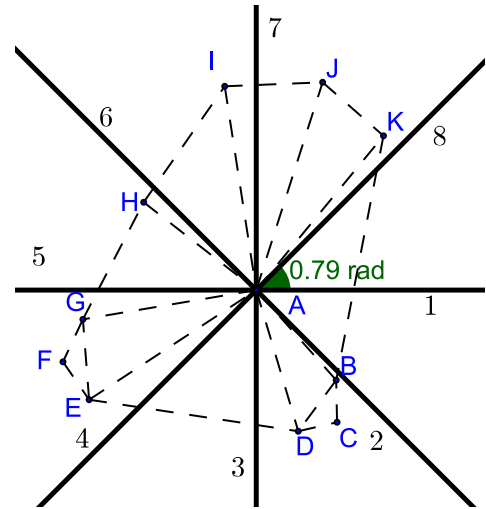


Abbildung 7. k gleich große Kegel um A . Jeder Kegel hat einen Öffnungswinkel von 0.79 rad.

Als Nächstes wählen wir in jedem - nicht leeren - Kegel die von A ausgehende, kürzeste Kante aus. Das sind in diesem Beispiel die Kanten AB , AG , AH , AI und AK (vgl. Abbildung 8). Die Nummerierung in der Abbildung bezieht sich sowohl auf die am nächsten stehende Kante als auch auf den Kegel, in welchem die Zahl enthalten ist. Kante 1 und Kegel 1 sind somit eindeutig durch die 1 definiert.

Im nächsten Schritt iteriert der Algorithmus über alle Kegel, welche keinen Knoten enthalten. Zwei oder mehr aufeinander

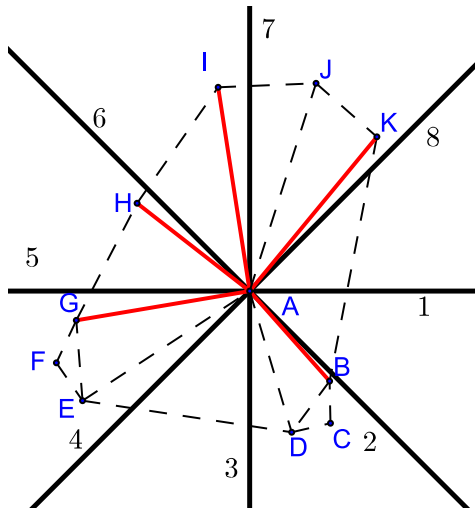


Abbildung 8. Auswahl der Kanten AB , AG , AH , AI und AK und Nummerierung der Kanten und Kegel.

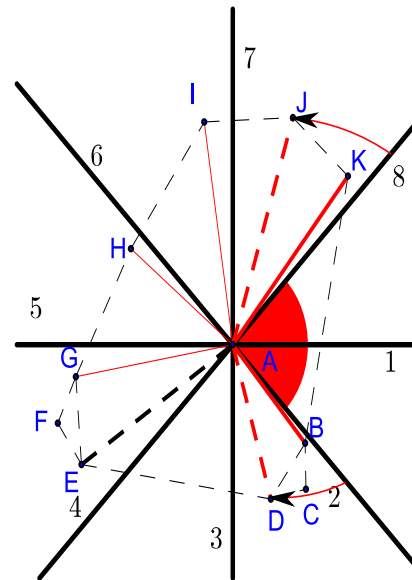


Abbildung 9. Auswahl der Kanten AJ und AD .

folgende leere Kegel, werden nur einmal behandelt.

Kegel 1 und 8 sind leer. Da beide Kegel aneinander liegen, werden diese zusammengefasst und als ein Iterationsschritt interpretiert. Für die Anzahl der aufeinander folgenden leeren Kegel l werden zwei unterschiedliche Fälle unterschieden: Fall 1 wird behandelt, wenn $l > 1$ und sonst Fall 2 ($l = 1$). Da momentan $l = 2$ ist (Kegel 1 und 8), wird Fall 1 ausgeführt. Jetzt werden diejenigen Kanten betrachtet, welche von A ausgehen und noch nicht ausgewählt wurden. Das sind die Kanten AD , AE und AJ (, denn die anderen von A ausgehenden Kanten, wurde bereits im Schritt zuvor ausgewählt). Von dem durch Kegel 1 und Kegel 2 bestimmten Segment wählt der Algorithmus die im Uhrzeigersinn ersten $\frac{l}{2}$, noch nicht selektierten Kanten ausgehend von A aus. In diesem Fall wird eine nächste Kante ausgewählt (, da $\frac{l}{2} = 1$ ist). Dies ist die Kante AD (,da AB bereits ausgewählt wurde).

