

Анализ механизмов построения логической топологии в сетях MANET¹

Антон Кирьянов, Алексей Куреев, Андрей Ляхов, Евгений Хоров

*Институт проблем передачи информации им. А. А. Харкевича
Российской академии наук, Москва, Россия*

Поступила в редколлегию 21.04.2015

Аннотация—Механизмы управления соединениями (МУС) отвечают за формирование логической топологии сети путем установления и закрытия соединений между станциями и являются неотъемлемой частью большинства проактивных протоколов маршрутизации. В работе рассматривается и проводится анализ класса МУС, решение об открытии и закрытии соединений в которых принимаются на основе последовательности принятых/потерянных специальных служебных сообщений. В частности, в рассматриваемый класс входят МУС, используемые в таких известных протоколах маршрутизации, как OLSR и TBRPF. Разрабатывается аналитическая модель МУС данного класса, которая позволяет провести анализ эффективности различных МУС и сделать рекомендации по выбору значений их параметров.

КЛЮЧЕВЫЕ СЛОВА: беспроводная многошаговая сеть, MANET, логическая топология сети, механизм управления соединениями (МУС), аналитическая модель МУС, время жизни соединения, протокол маршрутизации, OLSR, TBRPF.

1. ВВЕДЕНИЕ

Одним из способов увеличения области покрытия беспроводных сетей является использование ретрансляторов. В качестве ретрансляторов могут использоваться как станции, специально установленные при развертывании сети, так и обычные пользовательские станции. Мобильность ретранслирующих станций усложняет задачу многошаговой доставки данных, требуя определения того, какие станции в настоящий момент находятся в области радиовидимости друг друга, а какие нет, и последующего построения маршрутов.

В мобильных многошаговых беспроводных сетях с децентрализованным управлением (MANET) для решения указанной задачи используются протоколы динамической маршрутизации. Наиболее известные из них – OLSR (Optimized Link-State Routing) [1], TBRPF (Topology Broadcast based on Reverse-Path Forwarding) [2] и AODV (Ad hoc On-Demand Distance Vector) [3] – были стандартизованы организацией IETF, играющей ключевую роль в развитии сетей MANET. Эти протоколы определяют возможность передачи данных между парами станций и позволяют передавать данные между движущимися станциями через ретрансляторы.

Проактивные протоколы маршрутизации, такие как OLSR и TBRPF, заранее строят маршруты между всеми станциями сети и поддерживают на каждой станции актуальную таблицу маршрутизации. Неотъемлемой частью таких протоколов маршрутизации является механизм управления соединениями (МУС), который устанавливает логические соединения между станциями, находящиеся в зоне слышимости друг друга, а также закрывает логические соединения,

¹ Исследование выполнено в ИППИ РАН за счет гранта Российского научного фонда (проект № 14-50-00150).

если станции покидают зону слышимости друг друга². Все станции распространяют информацию об установленных логических соединениях по сети, и таким образом каждая из станций децентрализованно строит *логическую топологию сети* и заполняет свою таблицу маршрутизации.

Одним из способов определить качество канала является периодическая рассылка пробных пакетов всеми станциями сети, которые иногда называют HELLO-сообщениями. Получив одно или несколько HELLO-сообщений от станции *A*, станция *B* принимает решение об открытии однонаправленного логического соединения со станцией *A*.

Передача данных по беспроводной среде ненадежна, поэтому современные протоколы канального уровня включают в себя механизмы подтверждения получения пакетов с помощью служебных кадров, отправляемых станцией, получившей пакет. Для использования этих механизмов передача данных по соединению должна быть осуществима в обе стороны: иными словами, только двунаправленные соединения должны использоваться для доставки пакетов. Станция *A* считает соединение со станцией *B* двунаправленным, только если обе станции установили однонаправленные соединения и при этом станция *B* известила станцию *A* об установленном однонаправленном соединении. Для этого каждая станция внутри своего HELLO-сообщения указывает множество адресов других станций, с которыми она открыла соединение, а также статус каждого соединения: однонаправленное или двунаправленное. Таким образом, если одна из станций, например, станция *A*, установила однонаправленное логическое соединение со станцией *B*, то станция *A* указывает внутри своего HELLO-сообщения адрес станции *B* с пометкой «однонаправленное соединение», и если после этого станция *A* получила от станции *B* HELLO-сообщение, внутри которого обнаружила свой адрес, то с этого момента станция *A* считает установленное логическое соединение со станцией *B* двунаправленным (симметричным). Если станция принимает решение о необходимости закрыть существующее логическое соединение, то она перестает указывать адрес соседней станции внутри своего HELLO-сообщения, либо указывает адрес соседней станции с пометкой «соединение закрыто». По описанному алгоритму работают МУС в протоках OLSR и TBRPF.

Одной из главных характеристик каждого МУС, которая и определяет эффективность его работы, является набор событий, по которому МУС принимает решения об установлении/закрытии логического соединения. Основой для принятия этих решений часто служит анализ статистики полученных/потерянных HELLO-сообщений от других станций. Например, в протоколе OLSR решение об открытии однонаправленного соединения с соседней станцией принимается при получении от нее одного HELLO-сообщения, а решение о закрытии соединения с данной станцией — при потере трех ее HELLO-сообщений подряд. В протоколе TBRPF однонаправленное соединение устанавливается при получении двух HELLO-сообщений среди последних трех HELLO-сообщений, отправленных соседней станцией, а закрывается при потере трех HELLO-сообщений от соседней станции подряд.

В данной работе впервые предлагается рассмотреть и провести анализ целого класса механизмов управления соединениями, принимающих решение об установлении однонаправленного соединения при получении k_1 HELLO-сообщений среди последних w_1 отправленных HELLO-сообщений, а решение о закрытии соединения — при потере k_2 HELLO-сообщений среди последних w_2 отправленных HELLO-сообщений. Далее для краткости описанный класс механизмов управления соединениями будем называть обобщенным МУС. Очевидно, что МУС, используемые в протоколах OLSR и TBRPF, входят в рассматриваемый класс механизмов, иными словами, являются частными случаями обобщенного МУС.

² Термин «логическое соединение» используется для того, чтобы подчеркнуть, что наличие открытого соединения отображает не физическое качество беспроводного канала, а видение этого качества некоторой станцией сети.

