

Аналитическое моделирование мультисервисных коммутационных сетей с мультисервисными источниками и механизмами управления ресурсами

Мариуш Гломбовски ¹  · Мацей Соберай ¹

Опубликовано онлайн: 16 марта 2017 г.

© Автор (ы) 2017. Статья опубликована в открытом доступе на сайте Springerlink.com.

Абстрактный В данной статье предлагается новый аналитический метод определения распределения занятости и вероятности блокировки в мультисервисных коммутационных сетях с механизмами контроля доступа и механизмами управления ресурсами. Предлагаемый метод является универсальным, позволяющим определять вероятность блокировки по одной и той же модели, независимо от типа механизмов контроля доступа и механизмов управления ресурсами. В статье продемонстрирована универсальность метода для двух выбранных механизмов: порогового механизма и механизма резервирования ресурсов. Рассматриваемые коммутационные сети предлагают мультисервисные потоки трафика, генерируемые так называемыми мультисервисными источниками в соответствии с распределениями Эрланга, Энгсета и Паскаля. Предлагаемый метод основан на обобщенном способе определения характеристик трафика для межэтапных каналов коммутации сетей с механизмами управления ресурсами и вызовами. Особое внимание уделяется определению влияния внедренных механизмов в исходящих звеньях коммутационной сети на свойства трафика межэтапных звеньев сети. Затем результаты аналитических расчетов сравниваются с результатами, полученными при цифровом моделировании для ряда выбранных коммутационных сетей.

Ключевые слова Коммутация сетей · Мультисервисный трафик · Вероятность блокировки

В Мариуш Глу Бовски
mariusz.glabowski@put.poznan.pl
Мацей Соберай
maciej.sobieraj@put.poznan.pl

¹ Факультет электроники и телекоммуникаций, Познанский технологический университет, ул. Polanka 3, 60-965 Познань, Польша

1. Введение

Типы услуг в современных сетях электросвязи можно разделить на три типа трафика: потоковый, адаптивный и эластичный. ¹], с возможностью изменения ресурсов (обычно битовой скорости), выделенных для обслуживания вызова данного класса трафика, а также изменения времени обслуживания этого вызова в качестве критерия их дифференциации. В сервисах, генерирующих потоковый трафик, требуемый уровень ресурсов фиксирован и не может претерпевать никаких изменений без одновременного увеличения нагрузки на систему. Адаптивный трафик позволяет уменьшить размер выделенных ресурсов для новых вызовов с сохранением времени их обслуживания. Трафик такого типа обычно связан с услугами в реальном времени, например, с передачей видео, в случае которых любое продление времени передачи неприемлемо. При эластичном трафике важно - независимо от доступных ресурсов - выполнить заданную услугу (например, передачу всех данных). Для этого Наряду с увеличением загрузки сетевых ресурсов возможно уменьшение размера ресурсов, выделяемых на новые вызовы, с одновременным продлением времени их обслуживания. Трафик этого типа используется в широком спектре услуг, которые используют протокол управления передачей (TCP) в качестве протокола передачи.

В связи с постоянно растущим спросом у сетевых операторов на увеличение доступных скоростей передачи данных и пропускной способности развитие сетей передачи и повышение эффективности узлов сети набирают обороты. В случае сетей передачи были разработаны определенные технологии, которые позволяют эффективно обслуживать потоки трафика с очень разными требованиями с точки зрения их скорости передачи данных, времени обслуживания и требуемых параметров качества обслуживания. Чтобы более эффективно обслуживать потоки трафика с требованиями в диапазоне от килобит в секунду до гигабит в секунду, в литературе предлагается количество

ряд технологий, включая оптическую пакетную коммутацию (OBS) [2], Оптическая пакетная транспортная сеть (OBTN) [3] и оптических упругих сетей (EON) [4, 5], позволяя операторам более эффективно управлять доступными длинами волн (оптическим спектром).

Другой фактор, помимо сети передачи, который напрямую влияет на работу телекоммуникационных сетей, независимо от применяемой среды передачи, - это сетевые узлы, их коммутаторы и маршрутизаторы. Каждое из этих устройств включает в себя сеть коммутации, которая выполняется в соответствии с заданной структурой коммутации. Проведенные исследования, как исследования, посвященные теоретическим аспектам [6 - 10] и связанных с выполнением больших оптических узлов [11, 12], указывают на то, что одной из наиболее эффективных коммутационных структур, обеспечивающих высокую масштабируемость, является многоступенчатая сеть Clos. Многоступенчатая сеть Clos, как оптическая, так и электронная, позволяет создавать узлы с большой емкостью (с большим количеством входов и выходов) с использованием коммутационных элементов небольшой емкости. Это особенно важно в случае оптических сетей, в которых из-за технологических ограничений коммутационные элементы, используемые при построении многоступенчатых коммутационных сетей, имеют относительно небольшое количество входов и выходов. Один из первых крупномасштабных маршрутизаторов, реализованных на основе высокоскоростных оптических переключающих элементов, был описан в [11]. Это решение, в котором используется трехступенчатая сеть Clos, четко указывает на неоспоримое преимущество мультисервисных сетей перед одноступенчатыми системами. Универсальная структура сети aClos делает ее применимой в крупных центрах обработки данных [13]. Рассматриваемая структура коммутационной сети aClos представляет собой блокирующую структуру. В коммутирующих сетях с блокировкой, в отличие от неблокирующих структур, существует явление внутренней блокировки, проявляющееся в отсутствии какой-либо возможности установить соединение между свободным входом и свободным выходом [14]. Однако использование неблокирующих сетей не является финансово жизнеспособным, поскольку приводит к ситуации, в которой потенциальное повышение эффективности сети экономически не сочетается с соответствующими финансовыми затратами, необходимыми для их строительства (большое количество ступеней и переключающих элементов) [15 - 17].

Электронные многоступенчатые коммутационные сети и оптические многоступенчатые коммутационные сети, несмотря на ряд определенных различий (например, подавление оптического переходного сигнала при коммутации и перекрестные помехи), демонстрируют много общего, что делает возможным их моделирование на уровне вызова, с применением тех же аналитических моделей [20, 21 год].

В данной статье предлагается новый обобщенный метод аналитического определения характеристик трафика многоступенчатых коммутационных сетей, обслуживающих потоки трафика, проходящие через

механизмы контроля доступа и контроль распределения ресурсов. Эти механизмы выполняются алгоритмами резервирования и алгоритмами пороговых значений и позволяют формировать политику качества (например, разграничение доступа к ограниченными ресурсам [22]), повысить эффективность использования ресурсов (например, эффективность использования спектра и энергоэффективность [23]) и повысить стабильность работы сетевых устройств (например, балансировка нагрузки [24]). В то же время механизмы позволяют предоставлять потоковые, эластичные и адаптивные сервисы [1]. Предлагаемый подход единой схемы моделирования для различных механизмов допуска вызовов и механизмов управления распределением ресурсов, используемых в коммутационных сетях, позволяет повысить точность определения влияния этих механизмов на точность определения характеристик трафика коммутационных сетей, в том числе в частности по загрузке межэтапных ссылок. Этот метод позволяет нам применять одну и ту же модель расчета для определения вероятности блокировки независимо от используемого ресурса или механизма управления вызовами. В результате область применения метода широка. Разработанный таким образом общий подход к моделированию многоступенчатых коммутационных сетей со структурой Clos также позволяет нам учитывать потоки трафика, генерируемые мультисервисными источниками Erlang, Engset и Pascal [25].

Оставшаяся часть статьи организована следующим образом. Раздел 2 представляет текущее состояние исследований по аналитическому моделированию коммутационных сетей с мультисервисным трафиком и механизмами управления ресурсами и вызовами. В разд. 3 представлены потоки трафика, генерируемые мультисервисными источниками, а также описание структуры сетей с трехступенчатой коммутацией. Раздел 4 обсуждает аналитические модели исходящих каналов коммутируемой сети, а в разд. 5, предлагается новая общая модель межкаскадных звеньев рассматриваемой коммутационной сети. Раздел 6 описывает эффективный метод доступности для расчета вероятности двухточечной и двухточечной блокировки коммутационной сети с множеством сервисных источников. Результаты аналитического моделирования сравниваются с данными моделирования в разд. 7. Раздел 8 заключает документ.

2 Связанные работы

Аналитические методы определения характеристик трафика коммутационных сетей с мультисервисным трафиком можно разделить на две группы. Одна группа методов направлена на поиск эффективных по времени методов решения линейных уравнений, возникающих в результате марковского процесса, происходящего в системе связи. Несмотря на их высокую точность, любое практическое применение этих методов, основанных на решении уравнений состояния, очень сложно или даже непрактично из-за слишком большого количества состояний задействованной системы связи. Попытка анализа двухкаскадных коммутационных сетей с многоступенчатой

¹ Анализ источников трафика с переменной скоростью передачи данных на уровне пакетов может быть по своей сути сведен к анализу на уровне вызовов (также известном как уровень потока, уровень сеанса) с использованием, например, концепции эквивалентной полосы пропускания [18, 19].

Сервисный трафик с использованием метода уравнений состояния представлен в [26 год].

Методы, относящиеся к другой группе, основаны на приближении многомерного марковского процесса, происходящего в рассматриваемых системах переключения, одномерной марковской цепью, которая характеризуется решением в виде произведения [27 , 28 год]. Эта группа методов расчета вероятностей блокировки в коммутационных сетях с мультисервисным трафиком совпадает с методами, представленными, например, в [29], которые основаны на предположении, предложенном Якобеусом [30 , 31 год], о независимом характере распределения занятости каналов между последовательными этапами сети. Однако ошибка, возникающая в результате сделанного выше предположения, пропорциональная количеству ступеней в коммутируемой сети, а также высокая вычислительная сложность не позволяют эффективно применять эти методы в сетях с числом ступеней больше трех.

В этой группе методов наиболее эффективными для моделирования коммутационных сетей являются методы эффективной доступности [32]. Суть и основное предположение в этой группе методов - идея определения вероятности блокировки в многоступенчатой сети на основе эквивалентной одноступенчатой системы, то есть группы неполной доступности (EIG). Параметр, позволяющий выполнять вычисления в группе неполной доступности, - это так называемая эффективная доступность. Эффективная доступность может быть определена в многоэтапной сети таким образом, чтобы гарантировать равенство вероятности блокировки как в многоступенчатых, так и в одноэтапных сетях [33]. Исследования по применению эффективных методов доступности первоначально проводились для сетей с одноканальным трафиком [33 - 36]. Затем основное внимание было обращено на сети с мультисервисным трафиком [32 , 37 - 39].

Первоначально исследования касались коммутации сетей без учета каких-либо механизмов, которые могли бы дифференцировать качество обслуживания для отдельных потоков вызовов, например, в результате внедрения механизмов контроля допуска вызовов (функций CAS) или механизмов распределения ресурсов. Первые аналитические методы, которые позволяли учитывать соответствующие алгоритмы резервирования на определенных этапах коммутационной сети при расчетах вероятности блокировки, были предложены, например, в [40]. Следующие работы были посвящены коммутационным сетям, в которых были введены пороговые механизмы [41 год]. Также были проведены исследования, в которых может быть учтено выполнение многоадресных соединений в коммутируемых сетях [42].

Несмотря на интенсивные непрерывные работы по аналитическому моделированию коммутационных сетей с мультисервисным трафиком, большинство моделей по-прежнему применимы к коммутационным сетям, в которых мультисервисные потоки трафика генерируются бесконечным числом источников трафика (потоки РСТ1 - чистый случайный трафик типа 1, также известный как трафик Erlang [43 год]). Однако в современных сетях отношение количества источников трафика к

пропускная способность системы часто ограничена, и ценность трафика, предлагаемого вызовами отдельных классов, зависит от количества источников трафика для отдельных классов обслуживания [44 год , 45].

Исследования по моделированию коммутационных сетей с мультисервисным трафиком, генерируемым конечным числом источников трафика (потоки Энгсета и Паскаля), можно разделить на две группы в зависимости от типа источника. В литературе по этой теме различаются мультисервисные системы с единственными источниками трафика и мультисервисные системы с мультисервисными источниками трафика [46]. В случае первого типа мультисервисной системы один источник данного класса трафика может генерировать один строго определенный поток трафика. В случае мультисервисных систем с мультисервисными источниками трафика, в свою очередь, один источник может генерировать разные потоки трафика, которые соответствуют классам, связанным с данным источником. Первые попытки применить метод эффективной доступности к мультисервисным источникам трафика с единственными источниками трафика Engset и Pascal были представлены в [47 , 48]. Со временем они были расширены за счет включения мультисервисных коммутационных сетей с источниками трафика Engset с одним сервисом и производными механизмами управления доступом к ресурсам, такими как, например, пороговые механизмы [49].

Авторы в [46] попытались разработать новую модель мультисервисной коммутационной сети, в которой один источник может генерировать различные потоки трафика, соответствующие классам услуг, относящимся к данному источнику. В модели, рассматриваемой в исследовании, источники трафика соответствуют реальным терминалам (конечным устройствам), которые поддерживают различные типы услуг (например, голосовые услуги, видеоконференции или передачу данных). Затем определенные таким образом системы сравниваются с системами, которые ранее рассматривались в литературе по данной теме: мультисервисные системы с источниками трафика с одной услугой, т. е. терминалами, относящимися только к одному типу услуг. Соответствующие расследования, первоначально начатые в [46], затем продолжаются в [50 , 51]. Гломбовски и Соберай [50] предлагают метод PGBR для расчета вероятности межгрупповой блокировки в коммутируемой сети с мультисервисными источниками трафика и алгоритмом резервирования, а [51] обсуждает метод PGB-T для определения вероятности двусторонней блокировки в сети с мультисервисными источниками трафика и пороговыми механизмами.

Во всех ранее опубликованных работах конкретные механизмы управления распределением ресурсов (пороговые механизмы, механизмы резервирования) требовали разработки специализированных методов моделирования сетей. Методы моделирования сетей с механизмами резервирования [50] были разработаны иначе, чем для сетей с пороговыми механизмами [51]. Влияние этих механизмов, применяемых к выходным каналам, на свойства трафика межэтапных каналов определялось масштабированием границ резервирования / порога в межэтапных каналах, где коэффициент масштабирования определялся как соотношение между пропускной способностью выходных каналов и межэтапные ссылки. Однако построенная таким образом эвристика страдала серьезным недостатком.

