

## СПОСОБ ПОВЫШЕНИЯ ЭФФЕКТИВНОСТИ ПРОЦЕССА МАРШРУТИЗАЦИИ В МОБИЛЬНЫХ СЕТЯХ БОЛЬШОЙ РАЗМЕРНОСТИ

The method of routing process effectiveness increasing based on agent systems is offered. Analysis is taken on dependency between network neighborhood distribution of first and second network topology degree and agent place. As shown, topology modification causes distribution density changes by non-linear law.

Предложен способ повышения эффективности процесса маршрутизации на основе системы агентов. Проведен анализ зависимости изменения распределения сетевого окружения первого и второго порядков топологии сети и место расположения агентов. Показано, что с изменением топологии плотность распределения изменяется по нелинейному закону.

### Введение

Для современных компьютерных сетей характерным является наличие разнородного трафика, при этом существует устойчивая тенденция увеличения доли мультимедийного трафика [1, 2, 3]. Каждый вид трафика предъявляет свои требования к качеству обслуживания (*QoS*) [4]. К ним относятся требования к пропускной способности, задержкам, изменению (флуктуации) задержки, надежности и относительной загруженности узла.

В отличие от мультимедийного трафика данные передаются, как правило, с неравномерной плотностью потока, пачками, и прибывают в непредсказуемые промежутки. В связи с этим, полоса пропускания, используемая для мультимедийного трафика, должна быть защищена от трафика данных, и наоборот.

Для этих целей, иерархическая модель сети является наиболее предпочтительной, так как позволяет создать наиболее устойчивую структуру сети и более рационально распределить ресурсы [5]. Также достоинством иерархической модели сети является более высокий уровень защиты данных. Все узлы такой сети мобильны, связываются друг с другом динамически произвольным образом без участия централизованного управления и базовых станций.

Основным фактором, который влияет на процесс передачи информации в мобильных компьютерных сетях, является их динамическая топология, поэтому эффективность функционирования таких сетей в значительной степени зависит от решения задачи маршрутизации. Кроме того, для обеспечения гарантированного качества обслуживания в мобильных

сетях наиболее эффективным подходом является интеграция элементов поддержки качества обслуживания в протоколы маршрутизации.

### **Обзор и анализ существующих решений**

Для компьютерных систем большой размерности не существует единого эффективного алгоритма маршрутизации. В связи с этим компьютерные системы разбиваются на отдельные подсистемы – домены. При этом задача маршрутизации делится на [6] задачи внутридоменной и междоменной маршрутизации.

Большая часть алгоритмов внутридоменной маршрутизации используют алгоритмы маршрутизации по состоянию канала (*link-state protocol*) для распространения топологической информации по всей сети с помощью служебных сообщений [7]. Для распространения служебных сообщений чаще всего используется лавинный алгоритм (*flooding*). Суть алгоритма заключается в том, что получив управляющий пакет, система рассылает его во всех возможных направлениях, кроме линии связи, по которой пакет пришел. К основным недостаткам алгоритма маршрутизации по состоянию канала можно отнести низкую масштабируемость, по причине большого количества служебного трафика создаваемого в сетях большого размера сообщениями об изменении состояния узлов. Такая же проблема возникает при частых изменениях топологии сети.

В отличие от этого, при междоменной маршрутизации управление трафиком обеспечивает снижение уровня загруженности каналов путем отправки одного потока данных группе получателей, а не каждому получателю индивидуально с использованием многоадресной маршрутизации. Вследствие чего, задача междоменной маршрутизации состоит в построении максимально устойчивого минимального покрывающего дерева.

Особую актуальность принимают задачи оптимизации управления трафиком в мобильных сетях, связанных с использованием динамических алгоритмов маршрутизации, при которых объем управляющего трафика зависит от частоты изменений в сети.

Одной из основных задач управления функционированием компьютерной сети при передаче мультимедийного трафика является организация эффективной системы доставки информации. Решение данной задачи осуществляется с помощью процедуры конструирования трафика (*TE – Traffic Engineering*) [8] основной целью, которой является обеспечение равномерной загрузки сети. В этом заключается основное отличие данной задачи от задачи оптимальной маршрутизации.

