

Некоммерческое акционерное общество
«АЛМАТИНСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ЭНЕРГЕТИКИ И СВЯЗИ»

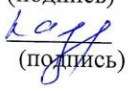

Кафедра «Телекоммуникационные системы»
Специальность: 6М071900 «Радиотехника, электроника и телекоммуникации»

ДОПУЩЕН К ЗАЩИТЕ
Зав. кафедрой
к.т.н., профессор Байкенов А.С.
(ученая степень, звание, ФИО)

(подпись)
« ____ » _____ 2016 г.

МАГИСТЕРСКАЯ ДИССЕРТАЦИЯ
пояснительная записка

на тему: «Исследование надежности работы платформы IMS в
корпоративных сетях»

Магистрант: <u>Сейдахметова К. Н.</u> (Ф.И.О.)	<u></u> (подпись)	группа <u>МТСп-14-01</u>
Руководитель: <u>к.т.н., профессор</u> (ученая степень, звание)	<u></u> (подпись)	<u>Казиева Г. С.</u> (Ф.И.О.)
Рецензент _____ (ученая степень, звание)	_____ (подпись)	_____ (Ф.И.О.)
Консультант по ВТ: <u>ст. преподаватель</u> (ученая степень, звание)	<u></u> (подпись)	<u>Демидова Г. Д.</u> (Ф.И.О.)
Нормоконтроль: <u>ст. преподаватель</u> (ученая степень, звание)	<u></u> (подпись)	<u>Кондратович А. П.</u> (Ф.И.О.)

Алматы 2016

**Некоммерческое акционерное общество
«АЛМАТИНСКИЙ УНИВЕРСИТЕТ ЭНЕРГЕТИКИ И СВЯЗИ»**

Факультет: «Радиотехники и связи»

Специальность: 6М071900 «Радиотехника, электроника и телекоммуникации»

Кафедра: «Телекоммуникационные системы»

ЗАДАНИЕ

на выполнение магистерской диссертации

Магистранту: Сейдахметовой К. Н.

(фамилия, имя, отчество)

Тема диссертации: «Исследование надежности работы платформы IMS в корпоративных сетях»

Утверждена Ученым советом университета № от « »

Срок сдачи законченной диссертации « »

Цель исследования состоит в экспериментальном исследовании надежности работы платформы IMS в корпоративных сетях

Перечень подлежащих разработке в магистерской диссертации вопросов или краткое содержание магистерской диссертации:

1. Основные тенденции развития платформы IMS
2. Характеристики надёжности IMS
3. Оценка коэффициентов полиномов надежности
4. Разработка математической модели коммутатора

Перечень графического материала (с точным указанием обязательных чертежей)

1. Зависимость общей длины пакетов от количества принятых пакетов
2. Зависимость скорости обработки пакетов от общей длины пакетов
3. Зависимость скорости обработки пакетов от количества захваченных пакетов
4. Зависимость транспортного ресурса между сервером медиаресурсов MRF и элементом S-CSCF от среднего число SIP сообщений при обслуживании одного вызова между AS и S-CSCF
5. Зависимость общий транспортного ресурса для обслуживающего функционального элемента S-CSCF от транспортного ресурса между серверами приложений (AS) и элементом S-CSCF

Рекомендуемая основная литература:

1. «The 3G IP Multimedia Subsystem (IMS): Merging the Internet and the Cellular Worlds» by Gonzalo Camarillo, Miguel-Angel García-Martín (John Wiley & Sons, 2006, ISBN 0-470-01818-6).

2. Гольдштейн, А.Б. Softswitch/ А.Б. Гольдштейн, Б.С. Гольдштейн. – СПб. : BHV, 2006.

Г Р А Ф И К
подготовки магистерской диссертации

Наименование разделов, перечень разрабатываемых вопросов	Сроки представления научному руководителю	Примечание
1. Информационный обзор согласно теме	05.10.2014	
2. Основные направления развития и проблемы уровня доступа (теоретическая часть)	14.01.2015	
3. Исследование надежности работы платформы IMS (исследовательская глава)	02.02.2015	
4. Оценка коэффициентов полиномов надежности (расчетная часть)	18.10.2015	
5. Анализ полученных и экспериментальных расчетных данных	10.12.2015	

Дата выдачи задания _____

Заведующий кафедрой _____ (подпись) (Байкенов А. С.)
(Ф.И.О.)

Руководитель диссертации Кази (подпись) (Казиева Г. С.)
(Ф.И.О.)

Задание принял к исполнению магистрант Сейдахметова (подпись) (Сейдахметова К. Н.)
(Ф.И.О.)

Аннотация

В работе рассматриваются темы, касающиеся работы платформы IMS в корпоративных сетях. Проведено экспериментальное исследование оценки работы платформы IMS с целью увеличения надежности системы. Была рассмотрена работа одного из узлов сети IMS при использовании программной модели Wireshark.

Abstract

In work the subjects concerning work of the IMS platform in corporate networks are considered. The pilot study of evaluation of the work of the IMS platform for the purpose of increase in reliability of system is conducted. Work of one of IMS network knots when using the program Wireshark model was considered.