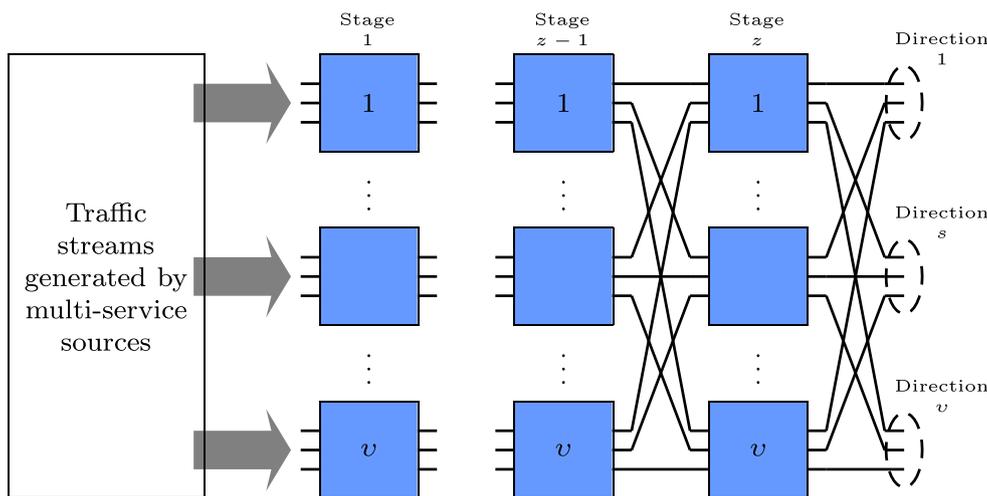


рисунок 1 Модель многоступенчатой коммутационной сети

что приводит к внесению определенных неточностей в определение вероятности внутренней блокировки.

В данной статье предлагается новый обобщенный метод аналитического определения характеристик трафика многоступенчатых коммутационных сетей с реализованными механизмами управления доступом и распределением ресурсов. Предлагаемый подход к моделированию различных механизмов управления допуском вызовов и распределением ресурсов, используемых в коммутационных сетях, позволит значительно повысить точность определения характеристик трафика коммутируемых сетей и, кроме того, учесть потоки трафика, генерируемые мультисервисными Erlang, Engset и Источники трафика Pascal [51]. Разработанный в статье рекуррентный метод моделирования мультисервисных коммутационных сетей с мультисервисными источниками позволит одновременно определять вероятность блокировки точка-точка и точка-группа.

3 Общая модель коммутационной сети

3.1 Структура предлагаемого трафика

Рассмотрим мультисервис z- каскадная коммутационная сеть [46] со структурой Clos, представленной на рис. 1 . Мы предполагаем, что каждое межэтапное звено имеет пропускную способность, равную ж AU (единицы распределения, например, ссылки, каналы, единицы базовой полосы пропускания [52]). Выходные каналы коммутационной сети сгруппированы в группы каналов, которые создают так называемые выходные направления к соседним узлам сети. Типичная структура выходных направлений представлена на рис. 1 : каждое направление включает по одному выходному звену от каждого переключателя последней ступени.

Предполагается, что в сети предлагаются звонки, связанные с m классы обслуживания, принадлежащие множеству $M = \{ 1, 2, \dots, m \}$. Данный класс c однозначно определяется числом T c

AU, необходимых для установки нового соединения класса c, в виде а также параметр μ c экспоненциального распределения времени обслуживания оплата за вызов класса c ($\mu \cdot c^1$ средний срок службы вызовов класса c). Вызовы определенных классов обслуживания генерируются источниками трафика на Erlang, Engset и Pascal. Из-за мультисервисного характера источников трафика (возможность генерировать вызовы ряда сервисов только из одного источника) они сгруппированы в соответствующие наборы [46]. Другое предположение состоит в том, что каждый набор включает определенное количество классов трафика, которые генерируют потоки трафика одного типа (например, Erlang, Engset и Pascal). Количество сгенерированных различных потоков трафика зависит от набора доступных услуг для данного набора источников трафика - для каждого набора источников трафика имеется коррелированный набор доступных классов обслуживания, то есть

подмножество набора M, был определен. В системе, s я наборы источников трафика, которые генерируют потоки трафика Erlang, были определены, а также s j наборы источников трафика, которые генерируют Транспортные потоки Энгсета и s k наборы источников трафика, которые генерируют потоки трафика Pascal. Общее количество комплектов трафика источников в системе $s = s я + s j + s k$. Условное обозначение Z En, j обозначает номер набора j это включает N En, j Источники Engset, символ Z Па, k обозначает номер набора k это включает S Па, k Источники Паскаля, тогда как символ Z Ээз, я обозначает набор я источников трафика на Erlang. Источники, принадлежащие множеству Z Ээз, я может генерировать

потоки вызовов из набора C Ээз, i = { 1, 2, ..., C Ээз, i }, где C Ээз, я равно количеству услуг, доступных источникам трафика которые принадлежат множеству Z Ээз, я. Точно так же источники, принадлежащие множеству Z En, j может генерировать потоки вызовов, относящиеся к набору услуг C En, j = { 1, 2, ..., C En, j }, в то время как источники, принадлежащие множеству Z Па, k может генерировать потоки вызовов, связанные с набором C Па, k = { 1, 2, ..., C Па, k } доступных услуг.

Участие класса c (c = 1, 2, ..., m) в структуре поток трафика, создаваемый источниками из наборов Z Ээз, я, Z En, j, Z Па, k, соответственно, определяется параметрами $\eta Ээз, IC, \eta En, j, c \eta Па, k, c$. Эти параметры для отдельных наборов Erlang,

Источники трафика Engset и Pascal удовлетворяют следующим зависимостям:

$$\forall j = 1, \dots, S_j \quad \sum_{c=1}^{\infty} \eta_{En, j, c} = 1, \quad (1)$$

$$\forall k = 1, \dots, S_k \quad \sum_{c=1}^{\infty} \eta_{Pa, k, c} = 1.$$

В случае потоков трафика Erlang интенсивность поступления новых вызовов не зависит от количества обслуживаемых источников трафика (модель предполагает бесконечное количество источников трафика) [25 , 53]. В результате для рассматриваемой системы среднее значение трафика, генерируемого источниками Erlang из множества $Z_{ЭЭ, я}$ генерация вызовов класса c является:

$$A_{ЭЭ, я, c} = \eta_{ЭЭ, я} \lambda_{ЭЭ, я} / \mu_c, \quad (2)$$

где $\lambda_{ЭЭ, я}$ - интенсивность поступления звонков, генерируемых источниками, принадлежащие множеству $Z_{ЭЭ, я}$.

В случае источников в Энгсете интенсивность поступления новых вызовов определенных классов уменьшается с увеличением количества обслуживаемых источников трафика (состояние занятости системы), тогда как в случае источников Pascal интенсивность поступления новых вызовов определенных классов увеличивается вместе с увеличением числа обслуживаемых источников трафика (состояние занятости системы) [25 , 53]. Значения $A_{En, j, c(n)}$ а также $A_{Pa, k, c(n)}$ трафика, предлагаемого, соответственно, источниками в Энгсете из набора $Z_{En, j}$ и исходники Pascal из набора $Z_{Pa, k}$, генерация вызовов класса c в состоянии n занятых АУ, затем можно определить следующее:

$$A_{En, j, c(n)} = [\eta_{En, j, c} N_{En, j-1} - y_{En, j, c(n)}] a_{En, j}, \quad (3)$$

$$A_{Pa, k, c(n)} = [\eta_{Pa, k, c} S_{Pa, k} + y_{Pa, k, c(n)}] \beta_{Pa, k},$$

где

- $y_{En, j, c(n)}$ - среднее количество звонков класса c которые генерируется источниками Engset из набора $Z_{En, j}$ и обслуживается в системе в состоянии занятости n Австралия,
- $y_{Pa, k, c(n)}$ - среднее количество звонков класса c которые генерируется исходниками Pascal из набора $Z_{Pa, k}$ и обслуживается в системе в состоянии занятости n Австралия,
- $a_{En, j}$ - средняя интенсивность трафика, предлагаемого одним источником в Энгсете из набора $Z_{En, j}$

$$a_{En, j} = \sum_{c=1}^{\infty} \eta_{En, j, c} y_{En, j} / \mu_c, \quad (4)$$

где $y_{En, j}$ - интенсивность генерации звонков от одного бесплатного источника Engset, принадлежащего множеству $Z_{En, j}$,

- $\beta_{Pa, k}$ - средняя интенсивность трафика, предлагаемого одним источником Паскаля, принадлежащим множеству $Z_{Pa, k}$:

$$\beta_{Pa, k} = \sum_{c=1}^{\infty} \eta_{Pa, k, c} y_{Pa, k} / \mu_c, \quad (5)$$

где $y_{Pa, k}$ - интенсивность генерации вызовов одним бесплатным источником Pascal, принадлежащим множеству $Z_{Pa, k}$.

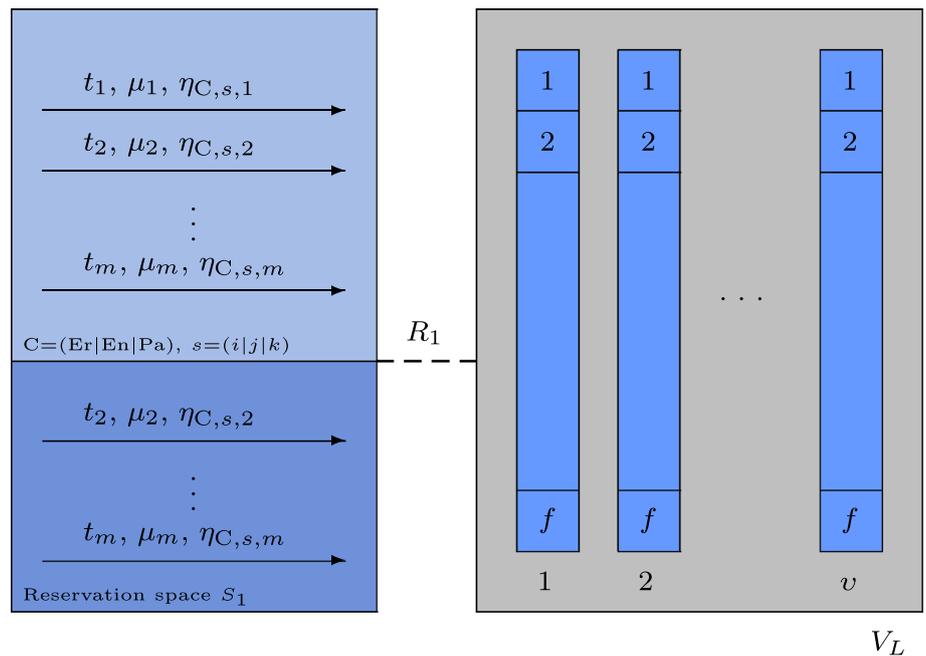
Мы можем заметить, что с этими тремя типами потоков трафика (Erlang, Engset, Pascal) мы можем описать все зависимости между интенсивностью вызовов и состоянием системы (количество активных источников определенных классов). В случае потока трафика Erlang, когда нагрузка на систему увеличивается или уменьшается, интенсивность вызовов не изменяется. В случае потоков трафика Энгсета, когда нагрузка на систему увеличивается, интенсивность вызовов уменьшается. В случае потоков трафика Паскаля, когда нагрузка на систему увеличивается, интенсивность вызовов также увеличивается.

3.2 Алгоритмы настройки соединений в коммутируемой сети

Коммутационные сети могут работать с любым из двух типов выбора, то есть с выбором точка-точка или выбором точка-группа. Давайте сначала рассмотрим алгоритм точка-группа. Установка соединения в коммутируемой сети с мультисервисным трафиком с этим типом выбора начинается с определения коммутатора первой ступени, где на входном канале выполняется вызов заданного класса. c прибывает. Затем выключатель последней ступени, имеющий выходное звено в требуемом направлении. по крайней мере c свободные АУ выбираются по рандомизированному алгоритму. Для определенных таким образом переключателей, т.е. входа и выходных переключателей алгоритм пытается установить соединение в сети. За наличием свободного пути подключения следует выполнение этого подключения. В противном случае будет сделана еще одна попытка установить соединение, то есть управляющее устройство будет пытаться найти свободный путь соединения между заданным переключателем первой ступени и вновь определенным переключателем последней ступени, который имеет, по крайней мере, c бесплатные АС в востребованном направлении. Если этот путь подключения существует, то соединение будет выполнено; если нет, то Третья попытка установить соединение будет произведена в соответствии с той же процедурой. Если соединение не может быть успешно выполнено во время последней попытки, нет. u (u - количество коммутаторов последней ступени и одновременно количество каналов выходной группы), то вызов будет потерян из-за внутренней блокировки в коммутационной сети. Если в данном состоянии коммутационной сети ни один из коммутаторов последней ступени, у которых были бы выходные связи с

Рис. 2 Модель

группа ограниченной доступности с резервирование



по меньшей мере τ_c доступны бесплатные АУ, то звонок будет потерян из-за внешней блокировки. Двухточечный выбор является обязательной.

Это частный случай выбора «точка-группа», который можно рассматривать как выбор «точка-группа» с одной попыткой установить соединение.

Следовательно, двухточечный выбор приводит к уменьшению вероятности потерь и, в частности, вероятности внешнего блокирования по сравнению с двухточечным выбором.

4 Модели выходных звеньев коммутационной сети

4.1 Введение

Потери в коммутационной сети связаны с явлением внутренней и внешней блокировки. Для формирования зависимости между значениями потерь в отдельных классах мультисервисного трафика можно ввести пороговые механизмы [51] и механизмы резервирования ресурсов [40] к определенным звеньям в коммутационных сетях. Эти механизмы можно рассматривать как выполнение функций управления допуском вызовов и процессов управления ресурсами, что позволяет вводить динамическое резервирование ресурсов для определенных классов трафика или соответствующую адаптацию объема выделенных ресурсов для соответствия состоянию занятости системы.