Dieser Vorgang wird ebenfalls gegen den Uhrzeigersinn ausgeführt. Dort wird die Kante AJ ausgewählt. (vgl.: Abbildung 9)

Der darauf folgende leere Kegel 3 wird als Nächstes behandelt. In diesem Fall ist $l = 1$, weil genau ein leerer Kegel zwischen zwei nicht leeren liegt. Hier greift der oben erwähnte Fall 2. Es werden die nächste Kante im Uhrzeigersinn (AE) und die nächste Kante gegen den Uhrzeigersinn (AD) betrachtet. Es gibt eine weitere Fallunterscheidung:

- Wenn keine der Kanten AE und AD ausgewählt sind, dann wähle die kürzere Kante aus.
- Wenn mindestens eine der beiden Kanten bereits ausgewählt ist, dann wird auch die andere ausgewählt.

Da AD bereits ausgewählt ist, wähle - dem obigen System folgend - AE aus.

Die fertige Auswahl von Knoten A lautet:

$$\{AB, AD, AE, AG, AH, AI, AJ, AK\}$$

(vgl.: Abbildung 10)

Der oben beschriebene Vorgang wird parallel von jedem anderen Knoten durchgeführt. Es sind bereits alle Fälle abgedeckt bzw. genannt worden und deshalb wird dieser Vorgang

abgekürzt. Hier ist die Liste aller anderen Punkte mit ihrer Auswahlliste:

- Punkt B $\{BA, BC, BD, BK\}$
- Punkt C $\{CB, CD\}$
- Punkt D $\{DA, DB, DC, DE\}$
- Punkt E $\{EA, ED, EF, EG\}$
- Punkt F $\{FE, FG\}$
- Punkt G $\{GA, GE, GF, GH\}$
- Punkt H $\{HA, HG, HI\}$
- Punkt I $\{IA, IH, IJ\}$
- Punkt J $\{JA, JI, JK\}$
- Punkt K $\{KA, KB, KJ\}$

Der fertige Graph enthält alle Kanten, welche von beiden Endpunkten gewählt wurden. Hier in diesem Beispiel sind der Delaunay-Graph und der Graph nach Ausführung des Modified-Yao-Steps identisch, weil zu wenige Kanten um A oder um andere Knoten existieren. Dies wurde bewusst vermieden, weil die Übersichtlichkeit stark abnimmt, je mehr Kanten existieren.

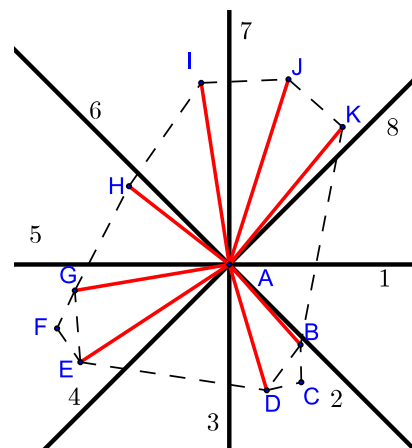


Abbildung 10. Die fertige Auswahl aller Kanten von Punkt A sind in rot markiert.

IV. GEOMETRISCHE SPANNER

Es gilt folgendes Theorem zu beweisen:

Theorem IV.1. Für jedes $k \geq 14$ existiert ein Subgraph G' vom Delaunay-Graph G , sodass G' einen maximalen Ausgangsgrad von k und einen stretch-factor t von $1 + 2\pi(k \cos \frac{\pi}{k})^{-1}$ hat.

Gegeben sind zwei Kanten CA und CB im Delaunay-Graph G vom euklidischen Graph E . Ohne Beschränkung der Allgemeinheit sei CA die kürzeste Kante. Der Aufbau ist wie in Abbildung 3. Wir befinden uns in dem Fall, dass ausgehend von einem Dreieck $\triangle ABC$ die längste Kante des Dreiecks eingespart werden soll. Dies entspricht der Kante CB in o. g. Abbildung. Es muss bewiesen werden, dass die Knoten C und B über einen Pfad p dennoch verbunden sind. Des Weiteren muss folgende Bedingung für p gelten:

$$t \cdot |p| \leq |CB|$$

Außerdem darf der Ausgangsgrad eines jeden Knotens nicht größer als k sein.