В работе предложена аналитическая модель обобщенного МУС, с помощью которой на основе показателей эффективности МУС из [4], проводится сравнительный анализ эффективности различных механизмов из данного класса, в том числе, используемых в протоколах OLSR и TBRPF. Разработанная модель также позволяет сделать рекомендации для выбора значений параметров механизма.

Дальнейшее изложение построено следующим образом. В разделе 2 приведен краткий анализ предыдущих исследований эффективности МУС. Раздел 3 содержит описание предложенного обобщенного механизма управления соединениями. Раздел 4 посвящен показателям эффективности МУС. В разделе 5 приведено описание аналитической модели обобщенного МУС. Раздел 6 содержит численные результаты моделирования. Основные выводы сформулированы в разделе 7.

2. ПРЕДЫДУЩИЕ РАБОТЫ

Исследованию МУС в многошаговых беспроводных сетях посвящено множество работ. Стоит отметить, что изначально данная тема изучалась в основном с помощью имитационного моделирования. Например, в [5], [6] получены зависимости пропускной способности сети от периода рассылки HELLO-сообщений, средней скорости перемещения станций, плотности станций. Хотя имитационное моделирование и позволяет определять значения таких показателей эффективности, как, например, пропускная способность, полученные результаты зачастую существенно зависят от используемой среды имитационного моделирования, параметров сценария, а также многочисленных настроек всего стека протоколов [7], [8]. Более того, для получения статистически значимых результатов число проведенных экспериментов должно быть велико.

Пожалуй, впервые аналитическое исследование МУС в протоколе OLSR проведено в [9]. Разработанная математическая модель позволяет вычислить задержку при открытии/закрытии соединения, а также время жизни соединения. Главным недостатком исследования [9] является упрощенная модель распространения сигнала — вероятность приема HELLO-сообщения дискретна и может принимать только два значения — 0 или 1. Также в работе не учитываются возможные коллизии HELLO-сообщений.

Данных недостатков лишена работа [10]. Авторами используется достаточно реалистичная двулучевая модель распространения сигнала и проводится аналитическое сравнение двух алгоритмов принятия решений, реализованных в протоколе OLSR [1]. Согласно первому алгоритму решение об открытии соединения принимается при получении подряд заданного числа HELLO-сообщений, а согласно второму — при достижении заданного порога экспоненциально усредненной долей полученных HELLO-сообщений (так называемый «МУС с гистерезисом»). В [10] определяется среднее число симметричных соединений в сети и оценивается флуктуация состояния соединения (частота перехода соединения из открытого состояния в закрытое, и наоборот). Авторы вводят понятия ошибок I и II рода и находят их вероятности. Одним из достоинств модели также является аналитический учет движения станций сети. К сожалению, разработанная модель является достаточно сложной и громоздкой, чтобы использовать ее на практике для адаптивной настройки параметров протокола. Наиболее существенным недостатком является то, что авторы не конкретизируют, какие значения измеряемых ими величин являются приемлемыми при работе МУС.

Таким образом, ни в одной из представленных выше работ не были разработаны единые требования, по которым можно оценить эффективность того или иного алгоритма обнаружения соседей, а также сравнить различные МУС друг с другом. В [4] были впервые сформулированы требования к надежности, стабильности и своевременности открытия соединений, а в [11] на основе данных требований был впервые проведен анализ эффективности МУС протокола OLSR. Эти требования будут использоваться и для оценки эффективности представленного в

данной работе обобщенного механизма управления соединениями, алгоритм работы которого изложен в следующем разделе.

3. ОПИСАНИЕ ОБЪЕКТА ИССЛЕДОВАНИЯ

В данном разделе приводится описание работы обобщенного МУС, принимающего решения об установлении соединений на основе статистики полученных HELLO-сообщений. По аналогии с МУС протокола OLSR будем считать, что каждое соединение может находиться в одном из трех состояний.

- *LOST* — соединение закрыто или отсутствует;
- *HEARD* — установлено однонаправленное соединение;
- *SYMMETRIC (SYM)* — установлено двунаправленное (симметричное) соединение.

Для исследования работы МУС будем рассматривать соединение между двумя станциями только с точки зрения одной из них (любой заранее выбранной). Такой подход позволяет описать работу протокола наглядной диаграммой состояний, представленной на рис. 1. Для удобства введем макросостояние *OPEN*, которое является объединением состояний *HEARD* и *SYM*, а также макросостояние $\overline{SYM}$, которое является объединением состояний *HEARD* и *LOST*.

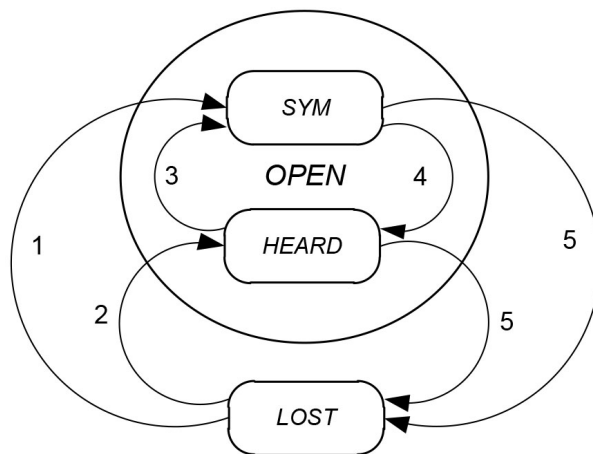


Рис. 1. Диаграмма состояний соединения

Для удобства будем говорить, что станция *A* получила (потеряла) от станции *B* k HELLO-сообщений в окне w , если станция *A* получила (потеряла) k HELLO-сообщений среди последних w HELLO-сообщений, отправленных станцией *B*. Рассмотрим возможные переходы между различными состояниями соединения и события, по которым они происходят.

1. Если соединение находится в состоянии *LOST* и станция *A* получает от станции *B* k_1 HELLO-сообщений в окне w_1 , последнее из которых содержит адрес *A*, то соединение переходит в состояние *SYM*.
2. Если соединение находится в состоянии *LOST* и станция *A* получает от станции *B* k_1 HELLO-сообщений в окне w_1 , последнее из которых не содержит адрес *A*, то соединение переходит в состояние *HEARD*.
3. Если соединение находится в состоянии *HEARD* и станция *A* получает от станции *B* HELLO-сообщение, содержащее адрес *A*, то соединение переходит в состояние *SYM*.