В статье предполагается, что для уменьшения сложности алгоритмов управления допуском вызовов в коммутационной сети [10], механизмы резервирования ресурсов и пороговые механизмы будут представлены только для выходных направлений (групп выходных ссылок). Однако следует отметить, что из-за алгоритма настройки

соединения [первый этап алгоритма включает определение доступности выходных ссылок (разд. 3,2)], внедрение механизмов управления ресурсами в выходных направлениях коммутационной сети также оказывает прямое влияние на изменение характеристик трафика внутрикаскадных групп.

Чтобы представить предлагаемый универсальный метод моделирования коммутационных сетей с трафиком Erlang, Engset и Pascal с помощью механизмов резервирования ресурсов и пороговых значений, разд. 4.2 представляет аналитическую модель группы выходных направлений в коммутационной сети, тогда как разд. 5 включает презентацию новой аналитической модели межэтапных связей в коммутационной сети.

4.2 Модель выходных ссылок с резервированием ресурсов

Рассмотрим модель выходного направления (группу выходных звеньев), представленную в разд. 3.1, так называемая групповая модель ограниченной доступности с мультисервисными источниками трафика [54] (Рисунок. 2) и введены механизмы резервирования. Заметим, что рассматриваемая модель точно описывает выходное направление - представленное в разд. 3.1 - который состоит из ν идентичные отдельные ссылки, каждая из которых имеет емкость j АУ. Общая емкость группы (выходное направление сети) V_L является $V_L = \nu \cdot j$ АУ.

В рассматриваемой системе (выходное направление сеть коммутации) был введен механизм резервирования ресурсов для заданного количества классов трафика. Механизм резервирования определен для множества классов P , это подмножество множества всех классов трафика M , по определению так называемого порога резервирования p_c , т.е.

максимальное состояние занятости для группы, в которой вызов класса c что принадлежит набору p все еще могут быть приняты на службу. Дополнительно параметр S_c было определено, что определяет пространство для резервирования, то есть набор состояний занятости, в которых вызов класса c не могут быть приняты на службу: $S_c = V_L - p_c$. Согласно принятому механизму бронирования, заказчик-Порог занятости определяется для состояния занятости всей группы независимо от фактического состояния занятости отдельных звеньев в группе.

Рассматриваемая система с ограниченной доступностью и резервированием ресурсов допускает обращения в сервисный центр класса

c - это принадлежит набору p - только тогда, когда вызов может быть полностью обслужен ресурсами одного из каналов и когда количество свободных AU в группе больше или равно к стоимости места для бронирования S_c . Призыв класса c что не принадлежит набору p может быть принят на службу, когда он может полностью обслуживаться ресурсами одного из каналов (ресурсы, требуемые для обслуживания одного вызова, не могут быть распределены в нескольких каналах, что является характерной чертой систем с ограниченной доступностью [54]). Группа с ограниченной доступностью является хорошим примером системы с процессом обслуживания, зависящим от состояния, в котором зависимость от состояния является результатом структуры группы и введенного механизма резервирования.

Это доказано в [55], что для моделирования мультисервисных систем с зависимым от состояния процессом допуска вызовов можно применить аппроксимацию процесса обслуживания, который происходит в этих системах, с помощью одномерной цепи Маркова. Принятый подход допускает повторение Кауфмана-Робертса [27, 28 год], разработанный для систем с независимым от состояния процессом приема вызовов и потоками вызовов Erlang, чтобы быть обобщенным до формы, которая позволяет определять распределение занятости (вероятность состояния) в системах с зависимым от состояния процессом поступления вызова, обслуживаемыми Erlang, Engset и Pascal. потоки трафика [55]:

$$\begin{aligned}
 p [P_n] V_L = & \sum_{c \in \mathbb{E}, j} A_{\mathbb{E}, j, c} (P - T_B) T_C [P_n - T_C] V_L \\
 & + \sum_{j=1}^{c=1} \sum_{k=1}^K A_{P_a, k, c} (P - T_B) T_C [P_n - T_C] V_L.
 \end{aligned} \tag{6}$$

В формуле (6), $[P_n] V_L$ это распределение занятости в системе с емкостью V_L , в то время как параметр $\sigma_c (p)$ определяет полную зависимость процесса приема звонков в системе от текущего состояния занятости системы, обусловленное как конкретной структурой группы, так и введенным механизмом резервирования.

Чтобы отразить влияние определенной структуры группы на процесс определения распределения занятости с повторением (6), предлагается в [56] представлять коэффициенты условного перехода $\sigma_c, S (p)$. Ценность параметр $\sigma_c, S (p)$ не зависит от процесса поступления звонка и может быть определен следующим образом [56]:

$$\sigma_c, S (p) = \frac{F(V_L - p, u, e, 0) - F(V_L - p, u, \tau c - 1, 0)}{F(V_L - p, u, e, 0)}, \tag{7}$$

где $F(x, u, e, \tau)$ определяет количество возможных вариантов расположения ИКС бесплатные AU в u звеньев, каждое с емкостью, равной J AU с допущением, что каждая ссылка имеет не менее τ бесплатные AU:

$$F(x, u, f, t) = \sum_{r=0}^{\lfloor \frac{ИКС - u \tau}{J} \rfloor} (-1)^r u^r \binom{ИКС - u(\tau - 1) - 1 - r(J - \tau + 1)}{u - 1}. \tag{8}$$

Заметим, что в случае рассматриваемой модели группы ограниченной доступности, мультисервисных источников трафика и резервирования работа механизма резервирования вносит дополнительную зависимость между потоком услуг в системе и текущим состоянием системы. Чтобы сдержать-моя эта зависимость, параметр $\sigma_c, P (p)$ вводится. Этот параметр можно определить следующим образом:

$$\sigma_c, P (p) = \begin{cases} 1 & \text{для } p \cap c \in P, \\ 0 & \text{для } p > R_c \cap c \in P, \\ 1 & \text{для } c \notin P. \end{cases} \tag{9}$$

Механизм резервирования вводится в группу независимо от структуры группы, что позволяет использовать описание продукта общего коэффициента перехода в группе с ограниченной доступностью:

$$\sigma_c (p) = \sigma_c, S (p) \cdot \sigma_c, P (p). \tag{10}$$

Распределение занятости рассчитано и получено на основе формулы (6), мы можем определить узнать значения параметров $u_{\mathbb{E}, j, c} (p)$ а также $u_{P_a, k, c} (p)$ которые определяют среднее количество обслуживаемых вызовов класса c генеральный взято из источников Engset из множества j и исходники Pascal из набора k , соответственно, в состоянии занятости p AU's [55]:

$$u_{\mathbb{E}, j, c} (p) = \begin{cases} \text{знак равно } A_{\mathbb{E}, j, c} (P - T_B) T_C [P_n - T_C] V_L / [P_n] V_L & \text{для } p \leq V_L, \\ 0 & \text{для } p > V_L. \end{cases} \tag{11}$$

$$u_{Pa, k, c}(n) = \begin{cases} \text{знак равно } A_{Pa, k, c}(P - T_{\theta}) \sigma_c(P - T_{\theta}) [P_{n-1} \tau_{c, VL} [P_{n-1} V_L] \text{ для } n > V_L \\ 0, & \text{для } n \leq V_L \end{cases} \quad (12)$$

Знание распределения $[P_{n-1} V_L]$ требуется для параметров $u_{En, j, c}(n)$ а также $u_{Pa, k, c}(n)$ подлежит определению, и в поверните, чтобы определить распределение $[P_{n-1} V_L]$ необходимо знать значения параметров $u_{En, j, c}(n)$ а также $u_{Pa, k, c}(n)$, который позволяет определять значения трафика $A_{En, j, c}(n)$ класса c предложено источниками Engset из набора j в состоянии n Австралия и трафик $A_{Pa, k, c}(n)$ класса c предлагает исходники Pascal из набора k в состоянии занятости n Австралия [Формула (3)]. Уравнения (3), (6), (11) и (12), таким образом, образуют серию смешанных уравнений. Чтобы решить заданный набор смешанных уравнений, необходимо использовать итерационные методы, разработанные в [25, 55]. Определив распределение занятости в группе ограниченной доступности с помощью механизма резервирования, вероятность блокировки для вызовов класса c которые принадлежат множеству $M = \{1, 2, \dots, m\}$ можно выразить следующим образом:

$$E_c = V_L \sum_{n=0} [P_{n-1} V_L [1 - \sigma_c(n)]]. \quad (13)$$

4.3 Модель выходной группы с пороговыми механизмами

Давайте теперь рассмотрим модель выходных звеньев коммутационной сети, в которую был введен пороговый механизм, то есть модель группы ограниченной доступности с пороговыми механизмами. Рассматриваемый пороговый механизм делает размер выделенных ресурсов (единиц распределения) для отдельных классов обслуживания зависимым от состояния занятости данной системы. В пороговой системе увеличение нагрузки на систему сопровождается уменьшением размера выделенных ресурсов для вызовов данного класса обслуживания. В конечном итоге это может привести к увеличению времени передачи данных (для эластичных сервисов, где данные должны передаваться полностью) или к снижению качества передаваемых мультимедийных данных (для адаптивных сервисов, в которых увеличивается время передачи данных. это невозможно). Тем не менее,

Рассмотрим модель группы ограниченной доступности. с пороговыми механизмами [55] с емкостью V_L (Инжир. 3), что услуги m классы трафика, принадлежащие множеству $M = \{1, 2, \dots, m\}$ (Разд. 3). Для каждого класса из набора M , определяется набор пороговых значений. Набор введенных порогов,

$\{Q_{c,1}, Q_{c,2}, \dots, Q_{c,m}\}$ для класса c , где $Q_{c,1} < Q_{c,2} < \dots < Q_{c,m}$. В системе заданная пороговая область t_{θ} класса c

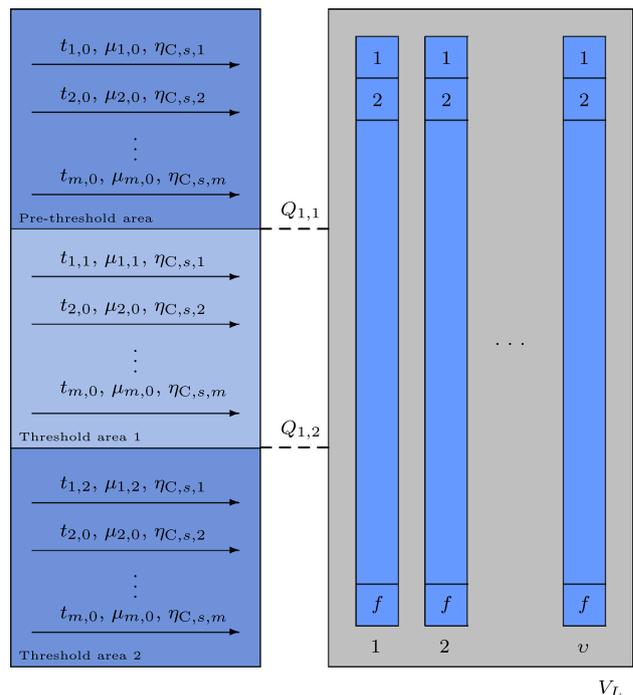


Рис. 3 Модель группы ограниченной доступности с пороговыми механизмами

ограничено порогами $Q_{c, \theta}$ а также $Q_{c, \theta+1}$ определяется собственным набором параметров $\{T_{c, \theta}, \mu_{c, \theta}, \eta_{c, \theta}\}$, где $T_{c, \theta} > T_{c, \theta+1} > \dots > T_{c, \theta+m} > \dots > T_{c, q_c}$ а также $\mu_{c, \theta} > \mu_{c, \theta+1} > \dots > \mu_{c, \theta+m} > \dots > \mu_{c, q_c}$.

Фигура 3 показывает образец модели ограниченной доступности группа с пороговыми механизмами, в которой пороговый механизм введен только в класс 1. В предпороговой площадь, звонки класса c потребность $T_{c, \theta}$ AU для установки соединения, в то время как среднее время обслуживания $\mu_{c, \theta}^{-1}$. Когда нагрузка система увеличивается выше порогового значения $Q_{c,1}$, система будет в пороговой области 1. Количество требуемых AU уменьшится от значения $T_{c, \theta}$ ценить, оценивать $T_{c,1}$, в то время как средний время обслуживания увеличится до значения $\mu_{c,1}^{-1}$. Ситуация простая.ilar, когда система переходит к следующим пороговым областям.

