

The K-Neigh Protocol for Symmetric Topology Control in Ad Hoc Networks

Seminar 'Algorithms for Wireless Networks' - WS 07/08

Lehrstuhl für Informatik 1, RWTH-Aachen

Prof. Dr. Berthold Vöcking

23.12.2007

Jens Peveling, Matr. Nr. 235659

Inhaltsverzeichnis

1	Vorwort	2
2	Übersicht	2
3	Motivation und Einleitung	2
4	Das K-Neigh Protokoll	3
4.1	Definitionen und Vorbereitungen	3
4.2	K-Neigh Protokoll	4
5	Resultate der Simulationen	5
5.1	Wahl von k	5
5.2	Energieverbrauch des Protokolls	6
6	Zusammenfassung und Diskussion	7

1 Vorwort

Diese Arbeit entstand im Rahmen des Seminars *Algorithms for Wireless Networks* des Lehrstuhls 1 für Informatik der RWTH Aachen und befasst sich mit der gleichnamigen Veröffentlichung von Blough, Resta, Leoncini und Santi [1].

2 Übersicht

Im Folgenden wird das K-Neigh Protokoll zum Aufbau und zur Aufrechterhaltung einer energiesparenden Topologie für drahtlose Ad-Hoc Netzwerke beschrieben und in verschiedenen Simulationen untersucht, in denen gezeigt wird dass der Energieverbrauch um bis zu 20% unter dem anderer Protokolle liegt. K-Neigh teilt jedem Knoten in einem solchen Netzwerk maximal k Nachbarn zu und bildet einen symmetrischen Kommunikationsgraphen. Durch die Symmetrie dieses Graphen werden Operation auf höheren Schichten des OSI-Modells vereinfacht.

In Abschnitt 3 wird zunächst die Problematik des Energieverbrauchs von Ad-Hoc Netzwerken beschrieben und bisherige Ansätze sowie nötige Kriterien für eine praxisorientierte Umsetzung eines entsprechenden Protokolls vorgestellt. Anschließend sollen im vierten Abschnitt die mathematischen Grundlagen geklärt werden um das K-Neigh Protokoll exakt beschreiben zu können. Weiterhin wird die Effektivität anhand verschiedener Simulationen genauer untersucht und mit der anderer Protokolle verglichen sowie ein optimaler Wert für die Anzahl der Nachbarn k bestimmt.

3 Motivation und Einleitung

In drahtlosen Ad Hoc Netzwerken ist der Energieverbrauch der involvierten Knoten ausschlaggebend für die Lebensdauer, Effizienz und Stabilität des gesamten Netzwerks. Effiziente Energienutzung kann einerseits durch ein entsprechendes Design der Protokolle auf den Schichten des OSI-Modells, wie bsw. dem MAC-Layer, als auch durch die Verwendung einer energieeffizienten Netzwerk Topologie erreicht werden. Ein Protokoll das die Topologie eines Netzwerkes in diesem Sinne aufrecht erhält, zielt darauf ab die Erreichbarkeit und Stabilität des Netzwerkes zu garantieren und zugleich die Übertragungreichweite und den Nachrichtenaustausch der einzelnen teilnehmende Knoten zu minimieren.

Die wichtigsten Kriterien für eine in der Praxis realistische Anwendung eines solchen Protokolls sind :

- *Unabhängigkeit* - Das Protokoll kann von jedem Knoten im Netzwerk ausgeführt werden. Es bedarf keiner speziellen Instanz wie bsw. der eines Servers, welcher Informationen über das Netzwerk zu Verfügung stellt.
- *Asynchronität* - Teilnehmer können das Netzwerk zu jedem Zeitpunkt betreten und verlassen ohne damit die Stabilität oder Erreichbarkeit zu beeinträchtigen.
- *Lokalität* - Jeder Knoten führt das Protokoll mit Hilfe der Informationen aus, welche ihm seine direkten Nachbarn zur Verfügung stellen. Das Netzwerk ist stationär.