Средства традиционной маршрутизации не удовлетворяют требованиям *QoS*, требованию равномерного распределения нагрузки по каналам связи, не обеспечивают достаточной оперативности при изменении маршрутов в сети, вызванных перемещением абонентских систем [9]. Еще одним недостатком является необходимость передачи регулярных обнов-

лений маршрутной информации даже при незначительном колебании загрузки каналов передачи или изменением топологии системы. [10].

Одним из подходов к решению данной задачи является оптимизация сети путем динамического распределения трафика, т.е. в режиме реального времени решать задачу динамического назначения маршрутов, удовлетворяющую требованиям к параметрам  $QoS$ , и обеспечивать равномерную загрузку сети.

В этом случае эффективность задачи маршрутизации и, в целом, задачи конструирования трафика в значительной мере зависит от формирования оптимальной структуры сети.

В работе [11] предложен механизм междоменного конструирования трафика на основании технологии MPLS, удовлетворяющую требованиям к параметрам  $QoS$ , и обеспечивать равномерную загрузку сети.

В [12] для решения задачи  $TE$  предлагается использоваться расширения протоколов маршрутизации работающих на основе алгоритма состояния каналов, к ним относятся протоколы  $OSPF$  и  $IS-IS$ , которые лавинообразно распространяют информацию для каждого маршрутизатора, содержащую полную информацию о топологии сети, метрике сети по всем каналам, с целью обеспечения вычисления кратчайшего пути до адресата.

В качестве одного из основных условий уменьшения сложности внутridoменной маршрутизации в работе [13] рассматривается ограничение на число пересылок между любыми двумя абонентскими системами домена. Предполагается, что внутри каждого домена абонентские системы могут связаться друг с другом самое большее через две пересылки. При этом алгоритм должен разбивать сеть на непересекающиеся домены. Однако существующие структуры формирования непересекающихся доменов не позволяют осуществлять динамическую реконфигурацию сети.

### **Постановка задачи**

Одним из характерных признаков современных компьютерных систем является их динамическая реконфигурация. Это отражается на структуре доменов компьютерной системы [14] и, в большинстве случаев, сказывается на эффективности системы конструирования трафика.

В самом деле, в процессе динамической реконфигурации перестраивается структура доменов, что приводит к необходимости реконфигурации самой системы конструирования трафика, а существующие методы конструирования трафика не позволяют это сделать.

В связи с тем, что динамическую систему жестко разбить на статические подсети нельзя, необходимо отказаться от явного разбиения, и необходимо предложить механизм распределенного управления трафиком. В связи с этим, предложен способ организации распределенной системы

управления, при котором промежуточным узлам предоставляется возможность самостоятельно осуществлять реконфигурацию канала. С этой целью формируется распределенная система агентов управления трафиком.

Данная задача является NP-полной и решается с помощью линейного программирования.

Пусть сеть представлена в виде нагруженного графа с ограничением пропускной способности узла и всей системы передачи данных.

Граф сети обозначим, как  $G = (V, E)$ , где  $V$  обозначает множество узлов, и  $E$  множество связей. В качестве альтернативы, будем использовать представление  $(i, j)$  для связи узла  $i$  с узлом  $j$ . Пропускная способность связи  $(i, j)$  от узла  $i$  до узла  $j$  определена, как  $c(i, j)$ .

Пусть множество узлов  $V$ , разбивается на подмножества  $V = \{V_1, V_2, V_3\}$ . Ставим в соответствие каждому  $K_1$  некоторое множество  $V_1$  узлов,  $V_1 = \{v_1, v_2, \dots, v_i\}$ , а  $K_2$  ставится в соответствие множество  $V_2$  узлов,  $V_2 = \{v_i, \dots, v_{i+k}\}$ . Пусть есть какой-то узел  $v_i$ , который может входить в разные множества с различной вероятностью,  $v_i \in V_1, v_i \in V_2$ .

В работе [15] проведен анализ известных алгоритмов формирования доменов и предложен распределенный алгоритм *DDR (Distributed Dynamic Routing Algorithm)* для сетей с фиксированной структурой. В данной работе предлагается модифицированный алгоритм формирования доменов, основной целью которого является определение количества агентов. Необходимо учитывать динамический характер сети, и что от расположения агентов зависит объем передаваемого управляющего трафика.

Таким образом, определим какие из абонентских систем домена могут выступать в качестве агентов и смогут разделять между собой нагрузку.