Рассматриваемая группа ограниченной доступности с пороговыми механизмами предлагает три типа потоков трафика: потоки трафика Erlang, Engset и Pascal, определенные в Sect. 3.1. Чтобы учесть влияние пороговых механизмов по стоимости трафика $A_{ЭЭЭ, j, c, m}$ генерируется источниками Erlang, принадлежащими множеству $Z_{ЭЭЭ, j, c, m}$ стоимость трафика $A_{En, j, c, u}(n)$ Предлагаемый набор форм источников Engset $Z_{En, j, c, u}$ и трафик $A_{Pa, k, c, u}(n)$ предложенный исходники Pascal из набора $Z_{Pa, k, c, u}$ в зоне порога t_{θ} . Формулы (2) и (3) должны быть соответствующим образом изменены:

$$A_{ЭЭЭ, j, c, m} = \eta_{ЭЭЭ, j, c, m} \lambda_{ЭЭЭ, j, c, m} / \mu_{c, m}, \quad (14)$$

$$A_{En, j, c, u}(n) = [\eta_{En, j, c} N_{En, j, c} - u_{En, j, c, u}(n)] a_{En, j, c, u},$$

$$A_{Pa, k, c, u}(n) = [\eta_{Pa, k, c} S_{Pa, k, c} + u_{Pa, k, c, u}(n)] \beta_{Pa, k, c, u}, \quad (15)$$

где $\alpha_{En, j, u}$ определяет среднюю интенсивность движения предлагается одним бесплатным источником Engset, принадлежащим набору $Z_{En, j}$ в зоне порога u :

$$\alpha_{En, j, u} = \sum_{c=1}^{c_{En, j}} \eta_{En, j, c} \gamma_{En, j} / \mu_{c, u} \quad (16)$$

тогда как $\beta_{Pa, k, ty}$ определяет средний трафик, предлагаемый одним бесплатным исходный код Pascal, принадлежащий набору $Z_{Pa, k}$ в зоне порога u :

$$\beta_{Pa, k, ty} = \sum_{c=1}^{c_{Pa, k}} \eta_{Pa, k, c} \gamma_{Pa, k} / \mu_{c, ty} \quad (17)$$

Отметим, что в случае рассматриваемой модели группы ограниченной доступности с мультисервисными источниками трафика и пороговыми механизмами работа пороговых механизмов вводит дополнительную зависимость между потоком услуг в системе и текущим состоянием занятости системы. Чтобы включить эту зависимость в кон-

сидерации, в уравнении. (6) введем коэффициент $\sigma_{c, u, \Pi(n)}$ который определяет состояния занятости в системе, в которых Предлагаемый трафик определяется параметрами $\{ T_{c, u, \mu, c, u} \}$:

$$\sigma_{c, u, \Pi(n)} = \begin{cases} 1 & \text{для } Q_{c, u} < \Pi \leq Q_{c, u} + 1, \\ 0 & \text{для оставшихся } \Pi. \end{cases} \quad (18)$$

Кроме того, изменение объемов ресурсов, выделяемых для вызовов в определенных состояниях занятости, приводит к изменению как условный коэффициент перехода $\sigma_{c, s}$ определяется [Формула (7)], т.е. коэффициент, описывающий влияние структуры системы о процессе приема новых звонков:

$$\sigma_{c, s(n)} = \frac{F(V_L - \Pi, u, e, 0) - F(V_L - \Pi, u, T_{c, ty} - 1, 0)}{F(V_L - \Pi, u, e, 0)}, \quad (19)$$

где значение функции $F(x, u, e, t)$ определяется Формула (8). В случае формулы (19), значение $T_{c, ty}$ совпадает по номеру порога ty определяется на

основа государства Π .

Обратите внимание, что пороговые механизмы вводятся в группу независимо от ее структуры, что позволяет описать в форме продукта общий коэффициент перехода в группе ограниченной доступности:

$$\sigma_{c, u(\Pi)} = \sigma_{c, s(\Pi)} \cdot \sigma_{c, u, \Pi(\Pi)}, \quad (20)$$

а затем распределения занятости в рассматриваемой пороговой системе:

$$\begin{aligned} \Pi [P \Pi] V_L = & \sum_{\substack{c \in \text{Ээ}, \text{я} \\ \text{я} = 1}} \sum_{c=1}^{c_{\text{Ээ}, \text{я}}} \sum_{u=1}^{u_{\text{Ээ}, \text{я}}} A_{\text{Ээ}, \text{я}, c, \text{ты}} \sigma_{c, u(\Pi - T_{c, u})} T_{c, u} [\Pi - T_{c, u}] V_L \\ & + \sum_{\substack{c \in \text{Па}, \text{к} \\ \text{к} = 1}} \sum_{c=1}^{c_{\text{Па}, \text{к}}} \sum_{u=1}^{u_{\text{Па}, \text{к}}} A_{\text{Па}, \text{к}, c, \text{и}} \sigma_{c, u(\Pi - T_{c, u})} T_{c, u} [\Pi - T_{c, u}] V_L \end{aligned} \quad (21)$$

Рассчитав занятость $[\Pi] V_L$ from Formula (21 год), мы в состоянии определить значения параметра терс $\gamma_{En, j, c, u(\Pi)}$ а также $\gamma_{Pa, k, c, u(\Pi)}$ после применения следующих уравнений:

$$\gamma_{En, j, c, u(\Pi)} = \begin{cases} \text{знак равно } A_{En, j, c, u(\Pi - T_{c, u})} \sigma_{c, u(\Pi - T_{c, u})} [\Pi - T_{c, u}] V_L [\Pi] V_L & \text{для } \Pi \leq V_L \\ 0, & \text{для } \Pi > V_L \end{cases} \quad (22)$$

$$\gamma_{Pa, k, c, u(\Pi)} = \begin{cases} \text{знак равно } A_{Pa, k, c, u(\Pi - T_{c, u})} \sigma_{c, u(\Pi - T_{c, u})} [\Pi - T_{c, u}] V_L [\Pi] V_L & \text{для } \Pi \leq V_L \\ 0, & \text{для } \Pi > V_L \end{cases} \quad (23)$$

Как и в случае группы с ограниченной доступностью с резервированием, формулы (15), (21 год), (22) и (23) образуют систему смешанных уравнений. Для их решения итерационный процесс, предложенный в [57] должен применяться. Определенное таким образом распределение занятости позволяет нам определить вероятность блокировки для каждого из m классы обслуживания. Для звонков класса c , это можно выразить следующей формулой:

$$E_{c, s} = \sum_{\Pi = V_L - T_{c, qc} + 1}^{V_L} [\Pi] V_L (1 - \sigma_{c, s(\Pi)}). \quad (24)$$

5 Модели межэтапных связей в коммутационной сети

5.1 Введение

Рассмотрим теперь аналитическую модель отдельных межкаскадных звеньев коммутационной сети. При принятом предположении алгоритм, который управляет процессом допуска вызовов, допускает новый вызов (или размер ресурсов, выделенных для вызовов определенных классов) в зависимости от порогового механизма, который был введен только для направлений вывода, с учетом текущего состояние занятости

заданного направления. На втором этапе приема нового вызова, т. Е. При настройке пути соединения между свободным входным каналом и одним из свободных выходных каналов в требуемом направлении, устройство управления проверяет только наличие пути подключения, который предлагает достаточное количество бесплатных AU для обслуживания вызова класса c (количество AU может быть уменьшено в результате применения пороговых механизмов в направлении вывода). Однако следует отметить, что применяемые механизмы, которые делают работу функции управления допуском новых вызовов в зависимости от состояния занятости выходных направлений, имеют прямое влияние на структуру трафика, предлагаемого межэтапным каналам.

Предположение в большинстве работ, посвященных аналитическому моделированию коммутационных сетей (например, [48]) заключается в том, что межэтапные связи могут быть описаны моделью так называемой группы полной доступности с мультисервисным трафиком. Модель группы полной доступности без пороговых механизмов и / или резервирования изначально была разработана для потоков трафика Erlang [27 , 28 год], а затем был расширен за счет включения систем, обслуживающих потоки трафика Engset и Pascal [25]. Гломбовски и Соберай [51] предполагает, что в случае введения пороговых механизмов в выходные направления сети межэтапные связи могут быть смоделированы моделью группы полной доступности с пороговыми механизмами. В рамках этого подхода необходимо определить значения пороговых значений.

старика $Q_{c, ty}$ для группы полной доступности, которые влияют на размер ресурсов, выделенных на вызовы класса c , в зависимости от текущего распределения занятости. Основная проблема при определении этих значений связана с разницей в емкости V_L выходного направления и V_f единого межэтапного звена ($V_f = f, V_L = u$). Отражать значения пороговых значений, установленных для модели группы ограниченной доступности. (модель группы выходных звеньев) по значениям порогов, реализованных в модели группы полной доступности (модель одиночного звена), в [51] предлагается следующее приближение:

$$Q_{E, и} = Q_{L, c, u / u}, \tag{25}$$

где $Q_{F, c, ty}$ - пороговое значение в направлении вывода, пока $Q_{F, c, ty}$ фиктивное пороговое значение в межэтапном ссылке на сайт.

5.2 Новая модель межэтапных связей с пороговыми механизмами

В этом разделе представлен новый метод моделирования межэтапных связей в коммутационных сетях, в котором для выходных направлений были введены пороговые механизмы и механизмы резервирования. В принятом методе предполагается, что межэтапные связи будут моделироваться моделью группы полной доступности без пороговых механизмов [46]. Влияние пороговых механизмов, вводимых на выходе

ссылки на структуру трафика в межэтапных ссылках будут учитываться путем изменения количества классов трафика, предлагаемых для межэтапных ссылок. В этих условиях звонки класс c предлагаемые для вывода ссылки могут иметь $(q_c + 1)$ different $t_{c, ty}$ значения выделенных ресурсов (AU) в зависимости от состояния занятости системы, где ty это порог число и q_c количество порогов, определенных для класса c . Заданное количество требований к ресурсам, которые могут возникнуть в направлении вывода в результате применяемых пороговых механизмов определяют одновременно максимальное количество классов трафика, вызовы которых могут быть предложены межэтапным ссылки. Обратите внимание, что количество определенных наборов $s_{\#}$ Эрланг, s_j Энгсет и s_k Источники трафика Pascal не меняются, но это только количество классов трафика, которые принадлежат соответствующим образом. в соответствии с подходящими наборами $C_{ЭЭ, я}$, $C_{Еп, ja}$ также $C_{Па, k}$ классов трафика, соответствующих соответствующим наборам мультисервисных источники трафика, которые можно изменить. Увеличенное количество наборы $C_{ЭЭ, я}$, $C_{Еп, ja}$ также $C_{Па, k}$ можно выразить следующими уравнениями:

$$\begin{aligned} C_{ЭЭ, я} &= \sum_{c=1}^{q_c+1} (q_c + 1), \\ C_{Еп, j} &= \sum_{c=1}^{q_c+1} (q_c + 1), \\ C_{Па, k} &= \sum_{c=1}^{q_c+1} (q_c + 1). \end{aligned} \tag{26}$$

Параметры $t_{c, a}$ также μ_c для новых классов трафика, связанных с потоками вызовов, предлагаемыми группе полной доступности, можно получить путем установления определенной взаимосвязи между параметрами $t_{c, ty}$ а также μ_c, ty которые связаны с потоками вызовов, предлагаемыми группе с ограниченной доступностью в отдельных пороговых областях. Этот конкретное присвоение соответствующих значений параметрам $t_{c, a}$ а также μ_c выполняется на основании следующих формул:

$$\forall 1 \leq c \leq m \forall 0 \leq ty \leq q_c t_{c, a} + \sum_{z=1}^{c-1} q_z \text{ знак равно } t_{c, u}, \tag{27}$$

$$\forall 1 \leq c \leq m \forall 0 \leq ty \leq q_c \mu_c + \sum_{z=1}^{c-1} q_z \tag{28}$$

В формулах (27) и (28 год), выражение $\sum_{z=1}^{c-1} q_z$ предотвращает нам от создания ненужных повторяющихся индексов, связанных с новые классы трафика. Применяемый метод определения определение значения параметров $t_{c, a}$ а также μ_c позволяет использовать группу полной доступности без пороговых механизмов аппроксимировать межэтапные звенья коммутационных сетей пороговыми механизмами.

Давайте теперь рассмотрим метод определения интенсивности движения, предлагаемый для нового класса. c в межэтапной ссылке. Для этого цель, введем параметр $b_{c, ty}$ к рассматриваемой модели, определяющей вероятность блокировки для вызовы класса c к которому заданное количество AU, относящихся к

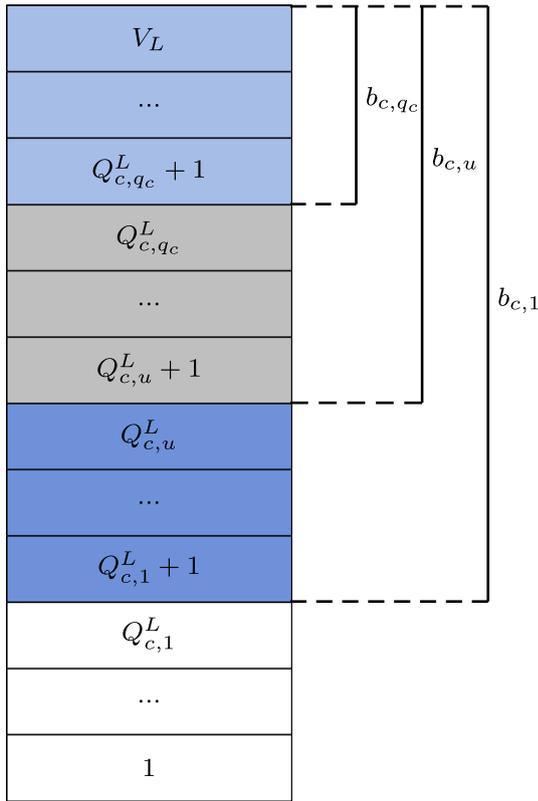


Рис. 4 Определение параметра $b_{c, ty}$ в группе с ограниченной доступностью

площадь порога $ty - 1$. Значения параметра $b_{c, ty}$ можно определить по следующей формуле:

$$b_{c, и} = \sum_{p=Q_{c, и+1}}^{p=Q_{c, и}^L + 1} \{ \pi \eta \} V_L \quad (29)$$

Параметр $b_{c, ty}$ равна сумме вероятностей этих состояний (рис. 4), в которых невозможно выделить ресурсы равно: $(T_{c, ty-1}, T_{c, ty-2}, \dots, T_{c, 0})$ к вызову класса c . Оккупация панси $\{ \pi \eta \} V_L$ - это распределение, определяемое на основе модели группы ограниченной доступности и порога старые механизмы (разд. 4.3). Предположим, что выход группе коммутационной сети предлагается трафик $A_{ЭЭЭ, IC, 0}$ из класс c это требует $T_{c, 0}$ АUs. Это означает, что в межэтапном соединении мы определим «новый трафик» класса c , требовательный $T_{c+0} = T_{c, 0}$ АU для установки соединения. Этот трафик является частью трафика $A_{ЭЭЭ, IC, 0}$ и может быть оценен на основании следующих рассуждений: в предпороговой области вывода группа, эта часть движения $A_{ЭЭЭ, IC, 0}$ это требует $T_{c, 0}$ АUs - это обслуживается, что не заблокировано в этой области: $A_{ЭЭЭ, IC, 0} (1 - b_{c, 1})$. Первой пороговой области выходной группы предлагается трафик который заблокирован в предпороговой области: $A_{ЭЭЭ, IC, 0} b_{c, 1}$. Этот приводит к поступлению заявок со значением $T_{c+1} = T_{c, 1}$ в межэтапной ссылке. Следовательно, трафик, который заблокирован