Bisherige topologie-kontrollierende Protokolle nutzen unterschiedliche Methoden zur Aufrechterhaltung der Topologie. In [2] wird ein Algorithmus beschrieben, welcher mit Hilfe von GPS Geräten und einem zentralen *Master Knoten* ein Ad Hoc Netzwerk verwaltet. Durch die Verwendung eines solchen Master Knotens ist dieses Protokoll nur bedingt anwendbar da es nicht vollständig von einer bestimmten Netzanordnung unabhängig ist. Weiterhin entsteht durch die Verwendung von spezieller Hardware wie GPS Recievern ein weiterer Nachteil, da diese zum Einen nicht für jeden Knoten im Netzwerk verfügbar ist und zum Anderen ein erhöhter Energieverbrauch hierbei nicht ausgeschlossen werden kann.

Zwei dem K-Neigh Protokoll sehr ähnliche Ansätze sind das MobileGrid [3] und das LINT Protokoll [4], bei denen ebenfalls versucht wird die Anzahl der Nachbarn eines Knotens in einem Netzwerk nah an einem als optimal angesehenen Wert zu halten. Ist dieser Wert nicht erreicht, so wird die Sendeleistung erhöht bis weitere Knoten erreichbar sind. Ist der Wert überschritten wird analog die Sendeleistung reduziert bis er wieder eingenommen wurde. Problematisch an beiden Protokollen ist die unzureichende Definition eines solchen Wertes für die Anzahl der Nachbarn eines Knotens.

Das im Folgenden vorgestellte K-Neigh Protokoll unterscheidet sich von MobileGrid und LINT dahingehend das durch den Aufbau einer symmetrischen Kommunikationsstruktur ein konkreter Wert für k ermittelt werden kann. Auf diesen Umstand wird in Abschnitt 4 und 5 noch genauer eingegangen werden. Weiterhin kommt K-Neigh ohne zusätzliche Technik wie bsw. GPS Hardware aus und verwendet stattdessen eine einfache Distanzberechnung.

4 Das K-Neigh Protokoll

In diesem Abschnitt werden die notwendigen mathematischen Definitionen für die Herleitung des K-Neigh Protokolls gegeben. Anschließend wird der Algorithmus des Protokolls genauer veranschaulicht.

4.1 Definitionen und Vorbereitungen

Zunächst wird eine graphentheoretische Umschreibung eines Netzwerkes und entsprechende Funktionen zur Berechnung von Distanzen und Zuteilung von Sendereichweiten in diesem benötigt. Die Menge N mit n Elementen aus $[0, 1]^2$ beschreibt die Knoten des Netzwerkes. Die Verteilung soll hierbei beliebig wählbar sein. Eine Funktion für die Zuteilung der Sendereichweite eines Knotens wird durch $RA : N \rightarrow (0, r_{max}]$ gegeben und $\delta(i, j)$ definiert den Abstand zweier Knoten i und j . Der Wert r_{max}^i beschreibt die maximale Reichweite des Senders eines Knotens $i \in N$. Der Einfachheit halber sollen im Weiteren alle Knoten im Netzwerk die gleiche maximale Sendeleistung R_A besitzen. Weiterhin bezeichnet $RA_k(i) = \delta(i, j)$ die für i nötige Sendereichweite um den k -ten nächsten Nachbarn j von i zu erreichen.

Mit N und RA lässt sich nun der allgemeine Kommunikationsgraph G eines Netzwerkes genau mit $G = (N, E)$ beschreiben, wobei E die Menge der Kanten zwischen Knoten dieses Graphen beschreibt. Eine gerichtete Kante zwischen zwei Knoten i und j existiert genau dann wenn die Distanz der beiden Knoten die maximale Signalreichweite des Ausgangsknotens R_A nicht überschreitet, mathematisch genau formuliert :

$$[i, j] \in E \Leftrightarrow RA(i) \geq \delta(i, j)$$

Für die Herleitung des K-Neigh Kommunikationsgraphen wird eine symmetrische Form des so erstellten Graphen G benötigt, der ausschließlich die bidirektionalen Kanten aus E enthält. Dieser ist definiert als ungerichteter Graph G^- von G mit

$$G^- = (N, E^-) \text{ mit } (i, j) \in E^- \text{ falls } [i, j] \in E \text{ und } [j, i] \in E$$