4. Если соединение находится в состоянии *SYM* и станция *A* получает от станции *B* HELLO-сообщение, не содержащее адрес *A*, то соединение переходит в состояние *HEARD*.
5. Если соединение находится в состоянии *HEARD* или *SYM* и станция *A* теряет k_2 HELLO-сообщений в окне w_2 от станции *B*, то соединение переходит в состояние *LOST*.

При переходе соединения в состояние *LOST* или из состояния *LOST* статистика полученных/потерянных HELLO-сообщений сбрасывается.

Набор значений параметров $w_1 = k_1 = 1, w_2 = k_2 = 3$ соответствует МУС, используемому по умолчанию в протоколе OLSR, а набор $w_1 = 3, k_1 = 2, w_2 = k_2 = 3$ — МУС протокола TBRPF.

4. ПОКАЗАТЕЛИ ЭФФЕКТИВНОСТИ МУС

В [4] для оценки эффективности МУС вводятся требования к *надежности*, *стабильности* и *быстроте открытия* соединений.

Надежность соединения означает высокую вероятность успешной передачи данных по нему. Пусть p — вероятность успешной попытки передачи пакета по данному соединению в предположении, что p одинаково в обе стороны, а p_0 — минимально необходимая вероятность успешной попытки передачи по открытому соединению. Тогда МУС должен устанавливать соединения, только если $p \geq p_0$. Пусть P_{SYM} — это вероятность того, что рассматриваемое соединение находится в состоянии *SYM*, тогда зависимость $P_{SYM}(p)$ для идеального МУС должна иметь ступенчатый вид, показанный на рис. 2, и означает, что при $p < p_0$ соединение всегда закрыто, при $p \geq p_0$ соединение всегда находится в состоянии *SYM*. Реальные МУС, применяемые в протоколах OLSR и TBRPF, при принятии решения об изменении состояния соединения используют статистику принятых/потерянных HELLO-сообщений и, вообще говоря, могут ошибаться при оценке качества соединения. Поэтому зависимость $P_{SYM}(p)$ для реального МУС монотонно возрастает на отрезке $[0, 1]$, а не совпадает со ступенчатой характеристикой идеального МУС. Исходя из этого, имеет смысл говорить о том, что при $p > p_0$ соединение должно быть преимущественно открыто, а при $p < p_0$ — преимущественно закрыто, то есть:

$$P_{SYM}(p) > \frac{1}{2} \Leftrightarrow p > p_0, \quad (1)$$

что в случае непрерывной монотонной зависимости эквивалентно условию

$$P_{SYM}(p_0) = \frac{1}{2}. \quad (2)$$

Условие (1) или условие (2) определяют требование к надежности соединения.

Стабильность соединений означает, что при неизменных свойствах беспроводного канала соединение не меняет своего состояния в течение длительного интервала времени. Высокая стабильность соединений нужна подавляющему числу существующих протоколов маршрутизации, выбирающих маршрут исходя из сведений о топологии сети. Каждая станция периодически распространяет по сети информацию об установленных соединениях, благодаря которой остальные станции формируют свое видение топологии сети и заполняют таблицу маршрутизации. Таким образом, чтобы информация о состоянии логических соединений была актуальной на всех станциях сети как можно дольше, необходимо, чтобы при неизменных свойствах беспроводного канала между двумя станциями среднее время между изменениями состояния логического соединения между данными станциями было гораздо больше, чем характерное время T_{update} генерации и распространения информации о состоянии логических соединений

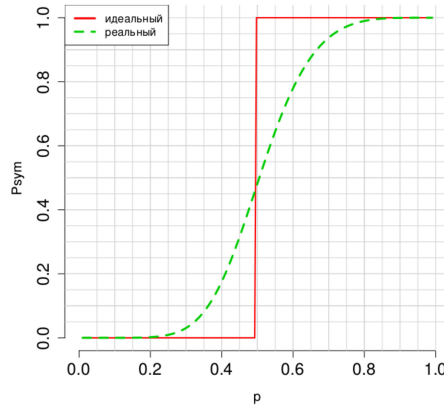


Рис. 2. Зависимость $P_{SYM}(p)$ для идеального и реального МУС.

по всей сети. Пусть $\langle T_{SYM} \rangle$ и $\langle T_{\overline{SYM}} \rangle$ — средние времена, в течение которых соединение находится в состояниях SYM и $\overline{SYM}$. Тогда согласно [11] флуктуация $g(p)$ состояния соединения записывается как

$$g(p) = \frac{1}{\langle T_{SYM} \rangle + \langle T_{\overline{SYM}} \rangle} \quad (3)$$

Требование к стабильности открытого соединения можно записать как:

$$\max_p g(p) \ll \frac{1}{T_{update}}.$$

Для многошаговых беспроводных сетей, используемых в горных условиях, на пересеченной местности или в городской застройке, весьма характерна ситуация, когда при движении станций качество беспроводного канала между ними меняется не плавно, а скачкообразно. Характерным примером здесь является, например, появление станции из-за угла здания. В подобной ситуации соединение между двумя станциями должно устанавливаться как можно быстрее. Для такого сценария резкого скачкообразного изменения вероятности успешной передачи пакета от нулевого значения до значения, близкого к единице, определим δ_{open} как интервал времени между моментом, когда вероятность успешной попытки передачи пакета резко выросла, и моментом, когда состояние соединения стало симметричным с точки зрения рассматриваемой станции. Очевидно, что $\delta_{open} \sim k_1$. Требование к *быстроте открытия соединения* означает, что величина δ_{open} должна быть как можно меньше.

Для определения значений $P_{SYM}(p)$ и $g(p)$ в следующем разделе разработана аналитическая модель обобщенного МУС.