в пороговых областях, от нулевой пороговой области (в пред-площадь порога) до $ty - 1$, т.е. трафик $A_{ЭЭЭ, IC, 0} \prod_{q=1}^{ty} b_{c, q}$ является направлен на порог u . Часть этого конкретного трафика, который не заблокирован в области ty создаст «новый» трафик класса c со значением:

$$(1 - b_{c, и+1}) A_{ЭЭЭ, IC, 0} \prod_{q=1}^{ty} b_{c, q} \quad (30)$$

Обратите внимание на трафик, описываемый формулой (30), требовательный $T_{c, ty}$ АUs определяется в выходной группе коммутационной сети, состоящей из u ссылки. Следовательно, движение по одна ссылка, которая требует T_{c+u} Будет u раз меньше: 1

$$\frac{1}{u} (1 - b_{c, и+1}) A_{ЭЭЭ, IC, 0} \prod_{q=1}^{ty} b_{c, q} \quad (31)$$

Принимая во внимание приведенные выше рассуждения и принимая во внимание общий трафик, предлагаемый межэтапной ссылке, мы можем написать:

$$\forall 1 \leq я \leq s, \forall 1 \leq c \leq c_{ЭЭЭ, я}, \forall 0 \leq ty \leq q_c \text{ AF}_{ЭЭЭ, я, c+и+\sum_{z=1}^{ty} q_z} \text{ знак равно } \begin{cases} A_{ЭЭЭ, IC, 0} (1 - b_{c, и+1}) \prod_{z=1}^{ty} b_{c, z} / u \text{ для } и < d_c \\ A_{ЭЭЭ, IC, 0} \prod_{z=1}^{ty} b_{c, z} / u \text{ для } и = q_c \end{cases} \quad (32)$$

где средняя интенсивность движения $A_{ЭЭЭ, IC, 0}$ определяется на основа Формулы (14), а параметр $b_{c, ty}$ на основе Формулы (29).

По тем же соображениям средний трафик $\alpha_{Эн, j, c}$

а также $\beta_{Па, k, c}$ предлагается одним бесплатным источником из набора трафика Можно определить источники трафика Engset и Pascal соответственно:

$$\forall 1 \leq j \leq s, \forall 1 \leq c \leq c_{Эн, j}, \forall 0 \leq ty \leq q_c \text{ AF}_{Эн, j, c+и+\sum_{z=1}^{ty} q_z} \text{ знак равно } \begin{cases} \alpha_{Эн, j, c, 0} (1 - b_{c, и+1}) \prod_{z=1}^{ty} b_{c, z} / u \text{ для } и < d_c \\ \alpha_{Эн, j, c, 0} \prod_{z=1}^{ty} b_{c, z} / u \text{ для } и = q_c \end{cases} \quad (33)$$

$$\forall 1 \leq k \leq s, \forall 1 \leq c \leq c_{Па, k}, \forall 0 \leq ty \leq q_c \text{ BF}_{Па, k, c+и+\sum_{z=1}^{ty} q_z} \text{ знак равно } \begin{cases} \beta_{Па, k, c, 0} (1 - b_{c, и+1}) \prod_{z=1}^{ty} b_{c, z} / u \text{ для } и < d_c \\ \beta_{Па, k, c, 0} \prod_{z=1}^{ty} b_{c, z} / u \text{ для } и = q_c \end{cases} \quad (34)$$

где средняя интенсивность движения $\alpha_{Эн, j, c, 0}$ а также $\beta_{Па, k, c, 0}$ предлагается одним бесплатным исходным кодом на Engset и Pascal в предварительной версии. Площадь порога определяется по формулам:

$$\alpha_{Эн, j, c, 0} = \eta_{Эн, j, c} \gamma_{Эн, j} / \mu_{c, 0} \quad (35)$$

$$\beta_{Па, k, c, 0} = \eta_{Па, k, c} \gamma_{Па, k} / \mu_{c, 0} \quad (36)$$

Определив значения для трафика: $A_{F_{\text{ЭЭ}, IC, \alpha_{En, j, c}}}$
 а также $\beta_{\text{Па}, k, c}$, можно определить распределение заполняемости $[P_n]_{VF}$ в межэтапной ссылке:

$$\begin{aligned}
 n [P_n]_{VF} = S_{\text{я}} \sum_{\text{я}=1}^{CF} \sum_{c=1}^{CF} A_{F_{\text{ЭЭ}, IC, Tc, Pn - Tc, VF}} & \\
 + \sum_{j=1}^{En, j} A_{F_{\text{ЭЭ}, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}} & \\
 + \sum_{k=1}^{Pa, k} \sum_{c=1}^{CF} A_{F_{\text{Па}, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}} \cdot & \quad (37)
 \end{aligned}$$

В формуле (37), параметр $A_{F_{\text{ЭЭ}, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}}$ определяет среднюю возрастная интенсивность предлагаемого трафика, в состоянии n занятые АУ, вызовами класса c , генерируется источниками из набора Engset:

$$A_{F_{\text{ЭЭ}, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}} = [\eta_{En, j, c} N_{En, j} - \gamma_{En, j, c (n)}] \alpha_{En, j, c} \quad (38)$$

где параметр $\alpha_{En, j, c}$ определяется следующим образом:
 мула:

$$\alpha_{En, j = En, j} = \sum_{c=1}^{CF} \alpha_{En, j, c} \quad (39)$$

в каком параметре $\alpha_{En, j, c}$ определяется на основе Формула (33). Параметр $A_{F_{\text{Па}, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}}$ в формуле (37) тогда средняя интенсивность движения, предлагаемого в состоянии n по вызовам класса c генерируется источниками из набора Pascal:

$$A_{F_{\text{Па}, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}} = [\eta_{Pa, k, c} S_{Pa, k} + \gamma_{Pa, k, c (n)}] \beta_{Pa, k, c} \quad (40)$$

где параметр $\beta_{Pa, k, c}$ определяется следующим уравнением ция:

$$\beta_{Pa, k = Pa, k} = \sum_{c=1}^{CF} \beta_{Pa, k, c} \quad (41)$$

в каком параметре $\beta_{Pa, k, c}$ определяется Формулой (34).

Распределение занятости рассчитано и получено на основе формулы (37) можно определить значения параметров $\gamma_{En, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ а также $\gamma_{Pa, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ которые указывают среднее количество звонков класса c которые обслуживаются в система, порожденная источниками, принадлежащими множествам $Z_{En, j}$ (Источник Engset) и $Z_{Pa, k}$ (Исходный код Pascal):

$$\begin{aligned}
 \gamma_{En, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF} & \\
 \text{знак равно } \begin{cases} \frac{En, j, c (P - Tв) Pn - Tc, VF}{[P_n]_{VF}} & \text{для } n \leq VF, \\ 0 & \text{для } n > VF, \end{cases} & \quad (42)
 \end{aligned}$$

$$\begin{aligned}
 \gamma_{Pa, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF} & \\
 \text{знак равно } \begin{cases} \frac{Pa, k, c (P - Tв) Pn - Tc, VF}{[P_n]_{VF}} & \text{для } n \leq VF, \\ 0 & \text{для } n > VF. \end{cases} & \quad (43)
 \end{aligned}$$

Для определения параметров $\gamma_{En, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ а также $\gamma_{Pa, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ это необходимо знать распределение занятости $[P_n]_{VF}$; для его поиска, в свою очередь, требуются значения параметров $\gamma_{En, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$

а также $\gamma_{Pa, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ быть известным. Следовательно, чтобы определить занятость задача панси $[P_n]_{VF}$; итерационный метод, разработанный в [25], необходимо применить. В этом методе значения трафика в заданном шаг итерации $A_{F_{\text{ЭЭ}, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}}$ а также $A_{F_{\text{Па}, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}}$ определены на основа параметров $\gamma_{En, j, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ а $\gamma_{Pa, k, c (P - Tв), Tc, Pn - Tc, VF}$ определяется в шаг предыдущей итерации.

Вероятность блокировки в межэтапном канале равна сумме вероятностей состояний, в которых система не может принимать новые вызовы класса c для обслуживания. Следовательно, вероятность блокировки можно выразить следующей формулой:

$$E_{\text{Б}} = \sum_{n=VF-Tc+1}^{VF} [P_n]_{VF} \quad (44)$$

где распределение занятости $[P_n]_{VF}$ определяется Формулой (37).

6 Рекуррентный метод определения вероятности блокировки в коммутационной сети

Общая вероятность блокировки $E_T(v)$ для звонков класса c это сумма всех вероятностей внешней блокировки $E_E(v)$ и меж-вероятность окончательной блокировки $E_A(v)$. Принимая во внимание зависимости между событиями внутреннего и внешнего блокируя, получаем [58]:

$$E_T(v) = E_E(v) + E_A(v) [1 - E_E(v)]. \quad (45)$$

Разница $[1 - E_E(c)]$ во втором элементе формулы (45) является результатом работы устройства управления, которое управляет коммутационной сетью. Это устройство сначала проверяет, есть ли свободные выходные ссылки в заданном направлении для вызовов класса c . Если такие ссылки не могут быть найдены, то вызов теряется из-за внешней блокировки, и нет необходимости проверять, происходит внутренняя блокировка или нет. Такой алгоритм определяется Формулой (45), в котором исключено совпадение событий внешней и внутренней блокировки.

Внешняя блокировка возникает, когда ни один из выходных каналов в требуемом направлении коммутируемой сети не может обслуживать вызов класса c . Следовательно, вероятность внешней блокировки равна вероятности блокировки в группе ограниченной доступности, которая моделирует направление вывода.

коммутационной сети и может быть определен, в зависимости от механизма управления доступом и применяемых механизмов распределения ресурсов, на основе уравнения. (13) (для бронирования) или (24) (для пороговых механизмов).

Для определения вероятности внутренней блокировки в статье предлагается рекуррентный метод - метод PGPPBRecU (Point-to-Group and Point-to-Point Blocking Recurrent - Universal), который учитывает обобщенную модель межэтапных связей при коммутации. сети с мультисервисными источниками трафика и механизмами резервирования и пороговых значений. Этот метод является модификацией рекуррентного метода, описанного в [48] и разработан для определения вероятности блокировки «точка-группа» и «точка-точка» в коммутируемых сетях с источниками трафика с одним сервисом.

Предлагаемый метод основан на параметре эффективной доступности. Этот параметр усредняет среднее количество переключателей последней ступени, с помощью которых может быть установлен вызов в заданном направлении. Предполагается, что переключатель последней ступени может быть доступен напрямую или доступен через прямую занятость. В соответствии с определением [32], коммутатор доступен напрямую, когда в заданном состоянии сети есть возможность установить соединение заданного класса между этим коммутатором и заданным коммутатором первой ступени (на вход которой поступает вызов). Коммутатор доступен через прямое использование, если между этим коммутатором и данным коммутатором первой ступени установлено соединение заданного класса.

Определение эффективной доступности для транспортного потока класса c основан на концепции так называемой эквивалентной сети [32]. Эквивалентная сеть представляет собой односервисную сеть с той же структурой, что и мультисервисная сеть. Каждое отдельное звено эквивалентной сети назначена фиктивная нагрузка $e_l(v)$ что равно вероятности блокировки для трафика класса c в межэтапном звене реальная сеть, между этапами l а также $l + 1$. Эта вероятность может быть определена на основе распределения занятости в группе полной доступности, моделирующей межэтапные связи коммутационной сети [Формула (44 год), Разд. 5]. В целях обсуждаемого рекуррентного метода, чтобы определить эффективную доступность способность $d_z(v)$ для транспортного потока класса c в z - эквивалентной сети этапа, можно использовать следующую формулу [48]:

$$d_z(v) = [1 - \pi_z(c)] U + \pi_z(v) e_1(v). \tag{46}$$

где

- $d_z(v)$ - эффективная доступность для транспортного потока класса c в эквиваленте z - каскадная коммутационная сеть,
- $\pi_z(v)$ - так называемая вероятность прямой недоступности данного коммутатора последней ступени для вызова класса c . Параметр $\pi_z(v)$ определяет вероятность события, при котором соединение класса c между данным переключателем первая ступень и данный переключатель последней ступени не могут быть установлены. Определение этого параметра основано на

анализ графа каналов для эквивалентной коммутационной сети [32 , 59],

- u - количество выходных звеньев в заданном направлении,
- η - значение, определяющее, какая часть фиктивного трафика в коммутаторе первой ступени обслуживается рассматриваемым направлением. Если трафик равномерно распределяется между всеми u направлениями, мы получаем $\eta = 1 / u$.

В формуле (46), первый элемент $[1 - \pi_z(c)] U$ определяет среднее количество переключателей последней ступени, которые непосредственно доступны переключателю первой ступени, в то время как второй элемент $\pi_z(v) e_1(v)$ определяет среднее количество переключателей последней ступени, доступных через прямую занятость [60].

Чтобы представить основные предположения для этого метода, давайте рассмотрим z - каскадная коммутационная сеть, представленная на рис. 5 . Это наблюдаемо, имея в виду теорему Лотце [61], что вероятность недоступности $\pi_l(v)$ для переключения сцены l для звонков класса c равна вероятности блокировки в группе u входные ссылки в коммутаторе, т.е. на блокировку точка-группа вероятность E_{l-1} в коммутационной сети, состоящей из ($l - 1$) этапы:

$$\pi_l(v) = E_{l-1}(v). \tag{47}$$

Эффективный параметр доступности $d_l(v)$ для звонков класса c в подсистеме, состоящей из l этапы z - переключение ступеней сеть - это функция, зависящая от вероятности недоступности. возможность $\pi_l(v)$ переключателя сцены l на вызовы класса c , и таким образом [Ур. (47)] это функция, зависящая от точки - вероятность блокировки группы E_{l-1} в подсистеме, состоящей из ($l - 1$) этапы.