Die Autoren von [1] beweisen diese Eigenschaften mithilfe des *outward*- und des *inward*-Path. Der *outward*-Path kann gebildet werden, wenn kein Knoten von G innerhalb von $\triangle ABC$ liegt. Der *inward*-Path verbindet die Knoten A und B , wenn Knoten innerhalb von $\triangle ABC$ liegen. Im Folgenden wird auf diese beiden Pfade eingegangen.

A. Der outward-Path

In [1] wird eine rekursive Definition für den Pfad von A nach B definiert. Diese Definition lautet:

- **Basisfall:** Die Rekursion endet, wenn $AB \in G$. (vgl. Abbildung 3: AB müssen verbunden sein, weil B der einzige Knoten in einem Kegel von A und A der einzige Knoten in einem Kegel von B ist).
- **Rekursionsfall:** $AB \notin G$

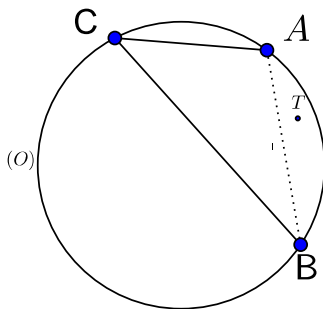


Abbildung 11. $T \in G$ ist ein Knoten. Dieser Knoten wird intermediate Point mit Bezug zu A und B genannt.

Aufgrund der Delaunay-Eigenschaft, dass eine Kante nur dann nicht in G enthalten ist, wenn im Kreis $\odot ABC$ ein weiterer Punkt liegt, muss deshalb ein weiterer Punkt in

$\odot ABC$ liegen. Diesen Punkt nennen die Autoren von [1] einen *intermediate Point*. Um den Pfad von A nach B zu erhalten, wird ein Pfad von A zum intermediate Point T und von diesem zu B erstellt und konkateniert (siehe Abbildung 11). Dieser Rekursionsfall kann öfter eintreten, da es bezüglich A und T oder B und T einen weiteren intermediate Point T' geben kann und dazwischen rekursiv fortführend bis der Basisfall eintritt (vgl.: Abbildung 12). Der Rekursionsfall

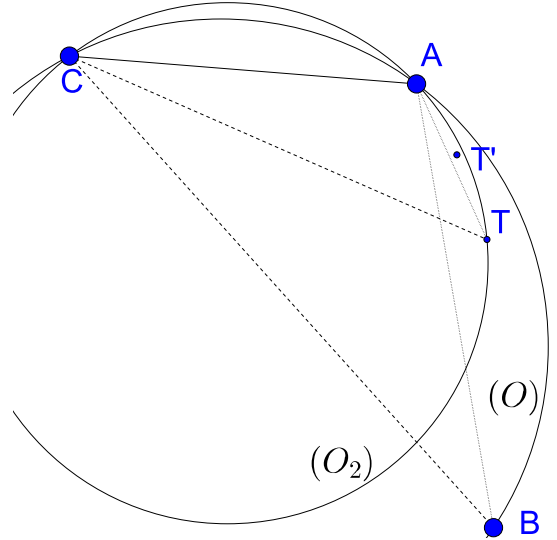


Abbildung 12. Rekursionsidee des outward-Path. Punkt T' liegt zwischen A und T .

bewahrt immer folgende Eigenschaften:

- (O_A) und (O_B) sind vollständig innerhalb von (O) (vgl. Abbildung 13)
- α und β sind beide kleiner als der Winkel $\angle AOB$ (vgl. Abbildung 14)
- Alle drei Winkel sind kleiner als $\frac{4\pi}{k}$

O_A und O_B erhält man, indem man den Kreis durch A (bzw. B) und T zieht, sodass der Mittelpunkt dieses Kreises auf der Strecke AO bzw. BO liegt. Zum Abschluss zeigt Abbildung 15 ein Beispiel eines kompletten outward-Path.

B. Der inward-Path

Wenn innerhalb des Dreiecks $\triangle ABC$ Punkte liegen, dann wird der *inward*-Path gebildet. Die Menge S besteht aus allen Punkten innerhalb von $\triangle ABC$, Punkt A und Punkt B . $CH(S)$ sind alle Punkte der konvexen Hülle von S . Die konvexe Hülle wird hier verwendet, damit in S die Punkte enthalten sind, welche den geringsten euklidischen Abstand zu C haben. Folgende drei Voraussetzungen gelten:

- $CN_i \in G$
- $|CN_i| \leq |CN_{i+1}|$
- $\angle N_{i-1}N_iN_{i+1} \geq \pi$ (Winkel Richtung C)

Abbildung 16 zeigt, dass alle Winkel $\angle N_{i-1}N_iN_{i+1}$ größer als π sind. Außerdem ist jede Kante CN_i kürzer als CN_{i+1} . Da $CA (= CN_0)$ die kürzeste Kante in diesem Kegel ist, muss CN_1 länger sein. Für CN_1 gilt dieselbe Bedingung. Folglich muss CN_2 länger sein.