5. АНАЛИТИЧЕСКАЯ МОДЕЛЬ

5.1. Основные допущения

Рассмотрим соединение между станциями А и В при условии стационарного канала с вероятностью успешной попытки передачи p . Пусть $\langle T_{OPEN} \rangle$ и $\langle T_{LOST} \rangle$ — средние времена, в течение которых соединение находится в макросостоянии $OPEN$ и состоянии $LOST$, соответственно, а P_{OPEN} — вероятность нахождения этого соединения в состоянии $OPEN$. Нетрудно заметить, что

$$P_{OPEN} = \frac{\langle T_{OPEN} \rangle}{\langle T_{OPEN} \rangle + \langle T_{LOST} \rangle}.$$

Согласно алгоритму работы обобщенного МУС, приведенному в разделе 3, нахождение соединения в макросостоянии $OPEN$ или в состоянии $LOST$ зависит только от последовательности принятых/потерянных HELLO-сообщений и не зависит от информации, содержащейся в данных HELLO-сообщениях. Применительно к состояниям SYM и $\bar{SYM}$ аналогичное утверждение будет неверным. Станция считает соединение симметричным только после того, как она примет решение об открытии однонаправленного соединения, а также получит HELLO-сообщение с информацией о том, что соседняя станция также приняла решение об открытии однонаправленного соединения. Аналогично, станция перестанет считать соединение симметричным, либо если потеряет определенное множество HELLO-сообщений, либо если получит от соседней станции HELLO-сообщение, из которого следует, что соединение закрыто. Таким образом, переход соединения в симметричное состояние и обратно с точки зрения станции A зависит, во-первых, от состояния соединения на станции A , во-вторых, от состояния соединения на станции B в тот момент, когда станция A приняла HELLO-сообщение от станции B . Так как вероятность успешной передачи HELLO-сообщения¹ $p < 1$, то из-за потери некоторых HELLO-сообщений возникает задержка в получении информации о состоянии соединения на соседней станции. В [12] показано, что если пренебречь данной задержкой, то среднее время $\langle T_{SYM} \rangle$ нахождения соединения в симметричном состоянии составляет:

$$\langle T_{SYM} \rangle = \frac{\langle T_{OPEN} \rangle}{2}. \quad (4)$$

Также согласно Лемме 3 из [12] вероятность P_{SYM} нахождения соединения в симметричном состоянии зависит только от последовательности принятых/потерянных данной станцией HELLO-сообщений, не зависит от содержащейся в данных HELLO-сообщениях информации и выражается через значения $\langle T_{OPEN} \rangle$ и $\langle T_{LOST} \rangle$ следующим образом:

$$P_{SYM} = P_{OPEN}^2 = \left(\frac{\langle T_{OPEN} \rangle}{\langle T_{OPEN} \rangle + \langle T_{LOST} \rangle} \right)^2.$$

Поскольку

$$P_{SYM} = \frac{\langle T_{SYM} \rangle}{\langle T_{SYM} \rangle + \langle T_{\bar{SYM}} \rangle},$$

то, используя (3), можно получить

$$g = \frac{P_{SYM}}{\langle T_{SYM} \rangle}.$$

Таким образом, для проверки выполнения требований к *стабильности* и *надежности* соединения, то есть для определения $P_{SYM}(p)$ и $g(p)$, достаточно вычислить значения $\langle T_{OPEN}(p) \rangle$ и $\langle T_{LOST}(p) \rangle$.

5.2. Определение $\langle T_{LOST} \rangle$

Для определения $\langle T_{LOST} \rangle$ опишем процесс получения HELLO-сообщений с помощью цепи Маркова с дискретным временем. Единицей модельного времени будем считать период

¹ Здесь и далее предполагается, что вероятность успешной передачи HELLO-сообщения совпадает с вероятностью успешной попытки передачи пакета, введенной в разделе 4.

отправки HELLO-сообщений, который назовем слотом. Станция может находиться в одном из 2^{w_1} состояний, которые определяются количеством и порядком принятых и потерянных HELLO-сообщений во временном окне размера w_1 слотов. Будем обозначать слот с принятым HELLO-сообщением единицей, а слот с потерянным HELLO-сообщением — нулем. Так как при закрытии соединения статистика полученных/потерянных HELLO-сообщений сбрасывается, то в начальный момент времени станция находится в состоянии, которому соответствует окно w_1 , полностью заполненное нулями. Удобно представить каждое состояние в виде десятичного числа, двоичная запись которого соответствует последовательности нулей и единиц в окне. Младший разряд в двоичной записи соответствует последнему временному слоту:

$$\begin{array}{l} 0 = 0 \dots\dots 00 \\ 1 = 0 \dots\dots 01 \\ 2 = \underbrace{0 \dots\dots 10}_{w_1} \\ \dots\dots\dots \\ 2^{w_1} - 1 = \underbrace{1 \dots\dots 11}_{w_1} \end{array}$$

Если в двоичной записи данного числа количество единиц равно k_1 , то данное состояние является поглощающим состоянием цепи Маркова. Попад в него, станция принимает решение установить однонаправленное соединение. Состояния, в двоичной записи которого количество единиц превышает k_1 , являются недостижимыми, но для удобства изложения будем также называть такие состояния поглощающими. Обозначим за $H[i]$ число единиц в двоичной записи состояния i (вес Хемминга состояния i). Для поглощающих состояний вес Хемминга больше либо равен k_1 .

Таким образом нам удалось свести задачу вычисления среднего времени $\langle T_{LOST} \rangle$ нахождения соединения в закрытом состоянии к следующей комбинаторной задаче. Имеется последовательность испытаний Бернулли, вероятность успеха составляет p . Необходимо найти среднее число испытаний Бернулли, такое что среди последних w_1 испытаний впервые встретилось k_1 успехов. Эта комбинаторная задача не является новой и уже решалась ранее. Тем не менее все предложенные подходы либо требуют составления и решения сложной системы уравнений с большим числом неизвестных ($C_{w_1}^{k_1-1}$ или $C_{w_1-1}^{k_1}$), из которой определяется характеристическая функция искомой случайной величины ([13], [14]), либо представляют собой какое-то частное решение. Например, аналитические формулы для $w_1 = k_1$ получены в [12]. Аналитической формулы в явном виде для произвольных w_1, k_1 авторам найти не удалось.

В данной работе для решения возникшей комбинаторной задачи мы использовали подход, который также базируется на решении системы линейных уравнений. Так как требуется найти только математическое ожидание времени первого появления k_1 успехов среди последних w_1 испытаний Бернулли, то нет необходимости использовать аппарат производящих функций и усложнять поставленную задачу. Поэтому далее составляется оригинальная система простых линейных уравнений, матрица которой является сильно разреженной, так как каждая ее строка содержит не более трех ненулевых элементов, что позволяет быстро решить данную систему численно. Опишем процесс построения данной системы уравнений.