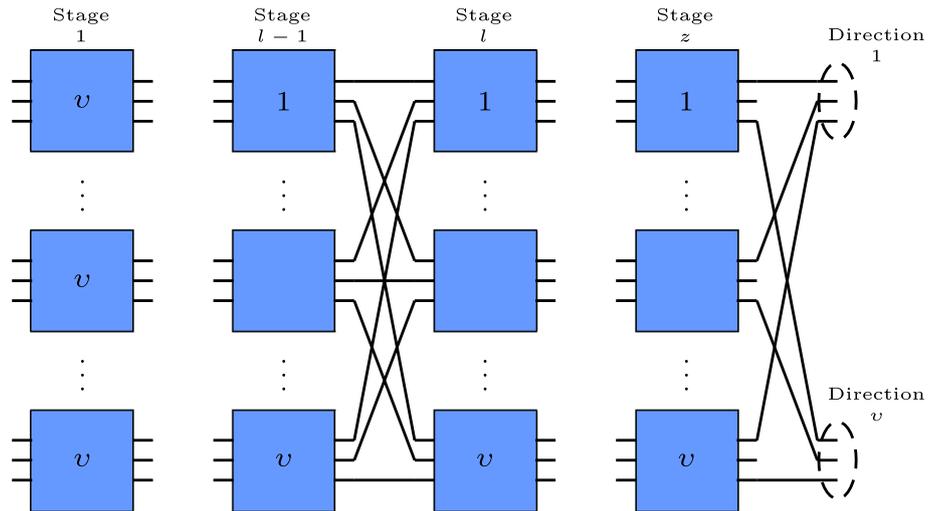
В методе PGPPBRec-U предполагается, что вероятность межгрупповой внутренней блокировки E_γ в эквивалентной коммутационной сети можно аппроксимировать EIF формула (формула взаимосвязи Эрланга) [36], предложенный Ершовым для моделирования коммутационных сетей с однообслуживающим трафиком [36]:

$$E_\gamma = EIF(A, u, \gamma), \tag{48}$$

где A предлагается трафик в требуемом направлении эквивалентной коммутационной сети, u - количество звеньев в требуемых направлениях эквивалентной коммутационной сети, а формула EIF определяет вероятность блокировки в идеальной градации Эрланга с пропускной способностью u , доступность d и предложил трафик A :

$$EIF(A, u, \gamma) = \sum_{l=0}^{(k)/u} \frac{A^l}{l!} \prod_{k=d}^{(k)/u} [1 - d \frac{\gamma}{d}] \sum_{j=0}^{(k)} \frac{A^{j-1}}{j!} \prod_{k=d}^{(k)} [1 - d \frac{\gamma}{d}] \tag{49}$$

Рис. 5 Модель z-каскадная коммутационная сеть



При рассмотрении модели коммутационной сети, представленной на рис. 5, мы можем переписать уравнение. (48) в форму, которая позволила бы нам определять вероятности внутренней блокировки точечной группы для вызовов класса c в эквивалентной коммутационной сети, состоящей из l этапов:

$$E_{Я, l}(v) = EIF(A_{l+1}(v), u, d_l(v)), \quad (50)$$

где $A_{l+1}(v)$ это трафик, предлагаемый для одного переключения сцены $l+1$ по вызовам класса c , тогда как u это номер ввода ссылки на один переключатель сцены $l+1$. Уравнения (47) и (50) обеспечивают основу для повторяющихся

определение вероятности внутренней блокировки в мультисервисной коммутационной сети. Вычислительный процесс [48]

начинается с определения вероятности блокировки $E_1(v)$.

Предполагая неблокирующий характер переключателя первой ступени, мы получаем это $d_1(v) = u$ и, как следствие:

$$E_{Я, 1}(v) = EIF(A_2(v), u, u), \quad (51)$$

где $A_2(v)$ определяет трафик, предлагаемый одному коммутатору второй ступени коммутационной сети вызовами класса c :

$$A_2(v) = u a(v), \quad (52)$$

тогда как $a(v)$ это движение класса c предложено одно межкаскадное соединение в коммутационной сети емкостью 1 а.е. Предлагаемый трафик $a(v)$ можно определить на основе фиктивной нагрузки $e(c)$:

$$e(c) = a(c) [1 - E_1(a(c))], \quad (53)$$

где

- $E_1(a(v))$ вероятность блокировки в межэтапных звеньях коммутационной сети (между стадиями 1 и 2), определяющая

добывается для группы емкостью 1 ВВU, трафик которой $a(v)$ предлагается,

- $e(c)$ фиктивная нагрузка для вызовов класса c в межэтапных связях (между стадиями 1 и 2). Эта нагрузка равна вероятности блокировки для вызовов класса c в межэтапном канале реальной сети, смоделированном группой полной доступности с мультисервисными источниками трафика (разд. 5).

Согласно предложенному расчетному методу меж-

вероятность окончательной блокировки $E_{Я, z}(v)$ в z -сценическую сеть можно выразить следующим образом:

$$E_{Я, z}(v) = E_{Я}(v) = EIF(A_z(c), u, d_z(v)), \quad (54)$$

где $A_z(c) = A_{z+1}(v)$ это общий трафик, предлагаемый вызовами класса c в требуемом направлении, в составе u ссылки (согласно принятой нотации, трафик, предлагаемый данному коммутатору, можно рассматривать как трафик к одному коммутатору фиктивного этапа $z+1$).

Обратите внимание, что для оценки значения параметра $\pi_l(v)$ необходимо определить вероятность блокировки ($l-1$) ступенчатая система [Формула (47)]. Решение этого Проблема может быть решена путем применения повторяющегося алгоритма.

Рекуррентный метод PGPPBRec-U позволяет определять вероятность блокировки в коммутируемых сетях с двухточечным выбором и мультисервисными источниками трафика. Кроме того, учитывая предположения Лотце [61], что вероятность двухточечной блокировки в z -каскадная коммутационная сеть численно равна вероятности межгрупповой блокировки в $(z-1)$ -этапная сеть, метод PGPPBRec-U может обеспечить основу для определения вероятности блокировки в сетях с выбором точка-точка. На основе вышеизложенных соображений метод PGPPBRec-U для определения вероятности блокировки точка-группа и точка-точка с помощью

Обобщенную модель коммутационной сети с пороговыми механизмами можно записать в следующем виде:

PGPPBRes-U метод

1. Определение вероятности внешней блокировки на основе модели группы ограниченной доступности с пороговыми механизмами или механизмами резервирования - формулы (24) или же (13)
2. Инициализация шага итерации. $l = 1$
3. Расчет фиктивной нагрузки в межэтапных звеньях коммутационных сетей на основе обобщенной модели межэтапных звеньев - Формула (44 год)
4. Расчет стоимости предлагаемого трафика - Формула (52)
5. Расчет вероятности блокировки при одном переключении - Формула (48)
6. Увеличение шага итерации: $l = l + 1$
7. Определение эффективного параметра доступности. $d_{л(В)}$ в l - сцена коммутационная сеть с мультисервисными источниками трафика - Формула (46)
8. Определение вероятности внутренней блокировки в коммутационной сети для отдельных классов вызовов - Формула (54)
9. Повторение шагов 7-9: внутренняя блокировка от точки к группе, итеративный процесс завершается, когда $l = z$, двухточечная внутренняя блокировка, итеративный процесс завершается, когда $l = z - 1$
10. Расчет общей вероятности блокировки - формула (45)

7 Численные результаты

Предлагаемый метод определения характеристик трафика рассматриваемых коммутационных сетей является приближенным. Таким образом, для оценки точности предложенного метода результаты аналитического моделирования сравнивались с данными имитационных экспериментов и с результатами, полученными на основе ранее разработанных аналитических методов.

Моделирование проводилось для типичной трехступенчатой коммутационной сети Clos (рис. 1) рассматривается как в электронной, так и в оптической коммутации. Рассматриваемая коммутационная сеть состояла из коммутаторов $s \times u \times u$ ссылки.

Результаты моделирования представлены на графиках с 95% доверительными интервалами, рассчитанными по t -Распределение учащихся на пять серий по 1 000 000 звонков каждого класса. Для каждой точки моделирования значение доверительного интервала как минимум на порядок ниже среднего значения результатов моделирования. В большом количестве случаев значение доверительного интервала ниже высоты знака, используемого для обозначения значения имитационного эксперимента.

Исследование проводилось для четырех различных структур коммутационных сетей, обслуживающих три или четыре класса трафика:

- Система 1 - Пороговый механизм:

- структура коммутационной сети: $u = 4, f = 42$ австралийских доллара, $V = 168$ австралийских единиц;

- ул. • структура предлагаемого трафика: классы трафика: $m = 4, \tau_{1,0} = 1 \text{ AU}, \mu^{-1}_{1,0} = 1, \tau_{2,0} = 6$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_{2,0} = 1, \tau_{3,0} = 8$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_{3,0} = 1, \tau_{4,0} = 12$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_{4,0} = 1, \tau_{4,1} = 8$ австралийских единиц, $\mu^{-1}_{4,1} = 1, 5$;
- наборы источников трафика: $S = 2, C_{Па, 1} = \{ 1, 2, 3 \}, \eta_{Па, 1,1} = 0, 6, \eta_{Па, 1,2} = 0, 2, \eta_{Па, 1,3} = 0, 2, S_{Па, 1} = 950, \text{г. } C_{Ен, 2} = \{ 1, 2, 4 \}, \eta_{Ен, 2,1} = 0, 6, \eta_{Ен, 2,2} = 0, 2, \eta_{Ен, 2,4} = 0, 2, N_{Ен, 2} = 950$;
- пороговый механизм: $Q_{3,1} = Q_{4,1} = 126 \text{ AUs}$.

- Система 2 - Пороговый механизм:

- структура коммутационной сети: $u = 4, f = 28$ австралийских долларов, $V = 112 \text{ AUs}$;
- ул. • структура предлагаемого трафика: классы трафика: $m = 4, \tau_{1,0} = 1 \text{ AU}, \mu^{-1}_{1,0} = 1, \tau_{2,0} = 2$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_{2,0} = 1, \tau_{3,0} = 4 \text{ AU}, \mu^{-1}_{3,0} = 1, \tau_{4,0} = 8$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_{4,0} = 1, \tau_{4,1} = 4 \text{ AU}, \mu^{-1}_{4,1} = 2, \tau_{5,0} = 12$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_{5,0} = 1, \tau_{5,1} = 8$ австралийских единиц, $\mu^{-1}_{5,1} = 1, 5, \tau_{5,2} = 4 \text{ AU}, \mu^{-1}_{5,2} = 3$;
- наборы источников трафика: $S = 3, C_{Ер, 1} = \{ 1, 3 \}, \eta_{Ер, 1,1} = 0, 6, \eta_{Ер, 1,3} = 0, 4, C_{Ен, 2} = \{ 1, 2, 4 \}, \eta_{Ен, 2,1} = 0, 5, \eta_{Ен, 2,2} = 0, 3, \eta_{Ен, 2,4} = 0, 2, N_{Ен, 2} = 1000, C_{Ен, 3} = \{ 1, 4, 5 \}, \eta_{Ен, 3,1} = 0, 6, \eta_{Ен, 3,4} = 0, 1, \eta_{Ен, 3,5} = 0, 3, N_{Ен, 3} = 1000$;
- пороговый механизм: $Q_{4,1} = Q_{5,1} = 84$ австралийских доллара, $Q_{5,2} = 72 \text{ AUs}$.

- Система 3 - механизм резервирования полосы пропускания:

- структура коммутационной сети: $u = 4, f = 36$ австралийских долларов, $V = 144$ австралийских доллара;
- ул. • структура предлагаемого трафика: классы трафика: $m = 3, \tau_1 = 1 \text{ AU}, \mu^{-1}_1 = 1, \tau_2 = 4 \text{ AU}, \mu^{-1}_2 = 1, \tau_3 = 10$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_3 = 1$;
- наборы источников трафика: $S = 2, C_{Ер, 1} = \{ 1, 2, 3 \}, \eta_{Ер, 1,1} = 0, 7, \eta_{Ер, 1,2} = 0, 2, \eta_{Ер, 1,3} = 0, 1, C_{Ен, 2} = \{ 1, 2, 3 \}, \eta_{Ен, 2,1} = 0, 6, \eta_{Ен, 2,2} = 0, 2, \eta_{Ен, 2,3} = 0, 2, N_{Ен, 2} = 900$;
- пороговый механизм: $p_1 = p_2 = 119 \text{ AUs}$.