В качестве дополнительного условия выбора абонентской системы  $v_i$  в качестве агента  $a_j$  определим следующее условие:

$$a_j = \{v_i \mid (1 - p'_j) = \max \forall v_i \in V_j\}, \quad (1)$$

где  $p$  – вероятность того, что выбранная абонентская система может быть агентом. Учитывая устойчивость узла, вероятность выбора агента можно представить в виде:

$$K_1 = K_0 \cdot \delta + K' \cdot a_j, \quad (2)$$

где  $K_1$  – коэффициент выбора агента;  $K_0$  – весовой коэффициент степени;  $K'$  – весовой коэффициент  $a_j$ .

Выражения (1) и (2) обеспечивают формирование максимально устойчивого дерева от одного отправителя информации до одного или нескольких получателей информации, при этом могут быть использованы алгоритмы, приведенные в работах [15, 16].

Для разбиения графа на домены заполним матрицу инцидентности  $MI$ , и с ее помощью определим максимальную степень вершин графа  $v_m$ , и определим сможет ли одна из таких вершин стать агентом.

Для этой вершины определим плотность сетевого окружения  $\delta_{v_m}$  первого и второго порядка, по формуле:

$$\delta_{v_i} = \frac{S + \sum E_{i,j}}{S}, \quad (3)$$

при условии, что  $E_{i,j} \neq 0$  в  $MI$ ,

где  $S$  – максимальная степень связности вершины,  $E_{i,j}$  – связь между смежными ребрами вершины с максимальной степенью.

Из всех полученных  $\delta_{v_i}$  выбираются максимальные значения первого и второго порядка, и такая вершина становится агентом.

Приведем пример вычислений для регулярного графа представленного на рисунке 1.

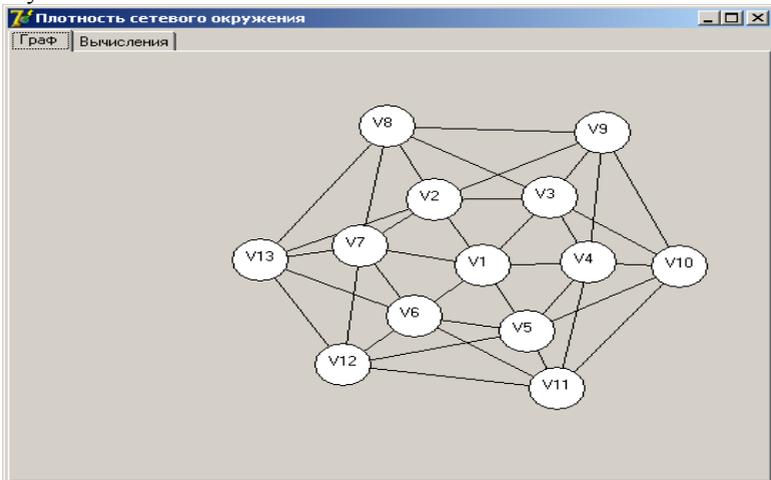


Рис. 1. Пример сети, представленного в виде регулярного графа

Максимальная степень вершины  $v_m = 6$

Количество вершин, имеющих максимальную степень вершины = 7

Плотность сетевого окружения 1 порядка для вершины 1  $\delta_{v_m}(1) = 2$

Плотность сетевого окружения 2 порядка для вершины 1

$$\delta_{v_m}(2) = 1,5 \qquad \delta_{v_m}(4) = 1,5 \qquad \delta_{v_m}(6) = 1,5$$

$$\delta_{v_m}(3) = 1,5 \qquad \delta_{v_m}(5) = 1,5 \qquad \delta_{v_m}(7) = 1,5.$$

Это вершины с номерами: 1, 2, 3, 4, 5, 6, 7

Плотность сетевого окружения 1 порядка:  $\delta_{v_m}(1) = 2$

$$\delta_{v_m}(2) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(4) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(6) = 2,33$$

$$\delta_{v_m}(3) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(5) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(7) = 2,33$$

Плотность сетевого окружения 2 порядка для вершины 1

$$\delta_{v_m}(2) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(4) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(6) = 2,33$$

$$\delta_{v_m}(3) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(5) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(7) = 2,33$$

Плотность сетевого окружения 2 порядка для вершины 2

$$\delta_{v_m}(1) = 2 \qquad \delta_{v_m}(7) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(9) = 2,2$$

$$\delta_{v_m}(3) = 2,33 \qquad \delta_{v_m}(8) = 2,2 \qquad \delta_{v_m}(13) = 2,2$$

и т.д.