Wie bereits beschrieben wird ein Kommunikationsgraph des Netzwerkes gesucht, dessen Knoten ausschließlich über ihre k -nächsten Nachbarn kommunizieren. Um die Protokolle auf höheren Schichten des Netzwerkprotokolls möglichst einfach, schnell und energiesparend zu halten ist ein Graph mit bidirektionalen Kanten, wie er mit G^- definiert wurde, wünschenswert. In [1] werden verschiedene Arbeiten zitiert, welche belegen das unidirektionale Kanten zwar praktische Vorteile mit sich bringen, aber durch einen hohen technischen Aufwand an Berechnungen und Optimierungen für ein energieeffizientes Protokoll nicht geeignet sind. Der Kommunikationsgraph des K-Neigh Protokolls wird daher mit G_k^- notiert.

Weiterhin ist die Forderung nach einem zusammenhängenden Graphen für das Protokoll von zentralem Interesse. Ein ungerichteter Graph wird allgemein als *zusammenhängend* bezeichnet, wenn jeder Knoten i über einen Pfad jeden anderen Knoten j erreichen kann. Mit dem Begriff *Konnektivität* soll im Folgenden die Eigenschaft des Zusammenhangs eines Graphen notiert werden.

In [1] wird gezeigt, das ein minimaler Wert für k existiert, so dass G_k^- mit steigender Größe des Netzwerkes zusammenhängend ist. Aus Platzgründen sei an dieser Stelle für einen vollständigen Beweis auf [1] verwiesen. Dieses Problem der Konnektivität von G_k^- in Bezug auf k ist gleichbedeutend mit dem Problem des Energieverbrauchs des Netzwerkes. Je kleiner k gewählt ist, desto weniger Verbindungen muss ein Knoten aufrechterhalten und da es sich um die k -nächsten Nachbarn handelt wird der Energieverbrauch für die durch RA regulierte Sendeleistung minimal gehalten.

Weiterhin besteht die Frage nach den Kosten bezüglich des Energieverbrauchs innerhalb des Netzwerkes. In [5] wird der benötigte Energiebedarf für den erfolgreichen Datenaustausch einer Nachricht zwischen zwei Knoten genauer beschrieben. Mit Hilfe dieser Erkenntnisse lässt sich der Energieverbrauch von RA innerhalb eines Netzwerkes als $c(RA)$ formulieren, mit :

$$c(RA) = \sum_{i \in N} (RA(i))^\alpha$$

Der Wert α ist hierbei der *distance power gradient*, welcher die Sendeleistung in Bezug auf äußerliche Faktoren des Netzwerkes reguliert und diese ausgleicht. Solche Faktoren können u.a. die geographische Beschaffenheiten der Landschaft oder der Architektur sein, welche das Netzwerk umgeben. Allgemein gilt $2 \leq \alpha \leq 6$. Diese Definition wird bei der Auswertung der Simulationsergebnisse in Abschnitt 5 benötigt.

4.2 K-Neigh Protokoll

Für den in diesem Kapitel beschriebenen Ablauf des K-Neigh Protokolls sind folgende Einschränkungen und Annahmen von Notwendigkeit :

- Das Netzwerk ist stationär und die Knoten verändern ihre Position nicht.
- Jeder Knoten verfügt über die Technik Distanzen zu anderen Knoten zu berechnen.
- Alle Knoten besitzen die gleiche maximale Sendeleistung R_A und das Netzwerk ist unter Nutzung dieser vollständig verbunden.
- Knoten können das Netzwerk zu jeden Zeitpunkt betreten, der maximale Zeitabstand zwischen dem Beitreten zweier Knoten ist mit Δ notiert.

