RWTH-Aachen
Lehrstuhl Informatik 1

Topology Control and Routing in Ad hoc Networks

Seminar Algorithms for Wireless Networks

von
André Egners

1 Motivation

Die hier vorgestellten Themen der Ad hoc Netzwerke beschäftigen sich mit deren Strukturen, dem Ziel eine möglichst effiziente Netzwerkstruktur zu schaffen, sowie die benutzten Routing-Algorithmen effizient und skalierbar zu gestalten. Probleme entstehen hauptsächlich durch die nicht vorhandene Infrastruktur, sowie durch die Hardware-Restriktionen der Netzwerkknoten, die sich durch Batterielaufzeit und vor allem durch energieintensives Nutzen der Funkverbindung auszeichnen. Versucht man den Energieverbrauch eines Knotens so effizient wie möglich zu gestalten, müssen auch Probleme wie Interferenz beim Senden betrachtet werden, da weniger Interferenz weniger Neuübertragungen von Paketen zur Folge hat, somit also auch Energieeinsparung. Betrachtet man nun zusätzlich die Mobilität der Netzwerkknoten, so ist es offensichtlich notwendig bestimmte Anforderungen, wie Konnektivität, an die Netzwerktopologie zu stellen. Weiterhin sollte die Netzwerktopologie effizientes und zuverlässiges Routing auch bei mobilen Knoten unterstützen.

2 Modellierung von Ad hoc Netzwerken

Bei der Modellierung von Netzwerken, wie auch im speziellen Fall von Ad hoc Netzwerken, legt man traditioneller Weise eine Repräsentierung des Netzwerkes in einem zwei- bzw. dreidimensionalen euklidischen Vektorraum zu Grunde. Spezielle Eigenschaften der Knoten, wie Rechenleistung und Energievorrat, lassen sich unkompliziert in die Knotenbeschriftungen einarbeiten. Das Propagieren von Nachrichten in einem Netzwerk hängt von verschiedenen Größen ab die es zu modellieren gilt.

Bei der Betrachtung des Funkkanals sind *Pfadverlust* und *Interferenz* von besonderer Bedeutung. Pfadverlust beschreibt das Verhältnis von *Recieved Signal Strength*(RSS) zu *Transmission Signal Strength*(TSS). Pfadverlust beeinflusst direkt die Signalqualität, wie auch die Signalreichweite. Das so genannte *Free-Space* Modell, welches Senden in freiem Raum ohne Hindernisse annimmt, beschreibt Pfadverlust wie folgt. $P_R = O(P_T/d^\alpha)$, wobei P_R RSS und P_T TSS entspricht und d der zurückgelegten Strecke. Der Parameter α beschreibt den Grad der Freiheit bezüglich des Free-Space Modells, wobei $\alpha \in [2, 4]$ und $\alpha = 2$ den Freiheitsgrad eines Vakuums und $\alpha = 4$ einen Freiheitsgrad beschreibt der näher an der Realität liegt. Allerdings ist das Free-Space Modell unrealistisch, da es in der Realität ein hohes Maß an Interferenzen, Blockaden und auch Reflektion gibt.

Ein anderer Qualitätsmaßstab einer Übertragung ist die *Bitfehlerrate.* Diese hängt von dem Noise Level der Umgebung, der verwendete Sendestärke, sowie der Position anderer, möglicherweise gleichzeitig sendenden Knoten ab. Die hier vorliegende Betrachtung nimmt zusätzlich an, dass alle Knoten auf der gleichen Frequenz senden. Im folgenden beschreibt $\{X_k, k \in T\}$ die Menge aller gleichzeitig sendenden Knoten zu einem Zeitpunkt k und P_k die zu dem Zeitpunkt verwendete Sendestärke. Das so genannte *Physical-Model*, trifft die Annahme, dass alle anderen gleichzeitig auftretenden Signale innerhalb des betrachteten Senderadius das betrachtete Signal zerstören. Tatsächlich ist dies aber nicht immer der Fall, denn meist heben sich gegenseitig störende Signale auf. Hier wird eine Nachricht von X_i erfolgreich von Y empfangen wenn der Grenzwert $0.1 \leq \beta \leq 10$, üblicherweise in Dezibel, überschritten wird. Der Zähler gibt hier den Pfadverlust zwischen den Knoten an deren Nachricht betrachtet wird. Im Nenner findet sich zum Einen das *Umgebungsrauschen*, sowie die Summe der Pfadverluste der anderen gleichzeitig sendenden Knoten und Y.