На рис. 2. приведен пример расчета графа в моделирующей программе.

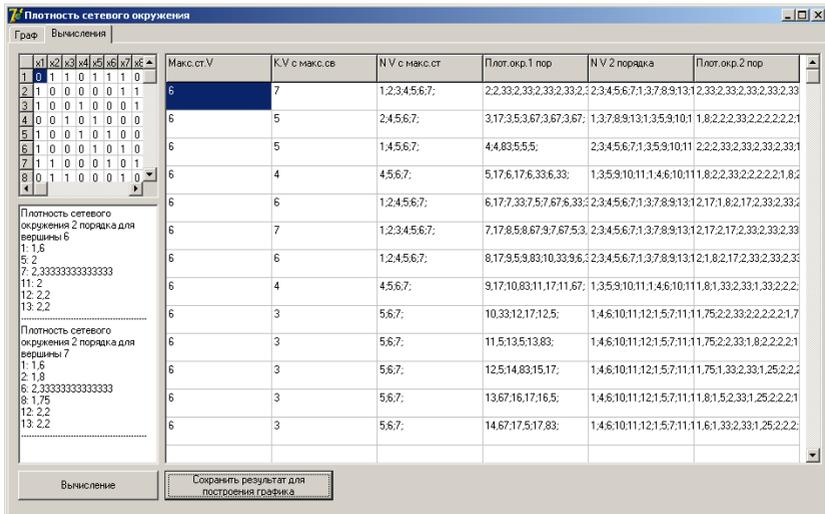


Рис. 2. Пример расчета графа в моделирующей программе

Приведем пример еще один пример на рис. 3, однако в нем мы выберем нерегулярную структуру графа.

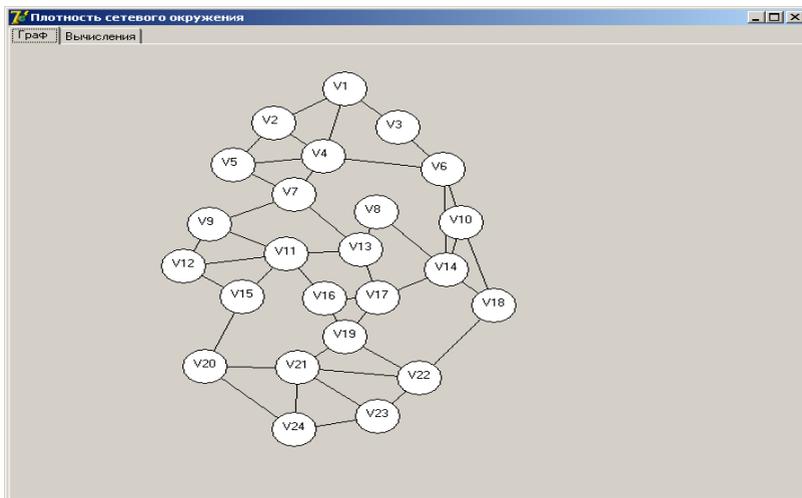


Рис. 3. Пример сети 2, представленной в виде графа

Макс.ст.V	K.V с макс.св	N V с макс.ст	Плот.окр.1 пор	N V 2 г
5	2	14,21;	2,2,2;	6,8;10;
5	4	4,11;14,21;	2,4;2,8;1,8;2,6;	1,2;5,6;
5	3	4,14,21;	2,8;3,2;2,6;	1,2;5,6;
5	1	4;	3,2;	1,2;5,6;
4	5	4,11;14,19,21;	4,4;2,5;3,25;3,25;1,5;	2,5;6,8;
4	4	4,11;19,21;	4,25;4,75;3,5;3,75;	2,5;6,8;
5	1	4;	4,7;	2,4;5,6;
5	1	4;	5,8;	2,4;5,6;
5	1	4;	6,9;	2,4;5,6;
4	2	4,21;	9,25;5,25;	2,4;6,8;
4	1	4;	10,12;	2,4;6,8;
3	9	2,4;7;10;15;18;20;21;23;	13,33;7,5;4,33;5;1,67;1,1;	1,4;5,2;
3	6	2,4;10;15;18;20;	13,5;8,33;4,67;5,2;1,33;	1,4;5,2;

Рис. 4. Пример расчета нерегулярного графа в моделирующей программе

В данном случае видно, что плотность сетевого окружения второго порядка выше плотности окружения первого порядка. В таком случае при

выходе из строя некоторых ребер графов 1 и 2, эффективность работы топологии оценим на рис.5.