Die folgenden Darstellung des K-Neigh Protokolls zeigt die einzelnen Schritte eines Knotens $i \in N$ ab dem Betreten des Netzwerkes im Detail:

K-Neigh

1. Der Knoten i wacht zur Zeit $t_i \in [0, \Delta]$ auf und sendet seine ID zum Zeitpunkt $t_i^1 \in [t_i + \Delta, t_i + \Delta + d]$ mit maximaler Sendeleistung. Mit d wird die Zeit beschrieben die i mindestens braucht um erfolgreich eine Nachricht zu senden.
2. i speichert die ID aller antwortenden Knoten zusammen mit seiner Entfernung zu diesen.
3. i erstellt zum Zeitpunkt $(t_i + 2\Delta + d)$ eine nach Distanzen sortierte Liste L_i mit seinen k-nächsten Nachbarn, basierend auf den in Schritt 2 erhaltenden Information.
4. Zum Zeitpunkt $t_i^2 \in [t_i + 2\Delta + d + r, t_i + 2\Delta + 2d + r]$ sendet i die Liste L_i mit seiner ID auf maximaler Sendeleistung. Der Parameter r bezeichnet eine obere Grenze der für Schritt 3 benötigten Zeit.
5. Von seinen Nachbarn erhält i deren Listen $L_j, 0 \leq j < n$ und berechnet eine neue sortierte Liste L_i^S , welche genau die Nachbarknoten enthält auf deren Liste i selbst vermerkt ist. Durch diesen Schritt werden bidirektionale Kanten garantiert.
6. i passt seine Sendeleistung auf das benötigte Niveau an, um den letzten (k-ten) Knoten auf seiner Liste L_i^S zu erreichen.

In den Schritten 1 und 2 werden die benötigten Informationen über das Netzwerk gesammelt, mit deren Hilfe i in den Schritten 3 bis 5 seine k -nächsten Nachbarn ermittelt und diesen seine Daten zusendet. Durch den sechsten Schritt wird die Verbindung mit diesen k Knoten etabliert und der Energiebedarf durch Anpassung der Sendeleistung auf das minimale Niveau gesenkt.

Durch die zeitliche Eingrenzung der einzelnen Schritte mittels der oberen Grenze Δ für das Betreten neuer Knoten werden Kollisionen oder Informationsverlust während des Protokolls verhindert. So kann es bsw. nicht vorkommen, dass ein Knoten der unmittelbar nach i beitrifft dessen Übertragungen nicht erhält. Für einen vollständigen Beweis sei an dieser Stelle aus Platzgründen auf [1] verwiesen.

Da es bei größeren Netzen durch das Protokoll zu einem erheblichen Overhead kommen kann was die Anzahl der Kanten in dem Netzwerk betrifft, ist es sinnvoll für jeden Knoten i als (optionalen) weiteren Schritt folgende Optimierung anzuwenden :

K-Neigh Phase 2 - Pruning

1. i sortiert L_i^S absteigend bzgl. der benötigten Energie, welche für die das Erreichen der darauf vermerkten Knoten nötig ist. Diese Liste sei mit j_1, \dots, j_k notiert.
2. Für jeden Knoten j_l auf der Liste wird nun geprüft ob es einen Weg über die verbleibenden Knoten j_{l+1}, \dots, j_k gibt, der weniger Energie benötigt als eine direkte Verbindung von i zu j_l . Die hierfür benötigten Informationen sind i aus den Schritten 2 und 5 des K-Neigh Protokolls bekannt.
 - existiert ein solcher Pfad, löscht i die Verbindung zu j_l und routet über die entsprechenden Knoten des Pfades.
3. i passt seine Sendeleistung auf den nun am weitesten entfernten Nachbarn an.

Hierbei werden also Pfade in dem Graphen gesucht, deren Kosten für die benötigte Sendeleistung aller Zwischenknoten die Kosten einer direkten Verbindung von i aus unterschreiten. Die Effektivität dieses zusätzlichen Pruningschrittes wird in dem folgenden Abschnitt genauer untersucht.

5 Resultate der Simulationen

Dieser Abschnitt deckt die experimentellen Simulationsergebnisse ab, welche die Autoren von [1] durchgeführt haben. Zum Einen soll die Frage nach einem optimalen Wert von k für K-Neigh untersucht werden und zum Anderen soll die Energieeffizienz des Protokolls mit derer anderer Techniken verglichen werden.