Пусть T_i , $i \in (0, 2^{w_1} - 1)$ — среднее время перехода из состояния i в одно из поглощающих состояний. Если i — поглощающее состояние, то $T_i = 0$. Как было сказано выше, в начальный момент времени станция находится в состоянии 0. Так как вероятность получения HELLO-сообщения равна p , то с вероятностью p станция в следующем слоте перейдет из состояния 0 в состояние 1, среднее время перехода из которого в поглощающее состояние составляет T_1 , а с вероятностью $1 - p$ останется в состоянии 0, среднее время перехода из которого в поглоща-

ющее состояние составляет T_0 . Так как среднее время перехода в поглощающее состояние из текущего временного слота равняется среднему времени перехода в поглощающее состояние из следующего временного слота плюс один временной слот, то получим следующую зависимость между T_0 и T_1 :

$$T_0 = T_0(1 - p) + T_1p + 1.$$

Проведем аналогичные рассуждения для любого непоглощающего состояния i . Пусть станция находится в произвольном непоглощающем состоянии i , которому соответствует последовательность единиц и нулей размером w_1 (последовательность принятых и потерянных HELLO-сообщений в последних w_1 слотах), совпадающая с двоичной записью числа i . Успешное получение (или потеря) очередного HELLO-сообщения соответствует дописыванию к текущей последовательности единицы (или нуля) справа и отбрасыванию одного значения слева. Эта операция соответствует умножению числа i на два, арифметическому прибавлению единицы в случае получения HELLO-сообщения и взятию у полученного результата остатка по модулю 2^{w_1} . Таким образом, из произвольного непоглощающего состояния i станция может перейти либо в состояние $(2i + 1) \bmod (2^{w_1})$ с вероятностью p , либо в состояние $(2i) \bmod (2^{w_1})$ с вероятностью $1 - p$. Тогда из приведенных ранее рассуждений для любого непоглощающего состояния i получим следующее уравнение:

$$T_i = T_{(2i) \bmod (2^{w_1})}(1 - p) + T_{(2i+1) \bmod (2^{w_1})}p + 1. \quad (5)$$

Число непоглощающих состояний, равное числу ненулевых уравнений, определяется вариантами размещения не более чем $k_1 - 1$ единиц в w_1 слотах и составляет $\sum_{l=0}^{k_1-1} C_{w_1}^l$.

Заметим, что если непоглощающему состоянию m соответствует двоичная последовательность $\{1, s_2, s_3, \dots, s_{w_1}\}$, $s_i \in \{0, 1\}$, то состояние $n = m \bmod 2^{w_1-1}$, которому соответствует последовательность $\{0, s_2, s_3, \dots, s_{w_1}\}$, также является непоглощающим, причем $T_m = T_n$, так как правые части уравнения (5) при таких m и n совпадают. В этом можно убедиться, непосредственно подставив в (5) значения m и n , но данное заключение также можно сделать путем следующих рассуждений. Так как двоичная запись обоих состояний отличается только в старшем разряде, то множество состояний, в которое система перейдет в следующем слоте, и вероятности переходов в эти состояния тоже совпадают. Следовательно, по построению совпадают и правые части уравнения (5). Таким образом, для каждого непоглощающего состояния m вида $\{1, s_2, s_3, \dots, s_{w_1}\}$ (то есть для непоглощающего состояния $m \geq 2^{w_1-1}$) верно $T_m = T_{m \bmod 2^{w_1-1}}$. А так как $m \bmod 2^{w_1-1} = m$ при $m < 2^{w_1-1}$, то для любого непоглощающего состояния m верно $T_m = T_{m \bmod 2^{w_1-1}}$.

Таким образом, достаточно рассмотреть только непоглощающие состояния из множества $i \in \overline{0, 2^{w_1-1} - 1}$, уравнения для которых будут иметь вид:

$$T_i = \hat{T}[(2i) \bmod (2^{w_1})](1 - p) + \hat{T}[(2i + 1) \bmod (2^{w_1})]p + 1, \quad (6)$$

где

$$\hat{T}[i] = \begin{cases} 0, & \text{если } H[i] \geq k_1, \\ T_{i \bmod 2^{w_1-1}}, & \text{иначе.} \end{cases}$$

Так как для $i \in \overline{0, 2^{w_1-1} - 1}$ справедливо, что $(2i) \bmod (2^{w_1}) = 2i$ и $(2i + 1) \bmod (2^{w_1}) = 2i + 1$, то (6) можно представить в следующем виде:

$$T_i = \hat{T}[2i](1-p) + \hat{T}[2i+1]p + 1, i \in \overline{0, 2^{w_1-1}-1}, i : H[i] < k_1. \quad (7)$$

Путем таких преобразований размерность фактически решаемой системы уменьшается с $\sum_{l=0}^{k_1-1} C_{w_1}^l$ до $\sum_{l=0}^{k_1-1} C_{w_1-1}^l$, так как теперь рассматриваются только непоглощающие состояния из множества $\overline{0, 2^{w_1-1}-1}$, а для всех этих состояний самый старший разряд в двоичной записи состояния фиксирован равен нулю.

Поскольку первоначально станция находится в состоянии 0, то T_0 — среднее время, в течение которого соединение находится в закрытом состоянии, то есть $T_0 = \langle T_{LOST} \rangle$. Задача сводится к определению T_0 из системы уравнений (7).

5.3. Определение $\langle T_{OPEN} \rangle$

Определим $\langle T_{OPEN} \rangle$ по аналогии с приведенными выше алгоритмом по определению $\langle T_{LOST} \rangle$. Пусть 1 соответствует слоту с потерянным HELLO-сообщением, а 0 — слоту с полученным HELLO-сообщением. Так как после установления соединения статистика принятых/потерянных HELLO-сообщений сбрасывается, то в начальный момент времени система находится в состоянии 0. Так как вероятность не получить HELLO-сообщение составляет $1-p$, а для закрытия соединения необходимо не получить k_2 HELLO-сообщений в окне w_2 , то заменив в разделе 5.2 p на $1-p$, w_1 на w_2 , k_1 на k_2 , получим, что $\langle T_{OPEN} \rangle = T_0$.