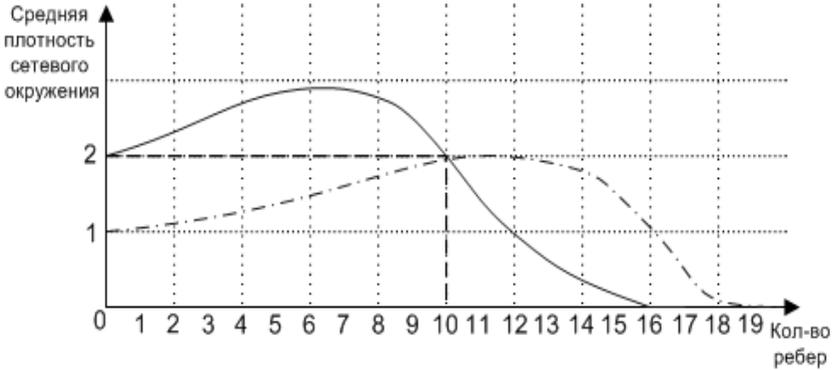


Рис. 5. Отношение средней плотности сетевого окружения к количеству вышедших из строя ребер ( — граф 1, - - - граф 2).

Проведем анализ зависимости изменения распределения сетевого окружения первого и второго порядков топологии сети в зависимости от места расположения агентов. Так как характер графиков для регулярной и нерегулярной топологии одинаковый, выберем для примера 1 граф. Предположим, что агентами назначены вершины  $v_1$  и  $v_4$ , и проанализируем графике поведение топологии, рис. 6 и рис. 7.

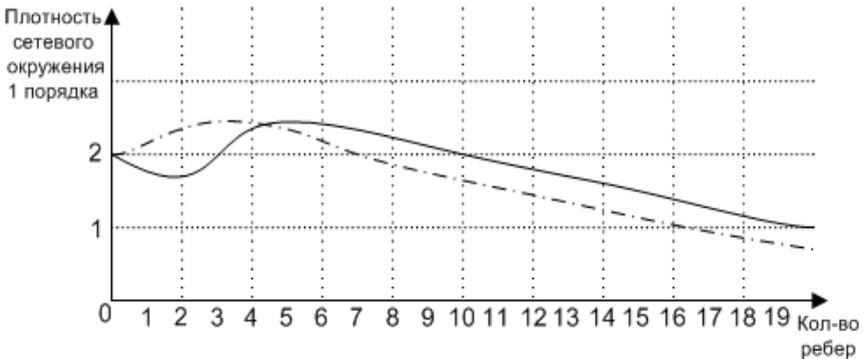


Рис. 6. График зависимости плотности сетевого окружения первого порядка от степени вершины ( —  $v_1$  и - - -  $v_4$ ).

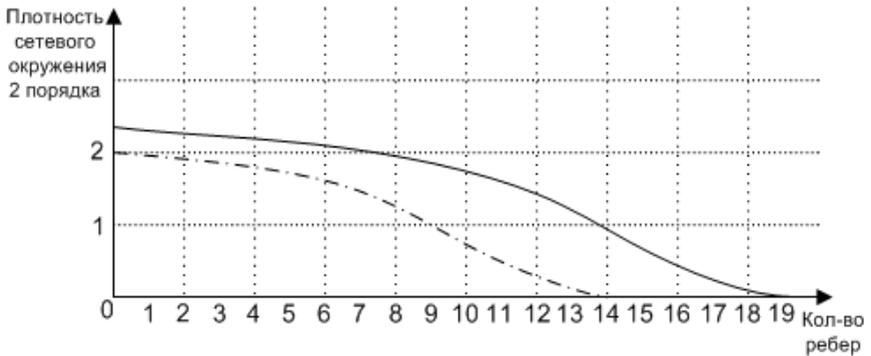


Рис. 7. График зависимости плотности сетевого окружения второго порядка от степени вершины ( —  $v_1$  и - - -  $v_4$ ).