5.1 Wahl von k

Wie in Kapitel 3 und 4 beschrieben soll das durch K-Neigh verwaltete Netzwerk die Konnektivität mit einer hohen Wahrscheinlichkeit (m.h.W) aufrecht erhalten. Als Richtwert haben die Autoren hierfür eine Wahrscheinlichkeit von 95% gewählt. Gesucht wurde für verschieden große und verteilte Netzwerke ein möglichst kleiner Wert für k , mit dem m.h.W. Konnektivität erreicht werden kann. Die Größe der Netze in den Simulation reichte von $n = 10$ bis $n = 1000$ Knoten und umfasste 100000 zufälligen Verteilungen in $[0, 1]^2$ für jeden Wert von n .

Ein weiterer wichtiger Faktor ist die Sendeleistung der Knoten. Wie in Kapitel 4 wurde auch bei den Simulationen von einer einheitlichen maximalen Sendeleistung R_A ausgegangen. Dieser Wert ist ausschlaggebend für die Konnektivität des

n	R_A	n	R_A
10	0.86622	100	0.33326
25	0.60431	250	0.23634
50	0.44526	500	0.19691
75	0.37041	1000	0.17274

Tabelle 1: Maximale Werte von R_A bzgl. n für Konnektivität m.h.W in $[0, 1]^2$. Auszug aus [1]

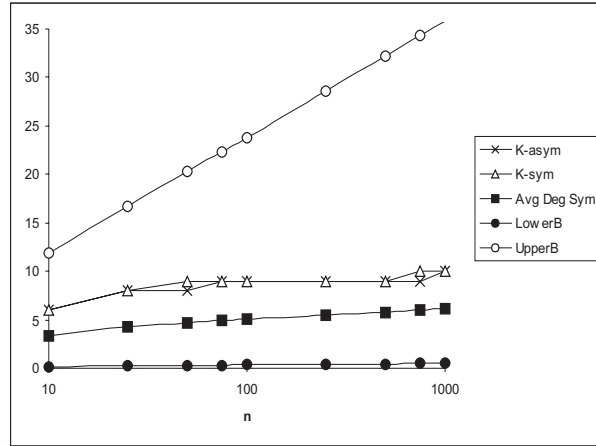


Abbildung 1: Minimale Werte von k für n mit R_A aus Tab.1. Quelle:[1]

Netzes. Ist die Sendeleistung zu niedrig gewählt sinkt die Konnektivität, wird sie zu hoch gewählt steigt der Energieverbrauch, wodurch die Lebensdauer und Stabilität des Netzes gemindert wird. Für jedes n wurde in 1000 verschiedenen Verteilungen zunächst ein durchschnittlicher minimaler Wert für R_A bestimmt und angepasst, der Konnektivität m.h.W sicherstellt, wie es K-Neigh in Abschnitt 4 erfordert (Tabelle 1).

Mit Hilfe der Resultate für R_n wurde für verschiedene Größen n und deren zufälligen Verteilungen der optimale Wert von k bestimmt.

Abbildung 1 stellt die unter diesen Voraussetzungen ermittelten Ergebnisse für k gegen die Anzahl der Knoten n dar. Es ist ersichtlich, dass alle k für die hier dargestellten Werte von n für K-Neigh, hier notiert mit $K-Sym$, in einem relativ kleinen Bereich von 6 bis 10 liegen. Für ein realistisch großes Ad-Hoc Netzwerk mit 50 bis 500 Knoten und Konnektivität m.h.W geben die Autoren einen optimalen Wert von $k = 9$ an.

5.2 Energieverbrauch des Protokolls

Anhand weiterer Simulationen wurde der Energieverbrauch des K-Neigh Protokolls direkt mit denen andere Protokolle verglichen. Als Vergleichsmaß dient hierbei die Energiekosten für die Reichweitenfunktion aus Kapitel 3, $c(RA)$. Für die Vergleiche wurde als konkurrierendes Protokoll CBTC herangezogen, welches wie K-Neigh auch versucht einen symmetrischen Kommunikationsgraphen zu erstellen und in einem zweiten Optimierungsschritt Energiekosten durch entfernen überflüssiger Kanten zu reduzieren. Zusätzlich wurde der Fall eines homogenen Netzwerkes berücksichtigt, dessen Topologie nicht kontrolliert wird. Wie in dem vorherigen Abschnitt haben die Autoren für die Simulationen verschieden große Netzwerke im Rahmen von 10 bis 1000 Knoten mit je 1000 verschiedenen Verteilungen verwendet.