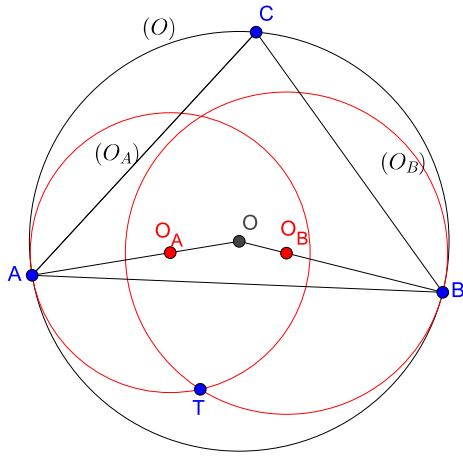


Abbildung 13. (O_A) und (O_B) sind vollständig innerhalb von (O) , (O_A) ist der Kreis durch A und T mit Mittelpunkt auf dem Segment AO , (O_B) verläuft durch B und T und der Mittelpunkt liegt auf dem Segment BO

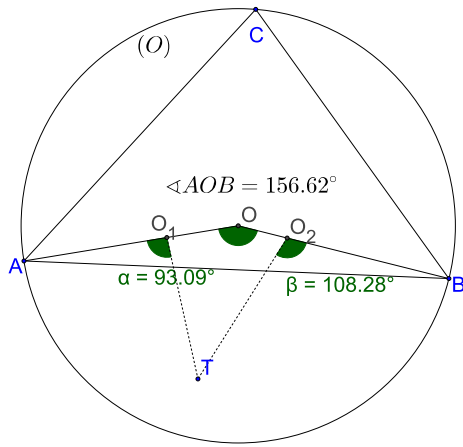


Abbildung 14. α und β sind beide kleiner als AOB , gleiche Konstruktion wie in Abbildung 13, A und B liegen im selben Kegel ausgehend von C.

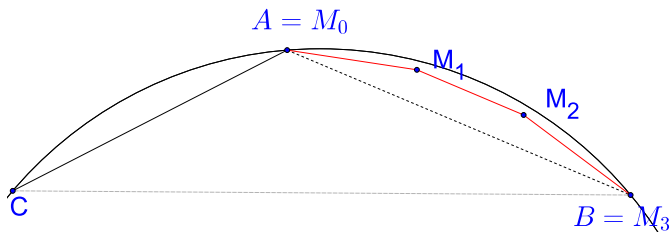


Abbildung 15. Zwischen A und B ist ein fertiger outward-Path mit den Intermediate Points M_1 und M_2

Hinzu kommt die Voraussetzung $\angle N_i C N_{i+1} \leq \angle B C A$. Zwischen jedem Paar $N_i N_{i+1}$ gibt es einen outward-Path, der dieses Paar verbindet. Diese gesamte Konstruktion, der Pfad von A nach B, wird inward-Path genannt.

In Abbildung 16 ist ein Beispiel eines inward-Path zu sehen.

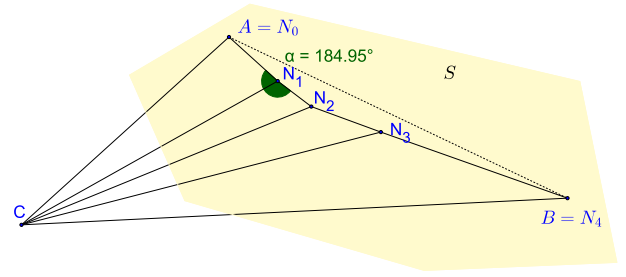


Abbildung 16. Voraussetzungen für den inward-Path und Beispiel eines inward-Path $N_0 N_1 N_2 N_3 N_4$

V. FOLGERUNG

Die Knoten A und B sind durch einen Pfad p verbunden, welcher durch den inward-Path definiert ist. Dieser inward-Path enthält beliebig viele outward-Paths. Abbildung 17 zeigt einen Beispielgraphen, welcher nach dem inward- und outward-Path-Prinzip verbunden ist. Die Knoten A, N_1 , N_2 und N_3 sind jeweils direkt durch eine Kante aus dem Ausgangsgraphen verbunden. N_3 und B sind durch einen outward-Path über die beiden intermediate Points M_1 und M_2 verbunden. Der gesamte Pfad von A nach B folgt dem Prinzip des inward-Paths.