После ряда экспериментов можно сделать вывод, что при выходе из строя ребер из первого порядка сетевого окружения, плотность сетевого окружения второго порядка увеличивается, а при выходе из строя ребер из второго порядка сетевого окружения, плотность сетевого окружения первого порядка повышается. При выходе из строя вершин из первого и второго сетевого окружения, плотность сетевого окружения первого порядка намного увеличивается, по отношению к плотности сетевого окружения второго порядка.

Кроме того, при неправильно выбранном местоположении агента, в данном случае  $v_4$ , показатели сетевого окружения ниже, в следствие чего можно сделать вывод, что агентом необходимо выбирать вершину не только у которой максимальная степень связности, а также вершину у которой плотность сетевого окружения первого и второго порядков наибольшая.

### Выводы

В данной работе предложен способ повышения эффективности процесса маршрутизации на основе системы агентов. Для этого требуется меньше объем информации связанной с реконfigurацией сети. Преимуществом данного подхода является возможность двух смежных агентов содержать в своей области смежные узлы, или смежные узлы могут находиться на границе.

Проведен анализ зависимости изменения распределения сетевого окружения первого и второго порядков в зависимости от вида топологии сети. По результатам моделирования построены графики, доказывающие, что агентом необходимо выбирать вершину не только у которой максимальная степень связности, а также вершину, у которой плотность сетевого окружения первого и второго порядков наибольшая. Показано, что с

изменением топологии плотность распределения изменяется по нелинейному закону.

### Список использованной литературы

1. F. Yu, V. Wong, V. Leung, A New QoS Provisioning Method for Adaptive Multimedia in Cellular Wireless networks, INFOCOM 2004.
2. Y. Xiao, H. Li, S. Choi, Protection ND Guarantee for Voice and Video Traffic in IEEE 802.11e Wireless LANs, INFOCOM 2004.
3. W. Sheikh, B. Shafiq, R. Paul, A. Ghafoor, Provision of Multimedia Service in a Mobile Ad Hoc Network, Computer Society, IEEE 2004.
4. G. Yang, D. Shen, V. Li, UEP for Video Transmission in Space-Time Coded OFDM Systems, INFOCOM 2004.
5. Жуков И.А., Клименко И.А. Обеспечение заданного уровня качества обслуживания в объединенных сетях // Проблеми інформатизації та управління: Зб. наук. пр. – К.: НАУ, 2005. – Вип. 13. – С.5–14.
6. Таненбаум Э. «Компьютерные сети» 4-е издание, Питер 2003.-992с.
7. Adjih C., Clausen T., Jacquet P., Laouiti A., Minet P., Muhlethaler P., Qayyum A. and Viennot L. “Optimized link state routing protocol”, IDV 08, IETF, September 2003.
8. D. Awduche, A. Chiu, A. Elwalid, I. Widjaja, X. Xiao, “Overview and Principles of Internet Traffic Engineering”, May 2002, IETF RFC 3272
9. Y.H. Zhang, D. Makrakis and D. Hatzinakos, Supporting of QoS and Micro-Mobility in MPLS-based IPv6 Wireless Networks, Europa2004
10. Germán Goldszmidt, Yechiam Yemini, “Delegated Agents for Network Management”, IEEE Communications Magazine, March 1998
11. X.Xiao, A.Hannan, B.Bailey, “Traffic engineering with MPLS in the Internet”, IEEE Network Magazine, p.28-33, March 2000
12. Chakrabarti S. and Mishra A., “QoS issues in Ad Hoc Wireless”, IEEE Communications Magazine, Februar 2001.
13. B. Albert, FDDI and FDDI-II: Architecture, Protocols and Performance. Artech House, 1994
14. P. Vilà, J.L. Marzo, A. Bueno, “Automated Network Management Using a Hybrid Multi-Agent System”, In rtificial Intelligence and Applications (AIA 2002), September 9-12, 2002. Málaga, Spain. ISBN: 0-88986-352-0.
15. Mobile Ad Hoc Networking & Computing at Eurocom: “On Designing routing protocol for mobile Ad Hoc networks”.
16. C.-K. Toh, "Long-lived Ad-Hoc Routing based on the concept of Associativity" March 1999 IETF Draft, 8 pages.
17. T. Imielinski and J. C. Navas, "Geographic addressing, routing, and resource discovery with the global positioning system", Communications of the ACM Journal, 1997.