Abbildung 2 zeigt den Energieverbrauch der einzelnen Protokolle in Bezug auf die Größen der Netzwerke, normalisiert an den Kosten für die Berechnung des minimalen Spannbaums (MST) eines Graphen. Für die in 2(a) dargestellte erste Phase von K-Neigh und CBTC sowie dem homogenen Netzwerk lässt sich deutlich sehen, dass K-Neigh einen konstant niedrigeren Energieverbrauch als die anderen Protokolle hat. Insbesondere bei Netzwerkgrößen mit mehr als 100 Knoten übertrifft K-Neigh die Effizienz von CBTC um bis zu 83%. Weiterhin ist zu beobachten das CBTC in dieser Phase höhere Kosten hat als das homogene Netz. Dieser Umstand wird dadurch verursacht, dass die maximale Reichweite R_A^{CBTC} um 50% größer ist als die des homogenen Netzes, für das die Autoren wie in 5.1 ein Optimum berechnet haben um Konnektivität m.h.W. zu erreichen.

Sowohl K-Neigh als auch CBTC verfügen über eine weitere Optimierungsphase, zu sehen in Abbildung 2(b). Auch hier zeigt sich eine um durchschnittlich 20% bessere Energienutzung seitens K-Neigh. Der direkte Vergleich mit Phase 1 von K-Neigh veranschaulicht zusätzlich die signifikante Verbesserungen beider Protokolle nach ihren Optimierungsschritten.

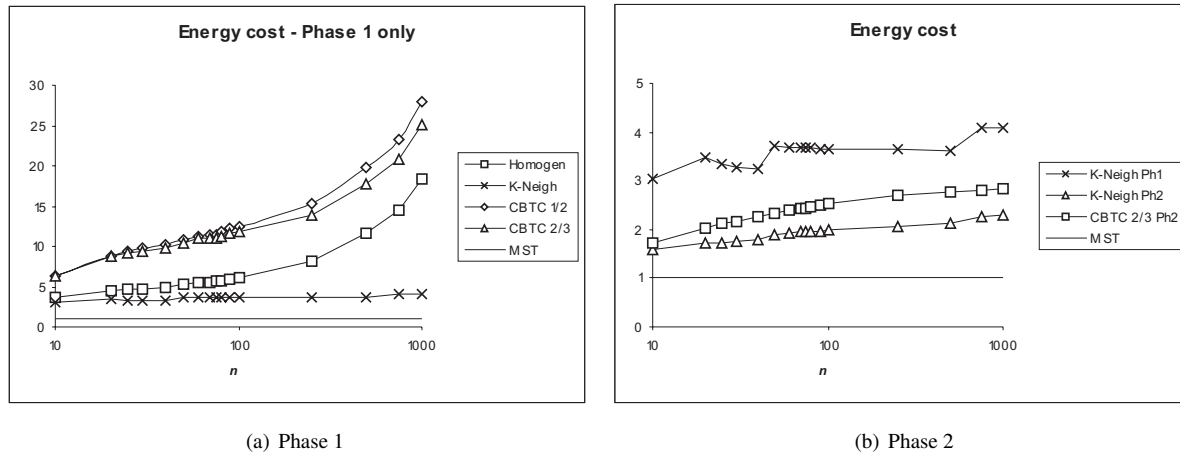


Abbildung 2: Energiebedarf der Protokolle bzgl. n . Quelle: [1]

Zusammenfassend kann gesagt werden, dass K-Neigh nach Phase 2 im direkten Vergleich mit homogenen Netzen um bis zu 90% und im Falle von CBTC 20% energieeffizienter ist.

6 Zusammenfassung und Diskussion

Mit K-Neigh haben die Autoren von [1] ein Protokoll entworfen, das dem Ansatz der Kontrolle einer Netzwerktopologie folgt, um den Energieverbrauch eines Netzwerks minimal zu halten.