$$\frac{\frac{P_i}{d(X_i,Y)^\alpha}}{N + \sum_{k \in T, k \neq i} \frac{P_k}{d(X_k,Y)^\alpha}} \geq \beta$$

Eine weniger pessimistische Beschreibung der Interferenz verfolgt das *protocol-model*. Dieses Modell definiert die auftretende Interferenz paarweise wie folgt:

$$\frac{P_i}{d(X_i,Y)^\alpha} \geq (1+\Delta)\frac{P_k}{d(X_k,Y)^\alpha}$$

$\Delta > 0$ beschreibt hierbei eine Schutzzone zur Minimierung der Interferenz welche von dem verwendeten Protokoll abhängt. Da die exakte Modellierung der physikalischen Eigenschaft des Funkkanals sehr aufwändig ist, geht man zu abstrakteren Modellen über. Der erste Ansatz ist, das Netzwerk als ein Graphen $G = (V, E)$ zu modellieren, wobei V die Menge der Knoten und E die Menge der Kanten beschreibt. Eine Kante von $u \in V$ zu $v \in V$ existiert genau dann, wenn der Knoten u direkt zu Knoten v senden kann. Weiterhin definiert man den *Transmission-Graph*, der aus den Knoten und Kanten besteht die übrig bleiben, wenn nur erfolgreiches Senden betrachtet wird. Senden von u nach v ist genau dann erfolgreich, wenn es keinen Knoten $w \in V$ gibt, der gleichzeitig versucht nach v zu senden.

Ein weiteres Modell um Interferenz zu modellieren ist das *Local Probabilistic Control MAC* Modell. Dieses legt für jedes Kontenpaar (i, j) eine Wahrscheinlichkeit $p_{ij} < 1/2$ fest mit der ein Versuch von i nach j zu senden fehl schlägt. Dies hat zur Folge das Protokolle die darauf aufbauen sich nicht weiter mit Interferenz befassen müssen.

Weiterhin darf die Modellierung von mobilen Knoten natürlich nicht außer Acht gelassen werden. Es gibt verschiedene Ansätze Mobilität von einzelnen Knoten, wie auch Knotengruppen zu modellieren. Einzelnen Knoten ordnet man einen Mobilitätsvektor zu, welcher die Richtung und die Geschwindigkeit für einen Zeitintervall beinhaltet. Der gleiche Mechanismus lässt sich auch auf Gruppen von Knoten anwenden. In der Theorie entspricht Mobilität Änderungen im zu Grunde liegenden Transmission-Graphen, dessen Robustheit bezüglich Mobilität außerdem ein wichtiger Qualitätsmaßstab der Topologie ist. Verschiedene Qualitätsmaßstäbe für Netzwerktopologien werden in dem nun folgenden Abschnitt erörtert.

3 Topology Control

In diesem Abschnitt werden Qualitätsmaßstäbe wie *energy-stretch*, *distance-stretch* und *spanning-ratio* für Netzwerktopologien vorgestellt. Topology-Control Algorithmen versuchen eine vorhandene Topologie zu optimieren, welche üblicherweise als Graph vorliegt. Wichtige geometrische Strukturen und deren Eigenschaften auf denen diese Algorithmen unter anderem arbeiten, werden nun vorgestellt. Im Folgenden operieren alle beschriebenen Graphen auf den traditionellen Bezeichnern V für die Knotenmenge, E für die Kantenmenge und $d(u, v)$ beschreibt die jeweilige Distanz der Knoten in dem betrachteten Vektorraum.

Der energy-stretch Faktor ist wie folgt definiert. Hierbei beschreibt $E_G(u, v)$ den energieminimalen Pfad in G (Input-Graph für den Topology-Control Algorithmus) für das Senden einer Nachricht von u nach v und $E_T(u, v)$ selbigen in dem Graph T (Output des Topology-Control Algorithmus).

$$energy\_stretch = \max_{u,v}\{\frac{E_G(u, v)}{E_T(u, v)}\}$$

Analog verhält sich der *hop-stretch* Faktor und der distance-stretch Faktor. Ziel ist es die stretch Faktoren zu minimieren und die Topologie praktikabel zu halten. Weiterhin gibt es die spanning ratio, welche den größten Umweg von Knoten s nach t in einem Graphen G angibt. Der Umweg von s nach t ist als Verhältnis des kürzesten Pfades von s nach t zu deren euklidischen Abstand definiert[LMS02]. Der *Spanner* eines Graphen hat sich außerdem als aussagekräftiges Qualitätsmerkmal erwiesen. Der Spanner ist ein Teilgraph von G, in dem ein s-t-Pfad höchstens um einen konstanten Faktor größer ist als in G. Dies hat zur Folge das der Spanner eines Graphen einen distance-stretch von $O(1)$ hat. Im Zusammenhang dieser Qualitätsmerkmale werden nun einige geometrische Strukturen und deren Eigenschaften betrachtet.