- Система 4 - механизм резервирования полосы пропускания:

- структура коммутационной сети: $u = 4, f = 34$ австралийских доллара, $V = 136$ австралийских доллара;
- ул. • структура предлагаемого трафика: классы трафика: $m = 4, \tau_1 = 1 \text{ AU}, \mu^{-1}_1 = 1, \tau_2 = 4 \text{ AU}, \mu^{-1}_2 = 1, \tau_3 = 6$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_3 = 1, \tau_4 = 10$ австралийских долларов, $\mu^{-1}_4 = 1$;
- наборы источников трафика: $S = 2, C_{Па, 1} = \{ 1, 2, 4 \}, \eta_{Па, 1,1} = 0, 7, \eta_{Па, 1,2} = 0, 2, \eta_{Па, 1,4} = 0, 1, S_{Па, 1} = 900, C_{Ен, 2} = \{ 1, 3, 4 \}, \eta_{Ен, 2,1} = 0, 6, \eta_{Ен, 2,3} = 0, 2, \eta_{Ен, 2,4} = 0, 2, N_{Ен, 2} = 900$;

Рис. 6 Вероятность межгрупповой блокировки в Системе 1 - метод PGPPBRec-U

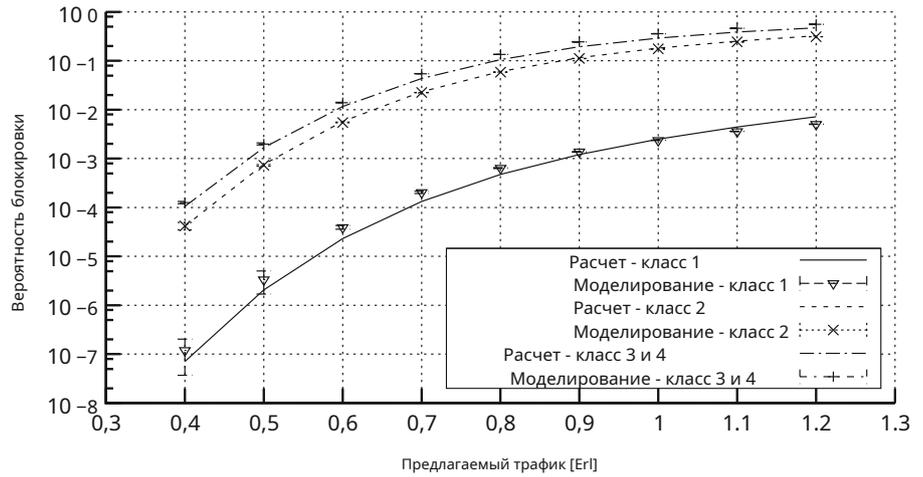
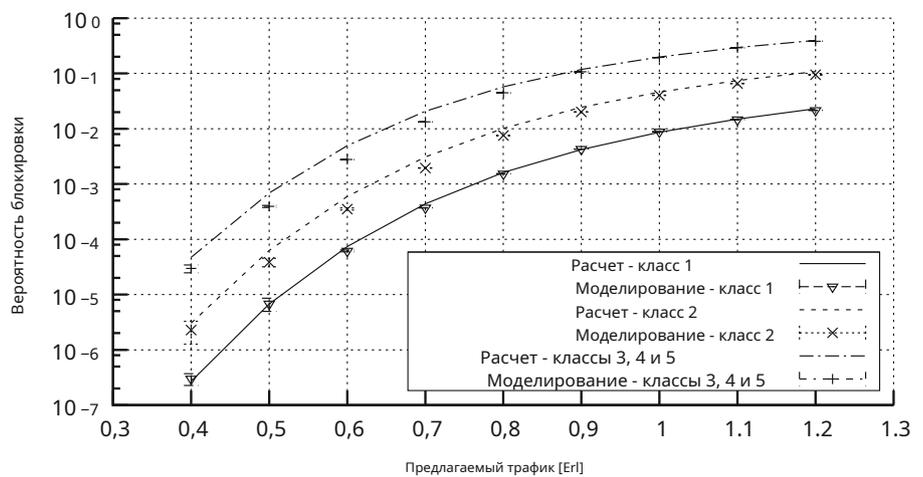


Рис. 7 Вероятность двухточечной блокировки в Системе 2 - метод PGPPBRec-U



- пороговый механизм: $p_1 = p_2 = p_3 = 112 \text{ AU.s}$.

Результаты расчетов и моделирования представлены как функция унитарного трафика. a предлагалось для одной АС системы:

$$\begin{aligned}
 a = & \sum_{j=1}^J \lambda_{ЭЭ, j} \left(\sum_{c=1}^{c_{ЭЭ, j}} T_{c, 0} \eta_{ЭЭ, j, c} \right) \left(\sum_{c=1}^{c_{ЭЭ, j}} \eta_{ЭЭ, j, c} / \mu_c \right) \\
 & + \sum_{j=1}^J y_{Эн, j} N_{Эн, j} \sum_{c=1}^{c_{Эн, j}} T_{c, 0} \eta_{Эн, j, c} \left(\sum_{c=1}^{c_{Эн, j}} \eta_{Эн, j, c} / \mu_c \right) \\
 & + \sum_{k=1}^K y_{Па, k} S_{Па, k} \left(\sum_{c=1}^{c_{Па, k}} T_{c, 0} \eta_{Па, k, c} \right) \left(\sum_{c=1}^{c_{Па, k}} \eta_{Па, k, c} / \mu_c \right) \quad (u v e).
 \end{aligned}
 \tag{55}$$

Первой исследуемой системой была коммутационная сеть с мультисервисными источниками трафика и пороговыми механизмами,

определены как Система 1 и Система 2. Полученные результаты для вероятности блокировки от точки к группе для Системы 1 и вероятности блокировки от точки к точке для Системы 2 представлены на рис. 6 а также 7, соответственно

Дальнейшие исследования были посвящены проверке точности предложенного метода определения вероятности блокировки в коммутационных сетях с механизмами резервирования. Фигура 8 показывает результаты для вероятности блокировки точка-группа, полученные для Системы 3. Алгоритмы резервирования обеспечивают существенное снижение вероятностей блокировки классов трафика, для которых был введен механизм резервирования. В отдельных случаях может применяться механизм для выравнивания уровня обслуживания вызовов для выбранных или всех потоков трафика, что можно наблюдать на рис. 8. Это возможно за счет изменения значений порога резервирования.

Кроме того, исследование, предназначенное для сравнения точности метода PGB-R (разработано в [50]) и метод PGPPBRecU (рис. 9) было проведено. Для этого использовалась коммутационная сеть со структурой Системы 4. Фигура 9

Рис. 8 Вероятность межгрупповой блокировки в Системе 3 - метод PGPPBRec-U

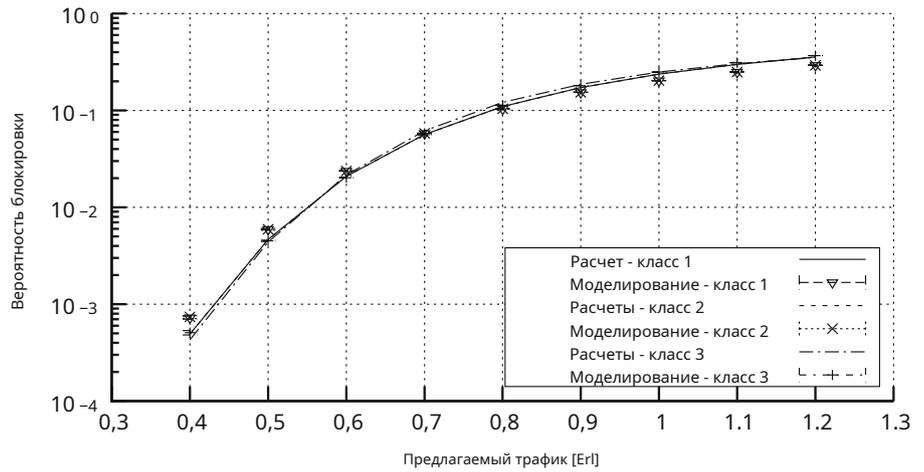


Рис.9. Вероятность блокировки от точки к группе в Системе 4 - класс 4

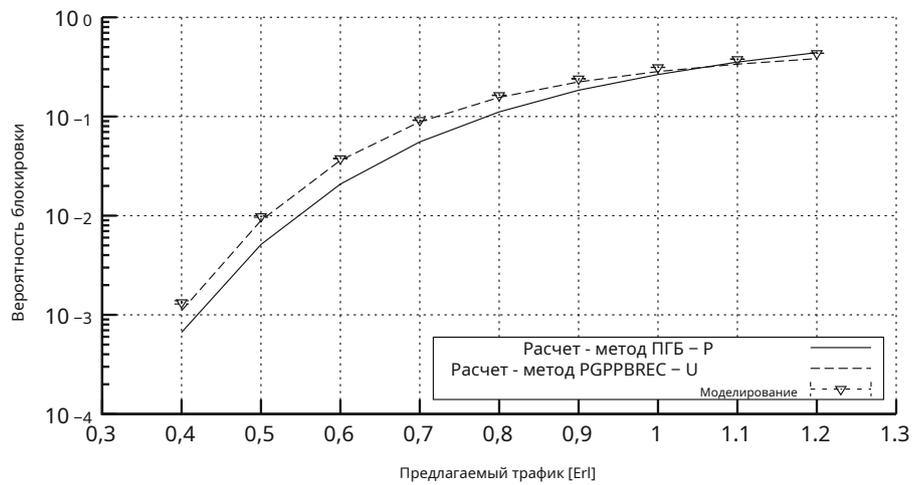
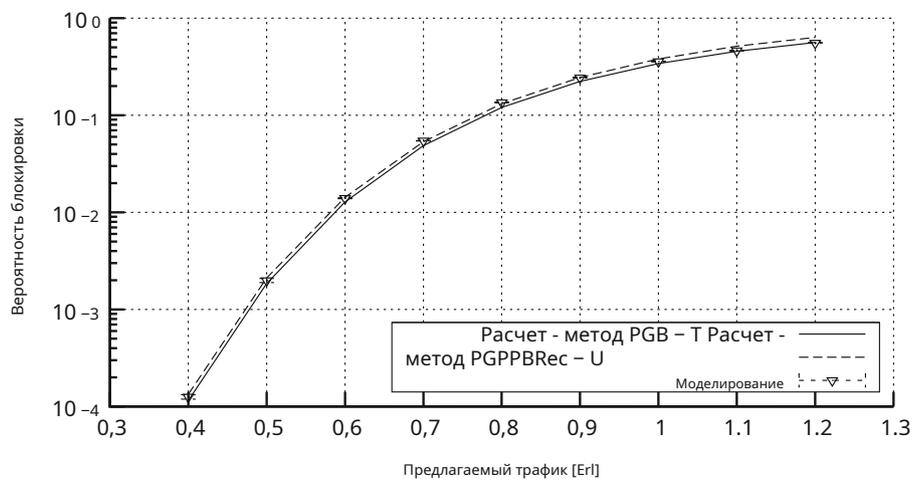


Рис. 10 Точка-группа вероятность блокировки в Системе 1 - классы 3 и 4



представлены результаты, полученные для четвертого класса предлагаемого трафика.

Проведя анализ исследованных коммутационных сетей с мультисервисными источниками трафика и пороговыми механизмами, можно констатировать, что предлагаемый метод определения точечных

вероятность групповой блокировки и вероятность двухточечной блокировки характеризуется высокой точностью. В случае сетей с пороговыми механизмами результаты, полученные на основе обобщенных методов, аналогичны результатам, полученным на основе соответствующего метода в [51].

Фигура 10 представляет собой сравнение вероятностей блокировки, рассчитанных с использованием как обобщенного метода, так и метода, представленного в [51]. Применение обобщенного рекуррентного метода PGPPBRec-U обеспечивает более высокую точность в случае систем с резервированием.

8 Резюме

В этой статье предлагается новый обобщенный метод определения распределения занятости и общей вероятности блокировки в сетях с многоэтапной коммутацией, в котором механизмы управления выделением ресурсов для вызовов определенных классов мультисервисного трафика (генерируемого мультисервисными источниками) вводятся в зависимости от состояния занятости. выходных направлений коммутационной сети.

В методе моделирования коммутационных сетей были введены два обобщения. Во-первых, этот метод позволяет моделировать сети одновременно с двухточечным и двухточечным выбором. Во-вторых, разработанный метод позволяет сделать так, чтобы распределение занятости и вероятность блокировки в межкаскадных каналах определялись независимо от типа применяемого механизма в выходных направлениях, т. Е. Механизма резервирования ресурсов или порогового механизма. Представленный в статье подход позволяет применять модель группы полной доступности без пороговых механизмов и механизма резервирования при моделировании межэтапных связей.

Точность предложенного метода моделирования коммутационных сетей была установлена в результате сравнения полученных аналитических результатов с данными моделирования, как для механизмов резервирования, так и для пороговых механизмов. Кроме того, результаты, полученные на основе разработанной обобщенной методики, сравнивались с результатами, полученными на основе специализированных методик, разработанных отдельно для каждого типа отбора (точка-точка и точка-группа) и обоих типов. механизмов распределения ресурсов для вызовов (механизмы резервирования ресурсов и пороговые значения). Многочисленные исследования по этой теме, некоторые из которых представлены в этой статье,

Благодарности Финансирование было предоставлено Министерством науки и школы Вьёнсега (грант № 08/82 / DSPB / 8216).

Открытый доступ Эта статья распространяется на условиях Международной лицензии Creative Commons Attribution 4.0 (<http://creativecommons.org/licenses/by/4.0/>), который разрешает неограниченное использование, распространение и воспроизведение на любом носителе, при условии, что вы укажете соответствующую ссылку на первоначального автора (авторов) и источник, предоставите ссылку на лицензию Creative Commons и укажете, были ли внесены изменения.