5.4. Определение $\langle T_{SYM} \rangle$

Согласно допущениям, принятым при выводе формулы (4), точные значения времени $\langle T_{SYM} \rangle$ определяются данным выражением только при $p \rightarrow 1$. При $p < 1$ возникает описанная в разделе 5.1 задержка, из-за которой точность полученных значений снижается. При $p \rightarrow 0$ единственным событием, по которому может быть принято решение о закрытии соединения, является потеря k_2 HELLO-сообщений *подряд*. Поэтому при $p \rightarrow 0$ значение $\langle T_{SYM} \rangle = k_2 \cdot HELLO_interval$. Проводя склейку двух данных решений в точке $p = p^*$, такой что $\frac{\langle T_{OPEN}(p^*) \rangle}{2} = k_2$, получаем:

$$\langle T_{SYM} \rangle = \begin{cases} k_2, \text{ если } p < p^*, \\ \frac{\langle T_{OPEN} \rangle}{2}, \text{ иначе.} \end{cases} \quad (8)$$

Так как $\langle T_{OPEN} \rangle$ является неубывающей функцией от p , то (8) эквивалентно:

$$\langle T_{SYM} \rangle = \max \left(\frac{\langle T_{OPEN} \rangle}{2}, k_2 \right).$$

6. ЧИСЛЕННЫЕ РЕЗУЛЬТАТЫ

6.1. Оценка точности аналитической модели

Для оценки точности разработанной аналитической модели проводится серия экспериментов в среде имитационного моделирования NS-3 [15]. В экспериментах моделируется работа обобщенного МУС на паре станций, вероятность успешной передачи HELLO-сообщения между которыми фиксирована и равна p . Для избежания коллизий моменты отправки HELLO-сообщений каждой из станций разнесены во времени. Продолжительность эксперимента составляет 20000 секунд, что соответствует отправке 10000 HELLO-сообщений каждой из стан-

ций (период $HELLO_interval$ рассылки HELLO-сообщений составляет 2 секунды). Для получения статистически значимых результатов при каждом фиксированном p проводится по 30 запусков эксперимента. В течение эксперимента собирается статистика о состоянии соединения между парой станций в каждый момент времени, что позволяет определить среднее время и вероятность нахождения соединения в симметричном состоянии.

В результате имитационного моделирования для различных наборов значений w_1, k_1, w_2, k_2 и вероятности p получены значения $\langle T_{SYM} \rangle$ и P_{SYM} , отмеченные маркерами на рис. 3, 4. Кривые соответствуют результатам, полученным при помощи аналитической модели. Для величины P_{SYM} результаты аналитической и имитационной моделей достаточно точно сходятся при всех значениях p . Что касается величины $\langle T_{SYM} \rangle$, результаты аналитического моделирования дают несколько заниженную оценку вблизи точки $p = p^*$ в силу принятых в разделе 5.1 допущений о пренебрежении задержкой при обмене информацией о состоянии соединения между двумя станциями.

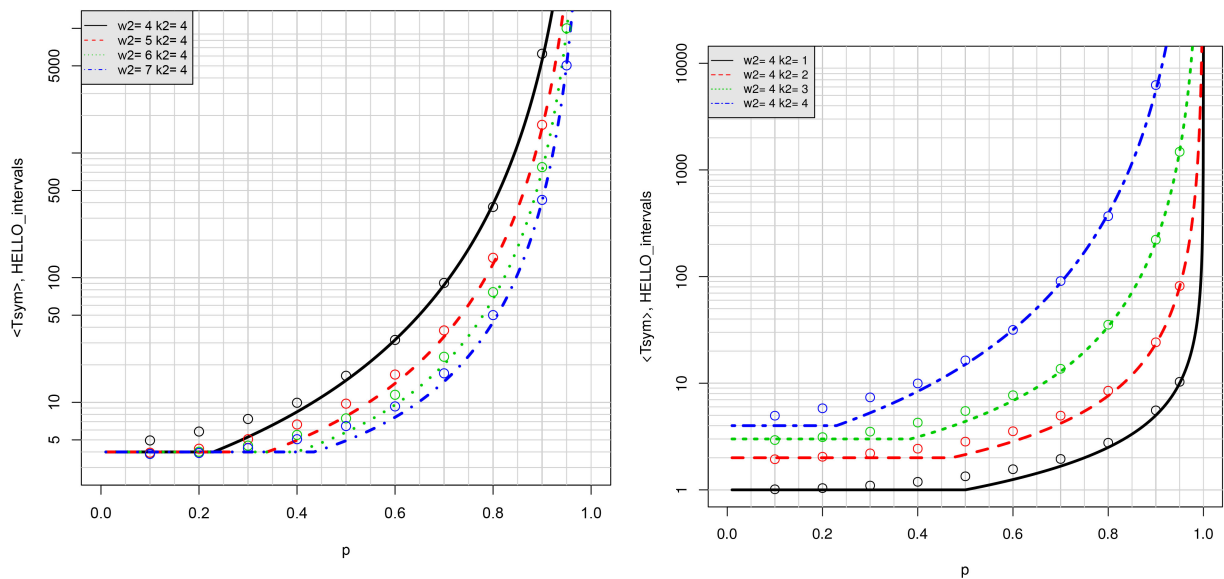


Рис. 3. Зависимость времени $\langle T_{SYM} \rangle$ нахождения соединения в симметричном состоянии от вероятности p успешной передачи HELLO-сообщения

6.2. Исследование эффективности и настройка параметров обобщенного МУС

Предположим, что в сети необходимо устанавливать соединения, вероятность успешной передачи пакета по которым не ниже $p_0 = 0,5$. При помощи разработанной аналитической модели обобщенного МУС можно найти множество наборов значений параметров $\{(w_1, k_1, w_2, k_2)\}$, при которых $P_{SYM}(p_0) \approx 0,5$. Заметим, что выполнение строгого равенства не всегда возможно, так как значения (w_1, k_1, w_2, k_2) представляют собой целые числа, и в реальных устройствах w_1, w_2 не могут принимать сколь угодно большие значения. Поэтому будем выбирать такие значения параметров, для которых, например, $P_{SYM}(p_0) \in (0,45; 0,5)$ из тех соображений, что при плохом качестве соединения, то есть при $p < p_0$ вероятность $P_{SYM}(p)$ не должна превышать $\frac{1}{2}$. Согласно (2) такой выбор значений параметров удовлетворяет требованию к надежности соединений. Далее для удобства представления полученных результатов ограничимся рассмотрением наборов $w_1 \in \{1, 7\}, w_2 \in \{1, 7\}, w_1 - 3 \leq k_1 \leq w_1, w_2 - 3 \leq k_2 \leq w_2$.