Relative-Neighborhood Graphen haben genau dann eine Kante (u, v), wenn im Schnitt der Umkreise um u und um v, mit dem Radius $d(u, v)$, kein anderer Knoten w liegt. Die spanning ratio beträgt im worst-case $\Omega(n)$ und der energy-stretch ist polynomiell. Eine weitere geometrische Struktur sind die *Gabriel-Graphen* (GG). Hier existiert eine Kante (u, v), wenn in dem Kreis mit Durchmesser $d(u, v)$ keine anderer Knoten w liegt. Diese Graphen haben im worst-case eine Spanning-Ratio von $\Omega(\sqrt{n})$, einen Knotengrad von $\Omega(n)$, sowie einen optimalen energy-stretch von $O(1)$. Vorteil dieser beiden Topologien ist, dass sie sehr einfach lokal berechenbar sind und somit keine komplizierte verteilte Berechnung benötigen. Eine elegantere Lösung mit besseren Eigenschaften des Spanners ist der Θ-*Graph.* Auch diese Topologie kann lokal für eine Eingabemenge von Knoten in einem zweidimensionalen Vektorraum berechnet werden. Die Konstruktion trifft die Annahme, dass jeder der Knoten seine Position kennt und partitioniert dessen Umgebung, abhängig von einem Winkel $\Theta < \pi/3$ und zieht jeweils eine Kante zum nächsten Nachbarn. Diese Topologie hat einen energy-stretch von $1/(1 - 2\sin(\Theta/2))$, allerdings hat jeder Knoten im worst-case ein sehr hohen Knotengrad.

Eine weitere Möglichkeit eine neue Topologie zu konstruieren ist die *Delaunay-Triangulation*. Hier wird ein Dreiecksnetz konstruiert. Hier existiert eine Kante zwischen Knoten, wenn im Kreis, auf dem die Dreieckspunkte liegen, sich kein andere Knoten befindet. Allerdings können auch Kanten beinhaltet sein, die weit länger als die eigentliche Sendereichweite sind. Daher führt man *restricted Delaunay-Graphs* ein, deren Sendereichweite festgelegt ist. Für diese Graphen ist zusätzlich bekannt das sie die Eigenschaften eines Spanners haben.

Ein weiteres Ziel einer optimierten Topologie ist den Durchsatz zu maximieren. Um den Durchsatz zu messen wurde das *bit-distance product* (best- und average case) eingeführt, welches die Meter pro Sekunde die ein Bit transportiert werden kann, angibt. Für den Fall von n gleichen, zufällig angeordneten Knoten mit fester Signalreichweite, ist der Durchsatz invers proportional zu $\sqrt{n \log(n)}$ im Sinne des bit-distance Produkts. Der Durchsatz ist maximal durch $\Theta(n)$ beschränkt und verhält sich im Durchschnitt proportional zu $1/\sqrt{n}$. Sinnvoller als den Durchsatz pauschal zu messen ist es, den Durchsatz paarweise für *(Sender,Empfänger)* Paare zu betrachten. Daher führt man die *throughput-competitiveness* ein. Diese beschreibt die größten Werte $\phi \leq 1$, so dass für eine beliebige Menge von *(Sender,Empfänger)* Paaren $\{(s_i, t_i)\}$ ein Fluss r_i in G geroutet werden kann, so kann dieser mit $\phi \cdot r_i$ auch in T geroutet werden. Im Gegensatz zu der vorherigen Methode beschreibt die throughput-competitiveness den Durchsatz im worst-case. Ist zusätzlich die Netzwerkstruktur bekannt, so kann daraus das Netzwerkverkehr abgeleitet werden und man kann die *(Sender,Empfänger)*-Paar Mengen einschränken um noch aussagekräftigere Werte zu erhalten. Natürlich hängt auch diese Beschreibung des Durchsatzes von der vorliegenden Interferenz ab.