Рекомендации

1. Москолиос И., Логотетис М. и Букувалас А. (2015). Вероятности блокировки эластичных и адаптивных вызовов в многоскоростной модели потерь Эрланга в рамках пороговой политики. *Телекоммуникационные системы*, 62, 245–262.
2. Имран М., Ландаис П., Коллиер М. и Катринис К. (2015). Анализ производительности оптической пакетной коммутации с быстрыми оптическими коммутаторами для сетей центров обработки данных. В *2015 17-я Международная конференция по прозрачным оптическим сетям (ICTON)* (стр. 1–4).
3. Гаугер, К., Кюн, П., Брейзегем, Э., Пикавет, М., и Демейстер, П. (2006). Архитектура гибридных оптических сетей: объединение пакетов и цепей. *Журнал IEEE Communications*, 44, 36–42.
4. Наполи, А., Лорд, А. (2016). Эластичные оптические сети: Введение. *Журнал оптических коммуникаций и сетей*, 8, EON1 – EON1.
5. Клонидис Д., Закинтинос П. и Томкос И. (2015). Возможности и проблемы при сетевом планировании пространственно и спектрально эластичных оптических сетей. В *2015 17-я Международная конференция по прозрачным оптическим сетям (ICTON)* (стр. 1–4).
6. Хрисос, Н., Минкенберг, К., Рудквист, М., Бассо, К., и Вандерпул, Б. (2015). Scos: коммутаторы с высоким основанием для безбуферных сетей Clos. В *2015 21-й Международный симпозиум IEEE по архитектуре высокопроизводительных компьютеров (HPCA)* (стр. 402–414).
7. Ся Ю., Хамди М. и Чао Х. (2016). Практичная трехступенчатая архитектура коммутатора Clos-network с буферизацией большой емкости. *Транзакции IEEE в параллельных и распределенных системах*, 27, 317–328.
8. Йе Т., Ли Т. и Ху В. (2015). Неблокирующие сети Clos на основе AWG. *Транзакции IEEE / ACM в сети*, 23, 491–504.
9. Чжан М., Цю З. и Гао Ю. (2014). Пространство-память-память Коммутаторы Clos-network с последовательным обслуживанием. *IET Communications*, 8, 2825–2833.
10. Зал М., Войтыськ П. (2014). Энергоэффективные алгоритмы управления коммутационными сетями. В *2014 16-й Международный симпозиум по стратегии и планированию телекоммуникационных сетей (сети)* (стр. 1–5).
11. Макдермотт Т. и Брюэр Т. (2003). Крупномасштабный IP-маршрутизатор с использованием высокоскоростного оптического переключателя элемента. *Журнал оптических сетей*, 2, 229–240.
12. Либуарон-Ладусер, О., и Бергман, К. (2007). Оптимизация коммутационного узла для оптических многоступенчатых сетей межсетевое взаимодействия. *Письма IEEE Photonics Technology Letters*, 19, 1658–1660.
13. Сежери В., Клэнси Т. (2015). Балансировка нагрузки в сетях центров обработки данных с архитектурами свернутого типа. В *2015 1-я конференция IEEE по программному обеспечению сети (NetSoft)* (стр. 1–6).
14. Лью, С.К., Нг, М.-Х., и Чан, К.В. (1998). Блокирующие и неблокирующие многоскоростные коммутационные сети. *IEEE / ACM Transactions on Networking*, 6, 307–318.
15. Йе Т., Ли Т.Т. и Ху В. (2014). Неблокирующие сети Clos на основе AWG. *IEEE Transactions on Communications*, 23, 491–504.
16. Данилевич, Г., и Раевски, Р. (2014). Архитектура и строгие условия неблокирования новой базовой оптической коммутационной сети, состоящей из симметричных и асимметричных коммутационных элементов. *IEEE Transactions on Communications*, 62, 1058–1069.
17. Раевский Р. (2014). Переставляемые неблокирующие условия в коммутационной сети multi-MBA (n, e, 2). В *2014 16-й Международный симпозиум по стратегии и планированию телекоммуникационных сетей (сети)* (стр. 1–6).
18. Pras, A., Nieuwenhuis, L., vandeMeent, R., & Mandjes, M. (2009). Определение параметров сетевых ссылок: новый взгляд на эквивалентную пропускную способность. *Сеть IEEE*, 23, 5–10.
19. Бональд Т. (2009). Рекурсивная формула для оценки скорости потери пакетов в IP-сетях. В *Материалы четвертого международного*

- Конференция ИККТ по методологиям и инструментам оценки эффективности, *VALUETOOLS '09* (стр. 56: 1–56: 2). Брюссель: ICST (Институт компьютерных наук, социальной информатики и телекоммуникационной инженерии).
20. Катангур, А.К., Аккаладеви, С., и Пан, Ю. (2007). Анализ производительности оптических многоступенчатых сетей с ограниченными перекрестными помехами. *Кластерные вычисления*, 10, 241–250.
 21. Качмарек, С. (2002). Многоступенчатые оптические коммутационные сети. *Журнал телекоммуникаций и информационных технологий*, 2, 21–25.
 22. Ханчевский, С., Стасяк, М., & Звежиковски, П. (2015). Моделирование части доступа мультисервисной мобильной сети с приоритетами обслуживания. *Журнал EURASIP по беспроводной связи и сети*, 2015 г., 1–14.
 23. Чжан, Х., Ни, Ю., Ченг, Дж., Люнг, VCM, и Налланатан, А. (2017). Оптимизация времени измерения и управление мощностью для энергоэффективной когнитивной малой ячейки с несовершенным восприятием гибридного спектра. *IEEE Transactions on Wireless Communications*, 16, 730–743.
 24. Машалы, М., & Кюн, П.Дж. (2012). Балансировка нагрузки в облачных сетях доставки контента с помощью адаптивной активации / деактивации сервера. В *Материалы 24-го международного конгресса по телетрафии, ИТС '12* (стр. 21: 1–21: 3). Международный Конгресс Телетрафии.
 25. Глу Бовски М., Стасиак М. и Вайссенберг Дж. (2012). Свойства рекуррентных уравнений для группы полной доступности с трафиком ВРР. *Математические проблемы инженерии*. doi: 10.1155 / 2012/547909 .
 26. Конрад Дж. и Буххейстер А. (1985). Соображения о вероятности потери многословных соединений. В *Материалы 11-го международного конгресса по телетрансляции*, Киото (стр. 4.4В – 2.1).
 27. Кауфман Дж. (1981). Блокировка в среде общих ресурсов. *IEEE Transactions on Communications*, 29, 1474–1481.
 28. Робертс Дж. (1981). Сервисная система с разнородными требованиями пользователей - приложение для мультисервисных телекоммуникационных систем. В G. Pujolle (Ed.), *Протоколы работы систем передачи данных и их приложений* (С. 423–431). Амстердам: Северная Голландия.
 29. Вебер А., Фишер В. и Хубер М. (1991). Многоканальная коммутация каналов - оценка эффективности коммутационных сетей. *Журнал IEEE по избранным областям коммуникаций*, 9, 226–232.
 30. Jacobsaeus, С. (1950). Исследование перегрузки в линк-системах. *Эрикссон Техникс*, 48, 1–68.
 31. Риго, К. (2002). Сети Клоза: исправление результата Якобея. *Annales des Télécommunications*, 57, 1244–1252.
 32. Стасяк, М. (1996). Комбинаторные соображения для коммутационных систем, передающих многоканальные потоки трафика. *Annales des Télécommunications*, 51, 611–625.
 33. Charkiewicz, A. (1959). Приблизительный метод расчета количества стыков в системе перемычек. *Электросвязь*, д. 2, 55–63.
 34. Лотце А., Родер А. и Тирер Г. (1976). Потеря между двумя точками при многократных попытках маркировки. В *Материалы 8-го международного конгресса по телетрансляции*, Мельбурн, приложение к статье 547 / 1–44.
 35. Ротмайер К. и Шеллер Р. (1981). Разработка экономичных массивов ПКМ с заданным уровнем обслуживания. *IEEE Transactions on Communications*, 29, 925–935.
 36. Ершов В. (1984). Некоторые дальнейшие исследования эффективной доступности: основы теории телетрафика. В *Материалы 3-го международного семинара по теории телетрафика*, Москва (с. 193–196).
 37. Фитцпатрик Г., Бешай М. и Мюнтер Э. (1991). Анализ крупномасштабных трехступенчатых сетей, обслуживающих многоуровневый трафик. В *Материалы 13-го международного конгресса по телетрансляции*, Копенгаген (том 14, стр. 905–910).
 38. Gi Bowski, M., & Stasiak, MD (2014). Моделирование мультисервисных коммутационных сетей с использованием каналов связи для любого класса трафика. *Цели, устройства и системы ИЭПП*, 8, 358–366.
 39. Hanczewski, S., Sobieraj, M., & Stasiak, MD (2016). Прямой метод эффективной доступности для коммутации сетей с мультисервисным трафиком. *Операции IEICE по коммуникациям, E99 – B*, 1291–1301.
 40. Глу Бовски, М., & Стасяк, М. (2002). Вероятность блокировки точка-точка в коммутируемых сетях с резервированием. *Анналы телекоммуникаций*, 57, 798–831.
 41. Глу Бовски, М., & Собирай, М. (2009). Вероятность межгрупповой блокировки в коммутационных сетях с пороговыми механизмами. В *Труды пятой передовой международной конференции по телекоммуникациям*, Венеция (стр. 95–100). Компьютерное общество IEEE.
 42. Стасяк, М., & Звежиковски, П. (2002). Блокировка точка-группа в коммутируемых сетях с одноадресной и многоадресной коммутацией. *Оценка производительности*, 48, 249–267.
 43. Росс, К. (1995). *Мультисервисные модели потерь для широкополосных телекоммуникационных сетей*. Берлин: Springer.
 44. Moscholios, ID, Logothetis, MD, Vardakas, JS, & Voucouvalas, AC (2015). Вероятности перегрузки эластичных и адаптивных вызовов в многоскоростных моделях потерь Эрланга – Энгсета при пороговых значениях и политиках резервирования полосы пропускания. *Компьютерные сети*, 92 (Часть 1), 1–23.
 45. Стамателос Г. и Хейс Дж. (1994). Пропускно-контрольная техника применительно к широкополосным сетям. *Компьютерные коммуникации*, 17, 663–673.
 46. Глу Бовски М., Соберай М. и Стасяк М. (2012). Моделирование коммутационных сетей с мультисервисными источниками и выбор точки к группе. В *Материалы 18-й Азиатско-Тихоокеанской конференции по коммуникациям (APCC 2012)*, Остров Чеджу, Корея (стр. 686–691).
 47. Глу Бовски, М. (2007). Вероятность блокировки в мультисервисных коммутационных сетях с конечной совокупностью источников. В *Материалы международной конференции IEEE 2007 по телекоммуникациям*, Пенанг (стр. 793–798).
 48. Глу Бовски, М. (2008). Рекуррентный метод расчета вероятности блокировки в мультисервисных коммутационных сетях с трафиком ВРР. В Н. Томас и К. Джуис (ред.), *Инженерия производительности компьютеров. Конспект лекций по информатике* (Vol. 5261, стр. 152–167). Берлин: Springer.
 49. Глу Бовски М., Соберай М. и Стасяк М. (2011). Вероятность двухточечной блокировки в коммутационных сетях с гистерезисом. В G. Danilewicz, M. Gi Bowski, PJ Kühn и M. Pióro (Eds.), *Труды первого европейского семинара по телетрансляции: инициатива по укреплению сотрудничества в области проектирования и производительности сетей*. Познань: Познанский технологический университет.
 50. Глу Бовски, М., & Собирай, М. (2014). Вероятность блокировки от точки к группе в коммутируемых сетях с мультисервисными источниками и резервированием полосы пропускания. В *2014 9-й Международный симпозиум по системам связи, сетям цифровой обработки сигналов (ЦСНДСП)* (С. 93–98).
 51. Gła Bowski, M., & Sobieraj, M. (2014). Моделирование сетевых узлов с пороговыми механизмами и мультисервисными источниками. В *2014 16-й Международный симпозиум по стратегии и планированию телекоммуникационных сетей (сети)* (стр. 1–7).
 52. Стасяк, М., Глубовски, М., Вишневецки, А., и Звежиковски, П. (2011). *Моделирование и определение размеров мобильных сетей*. Нью-Йорк: Вили.
 53. Акимару, Х., & Кавашима, К. (1999). *Телетрафия: теория и заявление*. Берлин: Springer.
 54. Глу Бовски, М., и Стасяк, М. (2004). Многоскоростная модель группы разнесенных линий передачи различной мощности. В J. de Souza, P. Dini, & P. Lorenz (Eds.), *Телекоммуникации и сети - ICT 2004. Конспект лекций по информатике* (Vol. 3124, с. 1101–1106). Берлин: Springer.

55. Глу Бовски, М., Калишан, А., и Стасяк, М. (2010). Моделирование систем, зависящих от состояния формы продукта, с трафиком ВРР. *Оценка производительности*, 67, 174–197.
56. Стасяк М. (1993). Вероятность блокировки в группе с ограниченной доступностью, переносящей смесь различных многоканальных потоков трафика. *Annales des Télécommunications*, 48, 71–76.
57. Глу Бовски, М., Ханчевски, С., Стасяк, М., и Вайссенберг, Дж. (2012). Моделирование идеальной сортировки Erlang с многоскоростным трафиком ВРР. *Математические проблемы инженерии*. doi: [10.1155 / 2012/456910](https://doi.org/10.1155/2012/456910).
58. Стасяк М. (1993). Приближенная модель коммутационной сети, несущей смесь различных многоканальных потоков трафика. *IEEE Transactions on Communications*, 41, 836–840.
59. Ли, К. (1955). Анализ коммутационных сетей. *Bell System Tech-журнал*, д. 34, корп. 1287–1315.
60. Gi Bowski, M. (2006). Рекуррентный расчет вероятности блокировки в мультисервисных коммутационных сетях. В *Материалы Азиатско-Тихоокеанской конференции по коммуникациям*, Пусан (стр. 1–5).
61. Лотце А., Родер А. и Тирер Г. (1976). Выбор точка-точка по сравнению с выбором точка-группа в системах связи. В *Материалы 8-го международного конгресса по телетрансляции*, Мельбурн (стр. 541 / 1– 541/5).



системы и коммутационные сети, а также транспортная инженерия в сетях TCP / IP.

Мацей Соберай получил

и к.т.н. степени в области электроники и телекоммуникаций от Познанский технологический университет, Польша, в 2008 и 2014 годах, соответственно, в 2007 году работал на кафедре связи и компьютеров. Сети на факультете электроники и телекоммуникаций в Познанском технологическом университете. Он является соавтором более 40 научных работ. Он занимается исследованиями в области моделирования мультисервисных сотовых сетей.



Мариуш Гломбовски получили

магистр, доктор философии и д. (Хабилитация) в области телекоммуникаций, полученная в Познанском технологическом университете, Польша, в 1997, 2001 и 2010 годах соответственно. С 1997 г. работает в Департаменте электроники и телекоммуникаций, Познанский технико-технический университет нология. Он занимается исследованиями и преподаванием в области анализа производительности и моделирования мультисервисных сетей и систем коммутации. Он

Автор / соавтор 4 книг, 7 глав книг и более 100 статей, опубликованных в журналах по коммуникации и представленных на национальных и международных конференциях. Он был рецензентом статей для многих международных конференций и журналов, в том числе: IEEE Globecom, IEEE ICC, IEEE HPRS, IEEE Transactions on Communications, IEEE Communications Magazine, Computer Networks, IEEE Communications Letters, IEEE Transactions on Wireless Communications, Performance Evaluation, European Transactions on Telecommunications.