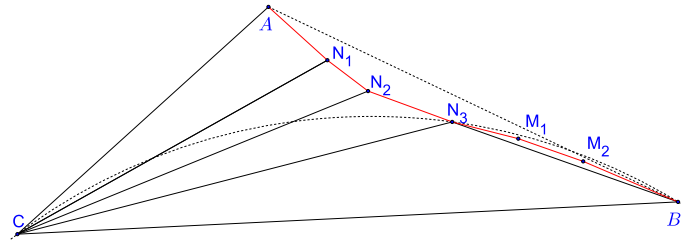


Abbildung 17. Fertiger Pfad zwischen A und B. Dieser Pfad folgt den Eigenschaften des inward- und outward-Paths.

VI. MODIFIED-YAO-STEP IM UDG

Bisher wurde der Algorithmus ausschließlich im euklidischen Graphen Modell betrachtet. Dieses Modell findet in der Wirklichkeit jedoch keine Anwendung, da Knoten nicht beliebig weit kommunizieren können und es zusätzlich Hindernisse geben kann, welche die Sendereichweite weiter einschränken. Das Unit-Disk-Modell findet eher eine Anwendung in der Wirklichkeit. Die Autoren von [1] erweitern ihre Ausarbeitung um den Beweis, dass der Algorithmus den Forderungen dieses Modells ebenfalls standhält. Bisher kann der Delaunay-Graph nicht streng lokal berechnet werden, was ihn für diesen Ansatz unbrauchbar macht. Wang et al. (siehe [4]) entwickelten einen Algorithmus, welcher einen Subgraph vom Unit-Disk-Graphen U produziert. Dieser Graph ist streng lokal und terminiert in konstanter Zeit. Anstelle des Delaunay-Graphen wird der Wang-Li-Graph W genutzt. Damit der Delaunay-Graph ersetzt werden darf, wird von den Autoren von [1] folgender Beweis geführt: Gegeben sind die Kanten CA und CB des neuen Graphen. Es wird gezeigt, dass das Teilstück T des Kreises $\odot ABC$ abgeschnitten von der Sehne CA von B weg, leer sein

muss. Zuerst definieren sie W so, dass eine Kante XY genau dann in W enthalten ist, wenn es einen Kreis durch X und Y gibt, der kein 2-Hop-Nachbar von X oder Y in U ist. Das Gebiet T liegt vollständig in diesem Kreis $\odot ABC$. Deswegen und weil dieser Kreis keinen 2-Hop-Nachbar enthält, kann T auch keinen enthalten. Dies gilt ebenfalls für das Teilgebiet T' des Kreises, eingegrenzt von der Sehne CB von A weg.

VII. FAZIT

Der Modified-Yao-Step-Algorithmus ist durch seine geringe Spanning-Ratio von $t \approx 2.42$ bei gleichzeitiger Beschränkung des Ausgangsgrad der Knoten auf $k = 14$ gut geeignet, um als Topologiekontrolle für ad-hoc Netze zu fungieren. Dadurch bleiben die Energiereserven der Knoten geschont und die Nachrichtenauslieferung wird garantiert. Des Weiteren sorgt die strenge Lokalität dafür, dass er auf einem beliebig großen Graphen - oder nur auf Subgraphen davon - ausgeführt werden kann. Außerdem ist dieser Algorithmus sehr resistent gegen ausfallende oder hinzukommende Knoten, weil er durch die konstante Laufzeit schnell berechnet werden kann.

LITERATUR

- [1] I. A. Kanj and L. Perkovic, "On geometric spanners of euclidean and unit disk graphs," *CoRR*, 2008.
- [2] H. Frey and I. Stojmenovic, "On delivery guarantees of face and combined greedy-face routing in ad hoc and sensor networks," *MobiCom 2006*, pp. 390–401.
- [3] J. Suomela, "Survey of local algorithms," *ACM Comput. Surv.*, 2013, pp. 24:1–24:40.
- [4] P.-J. W. Xiang-Yang Li., Gruia Calinescu., "Distributed construction of a planar spanner and routing for ad hoc wireless networks," *INFOCOM*, 2002.