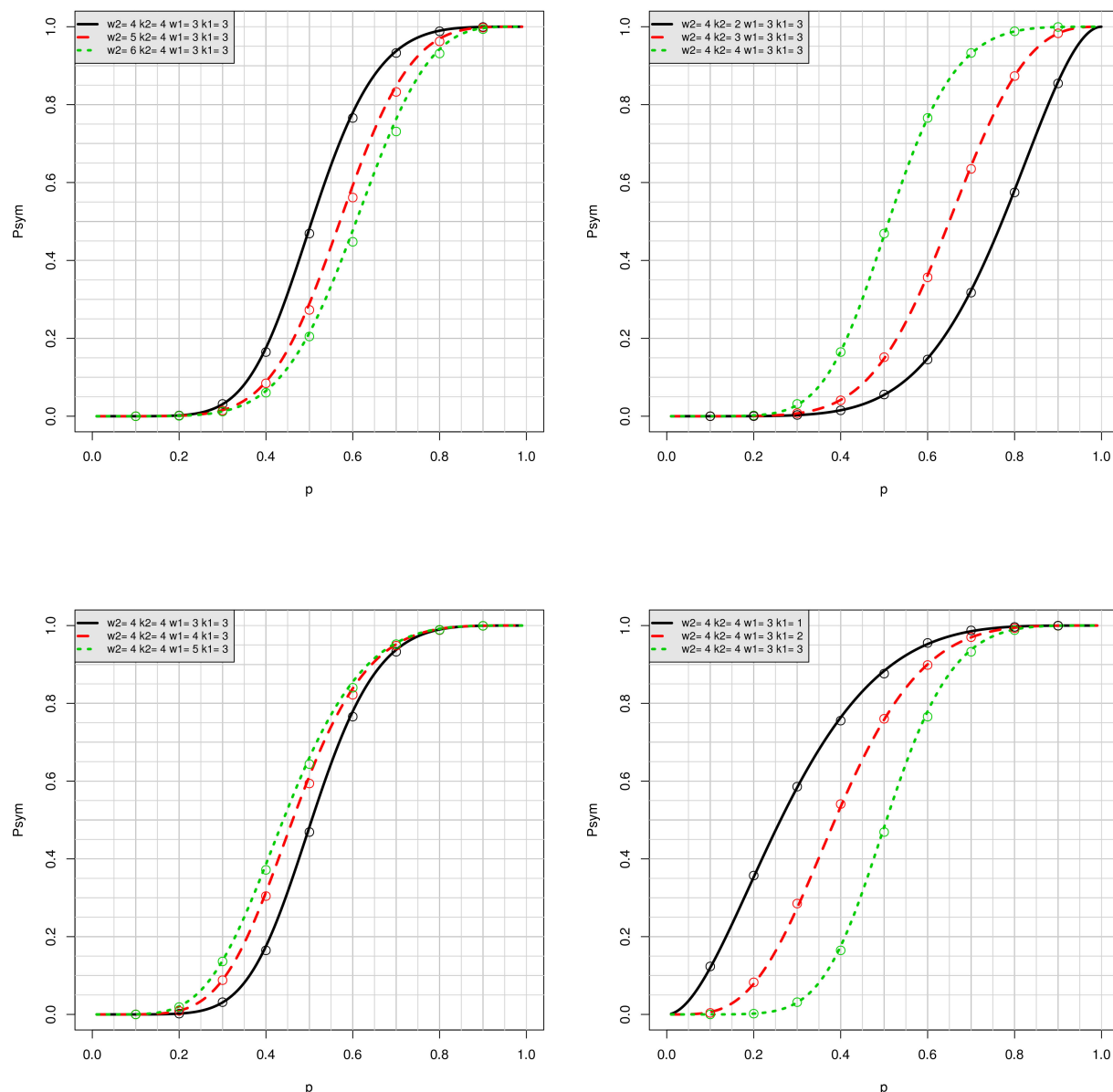


Рис. 4. Зависимость вероятности P_{SYM} нахождения соединения в симметричном состоянии от вероятности p успешной передачи HELLO-сообщения

Для каждого из найденных наборов (w_1, k_1, w_2, k_2) определим максимальные значения $g_{max}(w_1, k_1, w_2, k_2) = \max_p g(w_1, k_1, w_2, k_2, p)$ флуктуации g состояния соединения. Полученные результаты удобно представить следующим образом. На рис. 5 каждая точка соответствует определенному набору значений параметров (w_1, k_1, w_2, k_2) . Разными маркерами обозначены наборы с различной разностью $w_2 - k_2 \in \{0, 1, 2, 3\}$, а разным цветом/толщиной линий маркера обозначены наборы с различной разностью $w_1 - k_1 \in \{0, 1, 2, 3\}$. Заметим, что множество наборов значений параметров, для которых $w_1 - k_1 = const$, образуют так называемый Парето-фронт: использование различных наборов из данного множества позволяет либо уменьшить флуктуацию состояния соединения, но при этом увеличится задержка при открытии, либо

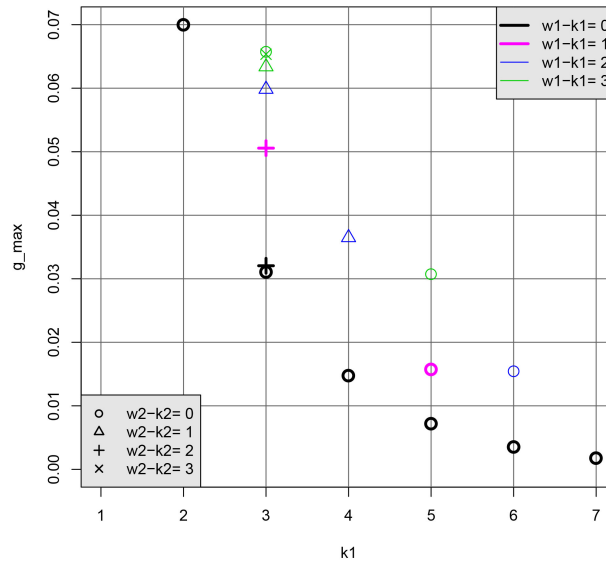


Рис. 5. Зависимость максимальной флуктуации g_{max} состояния соединения от значения параметра k_1

уменьшить задержку при открытии, но при этом увеличится флуктуация состояния соединения. При этом множество Ω наборов значений, для которого $w_1 = k_1$ и $w_2 = k_2$, представляет собой так называемое Парето-улучшение в сравнении с остальными множествами наборов: использование значений параметров из множества Ω позволяет одновременно уменьшить и флуктуацию состояния соединения и задержку при открытии соединения (точки, соответствующие множеству Ω , находятся на рис. 5 одновременно и ниже, и левее, чем остальные). Таким образом, результаты, полученные при помощи модели обобщенного МУС, позволяют сделать вывод о целесообразности использования МУС, который принимает решение об открытии соединения при успешном получении w_1 HELLO-сообщений *подряд*, а закрывает соединение при потере w_2 HELLO-сообщений *подряд*. В зависимости от свойств и назначения конкретной беспроводной сети с помощью выбора соответствующих параметров МУС можно отдать предпочтение либо стабильности соединений, либо скорости их установления. Следует однако помнить, что значения параметров стоит выбирать таким образом, чтобы $g_{max} \ll \frac{1}{T_{update}}$. Только при выполнении этого условия станции смогут получать актуальную информацию о топологии сети и строить корректные маршруты для передачи пакетов.