Die Eigenschaft einer Topologie sich an Veränderungen anzupassen bezeichnet man als *Adaptivität*. Diese entspricht der maximalen Anzahl von Knoten die ihre Position, ausgelöst durch die Bewegung oder Knotenausfall eines Knotens anpassen müssen. Die Adaptivität hängt maßgeblich von der Nachbarschaft des mobilen Knotens ab, sowie von den Position der anderen Knoten. Topology-Control Algorithmen die Nachbarschaftsgraphen als Grundlage benutzen haben eine geringe Adaptivität. Hier müssen jeweils nur die Nachbarknoten des mobilen Knoten ihre neue Position berechnet werden.

4 Routing in Ad hoc Netzwerken

Die folgenden Routingansätze werden weitestgehend losgelöst von den Designaspekten der Topologie betrachtet. Es ist allerdings wichtig zu wissen, dass die Wahl des Topology-Control Algorithmus die Wahl des Routing-Modells maßgeblich beeinflussen kann.

Der erste Ansatz ist *flat-routing*, wobei ein Graph $G = (V, E)$ mit den üblichen Bezeichnern zu Grunde gelegt wird. Routing wird hierbei als ein Pfad von *(Sender,Empfänger)* Paaren verstanden. Im traditionellen Internet liegen diesem *Distanzvektoren* und *Link-State* zu Grunde. Durch einen ständigen Austausch von globalen Informationen wird somit die Netzwerkstruktur geschätzt. Das Distanzvektor und Link-State Protokoll eignen sich nur beschränkt für Netzwerke in denen Veränderungen in der Topologie eher die Regel als die Ausnahme sind, da dies viele veraltete Zustände in den Distanzvektoren und viel Verbindungszustands Updates verursacht. Als Optimierung dieses Modells gibt es proaktive, reaktive und hybride Ansätze. Der wohl bekannteste proaktive Ansatz ist *Dynamic Source Distance Vector*. Dieser zeichnet sich durch seinen niedrigen energy-stretch von $O(1)$ und seine hohe Adaptivität aus, jedoch muss jeder Knoten einen distance-vector von $O(n)$ warten. Reaktive Modelle wie *Dynamic Source Routing*, *Ad hoc On-Demand Distance Vector* oder *TORA* updaten die Knotenzustände nur wenn, Veränderungen stattfinden und puffern die Toplogieinformation. Diese Modelle haben eine gute praktische Performanz, allerdings führen sie im worst-case zu einer sehr hohen Latenz. Hybride Modelle bedienen sich oft dem Clustering von Knoten und routen sehr schnell innerhalb von Clustern. Für das Routen zu weiter entfernten Knoten nutzen sie reaktive Ansätze. Ein Mechanismus Netzwerkknoten in Cluster zusammenzufassen, heißt *Dominating Sets*. Ein Dominating-Set ist eine Teilmenge $D \subseteq V$ aus $G = (V, E)$, so dass $\forall v \in V$ entweder $v \in D$ oder $\exists u \in D : (u, v) \in E$ gilt. Also beschreibt D einen Cluster mit einem Knoten $v \in D$ und dessen Nachbarn. Die Cluster besitzen außerdem Cluster-Repräsentanten (*Dominators*), die für das puffern globaler Information, sowie das Routing zwischen den Clustern zuständig sind. Ein minimales Dominating-Set zu finden ist als NP-Vollständig bekannt.

Hierarchische Routingprotokolle verfolgen den Ansatz das Netzwerk in verschiedene ineinander verschachtelte Cluster aufzuteilen. Jeder Knoten im Netzwerk kann als *level-0* Cluster betrachtet werden. *level-i* Cluster werden in bestimmte *level-(i+1)* Cluster gruppiert. Der Einfachheit halber wird hier angenommen das Cluster gleichen Levels disjunkt sind. Überlappende Cluster hingegen können zu besserer Fehlertoleranz führen und robuster gegenüber Mobilität sein. Aus der hierarchischen Struktur folgt eine hierarchische Knotenadressierung, die wiederum die Basis für das eingesetzte Routingprotokoll bildet. Nachrichten werden zuerst zum jeweiligen Cluster-Repräsentanten geroutet welcher auf seinem Level zu einem anderen Cluster-Repräsentant routet. Dieser sendet dann ein Level tiefer bis der angeforderte level-0 Cluster erreicht ist. Strukturelle Unterschiede verschiedener Ansätze finden sich hauptsächlich in der Anzahl der Level, der Größe und Durchmesser der Cluster, sowie der möglichen Überlappung der Cluster. Dies führt zu einem trade-off zwischen Speicherverbrauch und stretch-factor.