Von zentralem Interesse war es dabei, K-Neigh mit starkem Bezug auf realistische Szenarien zu entwerfen, was die Kriterien aus Abschnitt 2 und 4 verdeutlichen. Auch wurden Aspekte der weiteren Implementierung auf höheren Schichten der Netzwerkkommunikation berücksichtigt, so dass bei dieser keine speziellen oder schwer zu realisierenden Algorithmen von Nöten sind. Diese Umstände machen K-Neigh zu einem praktisch relevanten Protokoll, das nicht nur von theoretischem Interesse ist, wie es bei vielen ähnlichen Techniken der Fall ist.

Es wurde gezeigt wie sich mittels der Strategie maximal k Nachbarn pro Knoten zu verwenden und die Signalstärke entsprechend auf diese Anzahl anzupassen gegenüber anderen Protokollen die Energieeffizienz um bis zu 20% verbessern lässt. Ebenfalls wurde anhand massiver Simulationen ein Wert für k ermittelt, der sich für realistische Netzwerkgrößen von 100-500 Knoten als optimal erwiesen hat.

Offen hingegen bleibt jedoch die Frage nach einem optimierenden Algorithmus für den Fall einer Verkleinerung des Netzwerkes, welcher eintritt wenn einer oder mehrere Knoten ihre Verbindung beenden. Zwar ist durch den Pruningalgorithmus ein Ansatz hierfür gegeben, aber der genaue Ablauf bleibt ungeklärt. Auch ist es je nach Anwendungsszenario fraglich ob gegenüber der hier verwendeten Distanzberechnung (die für jeden Knoten im Netzwerk verfügbar sein muss) Hardware wie GPS Receiver nicht sinnvoller sind. Zum Einen haben sich die Kosten und der Energieverbrauch solcher Geräte in den letzten Jahren maßgeblich reduziert, zum Anderen ist diese Technologie mittlerweile stark verbreitet.

Weiterhin gehen die Autoren davon aus, dass alle Knoten in einem Netzwerk die gleiche maximale Sendeleistung mit sich bringen, was in der Praxis unwahrscheinlich scheint. Die Berücksichtigung eines größten gemeinsamen Wertes hierfür wäre in diesem Zusammenhang wünschenswert gewesen.

Dem Ziel einer praxistauglichen Implementierung von K-Neigh steht auch die zeitliche Beschränkung der einzelnen Protokollschritte entgegen, da hier nicht von einem bestimmten Zeitabstand zwischen dem Beitreten zweier Knoten ausgegangen werden kann.

Abschließend kann gesagt werden das durch das K-Neigh Protokoll eine Energieeffiziente und relativ unabhängige Methode für die Verwaltung drahtloser Ad Hoc Netzwerke gegeben wurde, welche ein gutes Potential hat auch in zukünftigen Arbeiten Verwendung zu finden und erweitert zu werden. Ein Beispiel für eine solche Erweiterung wären u.a. nicht-stationäre Ad Hoc Netzwerke die sich in konstanter Bewegung befinden.

Literatur

- [1] D. M. Blough, M. Leoncini, G. Resta, and P. Santi : *The k-Neigh Protocol for Symmetric Topology Control in Ad Hoc Networks*. In Proc. of the 4th ACM Int. Symp. on Mobile Ad Hoc Networking and Computing (MOBIHOC), Annapolis, Maryland, USA, June 2003
- [2] V. Rodoplu, T.H. Meng : *Minimum Energy Mobile Wireless Networks*. IEEE Journal Selected Areas in Comm., Vol. 17, n. 8, pp. 1333–1344, 1999
- [3] J. Liu, B. Li : *MobileGrid: Capacity-aware Topology Control in Mobile Ad Hoc Networks*. Proc. IEEE Int. Conference on Computer Communications and Networks, pp. 570–574, 2002.
- [4] R. Ramanathan, R. Rosales-Hain : *Topology Control of Multihop Wireless Networks using Transmit Power Adjustment*. Proc. IEEE Infocom 2000, pp. 404–413, 2000.
- [5] K. Pahlavan, A. Levesque : *Wireless Information Networks*. John Wiley and Sons, New York, 1995.