7. ЗАКЛЮЧЕНИЕ

В данной работе рассмотрен класс механизмов управления соединениями, которые принимают решение об установлении однонаправленного соединения при получении k_1 HELLO-сообщений среди последних w_1 отправленных HELLO-сообщений, а решение о закрытии соединения — при потере k_2 HELLO-сообщений среди последних w_2 отправленных HELLO-сообщений. Разработана аналитическая модель механизмов данного класса, которая позволяет оценить эффективность различных МУС из данного класса согласно показателям эффективности, предложенным в [4], которые характеризуют надежность, стабильность и скорость открытия соединений. С помощью среды имитационного моделирования NS-3 проведена оценка точности аналитической модели. Результаты, полученные путем имитационного и аналитического моделирования, сходятся с хорошей точностью в области значений параметров, представляющей практический интерес. Исследование эффективности обобщенного МУС по-

казало, что наилучшим МУС в данном классе, с точки зрения рассмотренных показателей эффективности, является МУС, принимающий решение об открытии/закрытии соединения при получении/потере нескольких HELLO-сообщений *подряд*.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. Jacquet P., Clausen T. Optimized Link State Routing Protocol (OLSR). *IETF*, October 2003. <http://www.ietf.org/rfc/rfc3626.txt>
2. Ogier R., Templin F., Lewis M. Topology Dissemination Based on Reverse-Path Forwarding (TBRPF). *IETF*, February 2004. <http://tools.ietf.org/html/rfc3684>
3. Perkins C., Belding-Royer E., Das S. Ad hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing. *IETF*, July 2003. <http://tools.ietf.org/html/rfc3561>
4. Кириянов А.Г., Ляхов А.И., Сафонов А.А., Хоров Е.М. Метод оценки эффективности механизмов управления соединениями в беспроводных самоорганизующихся сетях. *Автоматика и телемеханика*, 2012, № 5, стр. 39–56.
Anton Kir'yanov, Andrey Lyakhov, Alexander Safonov, Evgeny Khorov. A method to estimate efficiency of the connection control mechanisms in wireless self-organizing networks *Automation and Remote Control*. Volume: 73 Issue: 5 Pages: 797–809, 2012.
5. Voorhaen M., Blondia C. Analyzing the Impact of Neighbor Sensing on the Performance of the OLSR protocol. *Proceedings of 4th Intl. Symposium on Modeling and Optimization in Mobile, Ad Hoc, and Wireless Networks (WiOpt06)*. Boston, Massachusetts, 2006.
6. Huang Y.C., Bhatti S., Parker D. Tuning OLSR. *Proc. PIMRC2006 - The 17th Annual IEEE International Symposium on Personal, Indoor and Mobile Radio Communications*. Helsinki, Finland, 2006.
7. Ляхов А.И., Некрасов П.О., Островский Д.М., Сафонов А.А., Хоров Е.М. Анализ совместного использования проактивного и реактивного методов распространения сетевой информации в многошаговых беспроводных сетях. *Информационные процессы*, Том 12 №4, М. 2012
Lyakhov, A. I.; Nekrasov, P. O.; Ostrovsky, D. M.; Safonov A.A.; Khorov E.M. Analysis of the joint use of the proactive and reactive methods of the topology information dissemination in ad-hoc wireless networks. *Journal of Communications Technology and Electronics*. December 2012, Volume 57, Issue 12, pp. 1322–1330
8. David Cavin, Yoav Sasson, and Andre Schiper. On the accuracy of MANET simulators. *In Proceedings of the second ACM international workshop on Principles of mobile computing (POMC '02)*. ACM, New York, NY, USA, 38–43.
9. Nayebi A., Karlsson G., Sarbazi-Azad H. Evaluation and design of beaconing in mobile wireless networks. *Ad Hoc Networks*, 2011, vol. 9, no. 3, pp. 368–386.
10. Medina A., Bohacek S. Performance modeling of neighbor discovery in proactive routing protocols. *Journal of Advanced Research*, April 2011.
11. E. Khorov, A.Kiryanov, A. Lyakhov and D.Ostrovsky Analytical study of neighborhood discovery and link management in OLSR. *in Proc. Wireless Days (WD)*, 2012.
12. Ляхов А.И., Островский Д.М., Хоров Е.М. Аналитическое исследование качества соединений, открытых протоколом NHDP. *Информационные процессы*, 2012. Т. 12, No 1. С. 105–116.
Andrey Lyakhov, Dmitry Ostrovsky, Evgeny Khorov. Analytical study of the quality of links established by the neighborhood discovery protocol. *Journal of Communications Technology and Electronics*. December 2012, Volume 57, Issue 12, pp 1314–1321
13. I. Greenberg. The First Occurrence of n Successes in N Trials. *Technometrics*, Vol. 12, (1970), pp. 627–634
14. B. Saperstein. On the Occurrence of n Successes within N Bernoulli Trials. *Technometrics*, Vol. 15, No. 4 (Nov., 1973), pp. 809–818
15. The NS-3 network simulator. <http://www.nsnam.org/>

Study of Mechanisms for Building a Logical Network Topology in MANET

E.M. Khorov, A.G. Kiryanov, A.A. Kureev, A.I. Lyakhov

The goal of a neighborhood discovery and link management (NDLM) mechanism is to form a logical network topology by establishing and closing links between network stations. The NDLM mechanism is an essential part of many proactive routing protocols. In the paper, we consider a class of NDLM mechanisms which make decisions to establish/close a link, based on the sequence of the received/lost HELLO messages. In particular, this class contains NDLM mechanisms of such well known routing protocols as OLSR and TBRPF. For this class, we develop an analytical model NDLM mechanisms, which allows analyzing their efficiency and tuning their parameter values.

KEYWORDS: MANET, network topology, link management, neighborhood discovery, analytical modeling, link lifetime, routing protocol, OLSR, TBRPF.