Geographische Routingmodelle nutzen hingegen die unterliegende Geographie, sowie die Geometrie des Netzwerkes. Ein Beispiel ist das *Greedy Perimeter Stateless Routing* (GPSR). Hierbei wartet jeder Knoten Informationen über seine direkt erreichbaren Nachbarknoten. Pakete werden immer, wenn möglich, zum Knoten geroutet welcher am nächsten an der Zieladresse liegt. Ist diese nicht möglich, wird das Paket entlang des Umkreises des Knotens geroutet. GPSR garantiert Konnektivität, aber lässt Energieeffizienz völlig außer Acht. Zusätzlich führt es zu einem stretch von $\Omega(n)$. Wenn man einen Θ-Graph als Struktur annimmt, dann führt einfaches Routing zu einem stretch von $O(1)$ und einem Speicheroverhead von $O(1)$, da nur Informationen über den nächsten

Nachbarn benötigt werden. Im worst-case führt diese zu einer Adaptivität des maximalen Knotengrades in dem Θ-Graph. Die Bewegung von Knoten wird viele Updates zur Folge haben, allerdings garantiert diese Struktur einen konstanten Knotengrad, sowie energieeffiziente Pfade.

Um mobile Knoten und Netzwerkverkehr zu modellieren wird das *Adversial-Model* eingeführt. Mobilität wird durch einen Gegenspieler modelliert welcher zufällige Kanten im Netzwerk deaktiviert. Der Netzwerkverkehr wird ebenfalls durch den Gegenspieler, durch die Definition der Paketankunftsrate und die Festlegung von zufälligen *(Sender,Empfänger)*-Paaren modelliert. In diesem Modell werden einige Annahmen getroffen, die wie folgt sind. Pakete dürfen zu jeder Zeit und an jedem Knoten eingefügt werden und Kanten können beliebig aktiviert/deaktiviert werden. Weiterhin haben die Knoten einen Puffer der Größe $\leq B$, welcher Pakete verwirft sobald er voll ist. Pakete können nicht verloren gehen und es existieren weder bösartige Verhaltensweisen, noch Knoten die nicht vertrauenswürdig sind. Die Performanz diese Modells kann mit einer competitive framework analysis gemessen werden. Diese benötigt zu einer Paketsequenz σ die Anzahl der maximal zustellbaren Paketen bei einer Puffergröße B, $OPT_B(\sigma)$. Für einen Topology-Control Algorithmus $\mathcal{A}$ bezeichnet $\mathcal{A}_{B'}(\sigma)$ die Anzahl der Pakete die zugestellt werden können bei Puffergröße $\leq B'$. $\mathcal{A}$ nennt man (c, s)-competative wenn $\forall\sigma : \mathcal{A}_{sB} \geq c \cdot OPT_B(\sigma) - r$, mit $r \geq 0$ unabhängig von $OPT_B(\sigma)$. Um mit diesem Modell die besten Ergebnisse zu erzielen wird die Anwendung von Load-Balancing vorgeschlagen, welches die Pakte von Knoten mit hoher Last zu Knoten mit geringerer Last verteilt.

5 Zusammenfassung

Die hier vorgestellten Protokolle und Modelle sind ursprünglicher Weise für Netzwerke mit statischer Topologie entwickelt worden und sind somit meist nur bedingt für die dynamischeren Ad hoc Netzwerke geeignet. Ad hoc Netzwerke müssen in der Lage sein sich schnell an Änderungen in der Topologie anzupassen und dabei die Qualität des Netzwerkes erhalten ohne zentrale Instanz. Dadurch ergeben sich einige Gemeinsamkeiten mit P2P-Netzwerken. Annahmen, dass sich das Ad hoc Netzwerk in einem hindernisfreien Raum befindet sind sicherlich nicht sehr realistisch. Realistischer Modelle, speziell solche die das Ausbreitungsverhalten von Funkwellen betrachten, werden sehr komplex.

Literatur

[LMS02] Langerman, Morin, and Soss. Computing the maximum detour and spanning ratio of planar paths, trees, and cycles. In *STACS: Annual Symposium on Theoretical Aspects of Computer Science*, 2002.

[Raj02] Rajaraman. Topology control and routing in ad hoc networks: A survey. *SIGACTN: SIGACT News (ACM Special Interest Group on Automata and Computability Theory)*, 33, 2002.