Аңдатпа

Платформаның жұмысына қатысты корпоративтік желілерде IMS жұмысына тақырып қаралады. Эксперименттік зерттеу жұмысын бағалау платформалар IMS системасының сенімділігін арттыру мақсатында өткізілді. Тораптар бірінің IMS желісін пайдалану кезінде Wireshark бағдарламалық моделін жұмыс қарастырылатын болды.

Содержание

Введение.....	11
1 Основная часть. Основные тенденции развития платформы IMS.....	13
1.1 Составляющие архитектура IMS.....	13
1.2 Многоуровневый подход в IMS.....	14
1.3 Взаимодействие технологий IMS.....	15
1.4 Мультимедийная информация в IMS.....	20
1.4.1 Надёжности IMS и её характеристики.....	21
1.4.2 Основные функции: надёжности и безопасности	24
1.5 HSS и SLF	31
1.6 SIP	34
1.6.1 Предоставление разнообразных услуг на базе IMS	35
1.6.2 Поддержка взаимодействие с другими сетями.....	36
1.7 Факторы, влияющие на сетевую надёжность	39
2 Экспериментальная часть.....	39
3 Расчетная часть.....	43
3.1 Методы Монте-Карло.....	43
3.1.1 Схема генерации событий.....	44
3.1.2 Метод даггера.....	44
3.1.3 Метод использующий анализ упорядочивания ребер графа.....	45
3.1.4 Метод использование ограничения.....	47
3.1.5 Метод покрытия.....	48
3.1.6 Способы оценка коэффициентов полиномов надёжности	50
3.1.7 Анализ работоспособности, стохастические потоки и длины путей .52	
3.1.8 Метод наиболее вероятных состояний	54
3.1.9 Элементарные свойства систем с большим числом состояний	55
3.1.10 Преобразования и сокращения	58
3.1.11 Эффективные алгоритмы для ограниченных классов	59
3.1.12 Методики ограничений	61

3.2 Разработка математической модели коммутатора	66
3.2.1 Проверка адекватности математической модели коммутатору Passport 8000 производства компании UNiink.....	71
3.2.2 Исследование зависимости динамики коммутатора 8608GBIC от уровня загрузки канала.....	72
3.3 Оценка быстродействия цифрового оборудования	74
Заключение	76
Список литературы	77
Приложение А Листинг программы расчета.....	79

Введение

IMS – реализация услуг в коммуникационных сетях на основе IP, который характеризует отдельно переход от телекоммуникационных технологий до интернет-технологий. Сервисная архитектура требования IMS мультимедиа IP подсистемы, какой результат повинуется сходимости сетей, быстрому расширению новых услуг и включит расходы благодаря открытым стандартам. IMS применена комитетом отделения 3GPP к использованию IP ядер в 3G сетей и теперь применена совместным техническим комитетом TISPAN как основной элемент инфраструктуры NGN.

Стандарты IMS позволяют создавать гомогенную среду предоставления широкого диапазона мультимедийных услуг, создавая основание сходимости фиксированных и мобильных сетей. IMS позволяет развивать и предоставлять подписчикам сетей фиксированной и мобильной связи персонализированные услуги, основанные на различных комбинациях голоса, текста, графики и видео. Возможности IMS значительно расширяют услуги конечного пользователя из-за предоставления расширенного набора услуг, включая то, что было невозможно или экономически неэффективно в сетях TDM.

Новейшие разработки в области технологий IP и IMS открывают множество новых возможностей для операторов:

- Протокол IP обеспечивает экономически эффективную конвергенцию услуг передачи видео, голоса и данных в единой унифицированной сети.

- IMS – архитектура опорной сети NGN на базе IP обеспечивает услуги передачи видео, голоса и данных для абонентов любых сетей, в том числе фиксированная и мобильная связь. Сейчас обеспечить единый пользовательский опыт работы с услугами, независимо от вида доступа и используемого устройства. С появлением IMS концепция quadplay выходит на качественно новый уровень. Совместное использование IPTV и IMS превращает телевизионные декодеры в конечные точки мультимедийных IMS-услуг в едином комплексе с мобильными телефонами, персональными компьютерами и другими потребительскими развлекательными устройствами. Потребители получают единый пользовательский опыт при работе с услугой в различных коммуникационных сетях и с разнообразными устройствами. Услуги СПД теперь можно предоставлять на основе IPTV, сохраняя привычный интерфейс и стиль работы с проводными и беспроводными устройствами, использующими протокол инициации сеанса. Сервис-провайдеры получают возможность предлагать клиентам расширенный спектр услуг доступа к персональным библиотекам коммерческого и личного контента, а также управления ими с любого устройства в любой сети. Видео сервисы, в том числе, например, цифровой видеомаягнитофон, при соответствующей сетевой поддержке могут доставляться не только на домашние телевизионные приемники, но и на мобильные устройства, обеспечивая пользователю возможность просматривать желаемые телепередачи в любом месте, где он находится.

Таким образом, конкурентное преимущество поставщика конвергентных услуг заключается не в более выгодном ценовом предложении, а в повышенной ценности для пользователя. Это в свою очередь ведет к существенному увеличению среднего дохода на пользователя (ARPU) и повышению лояльности клиентов. Теперь 3GPP развитые стандарты для мобильного 3G сетей, предложил понятие IMS для сетей мобильной связи, состоящей в создании области IPMD в дополнение к уже доступным областям передачи пакета данных и переключающейся каналов. Проект TISPAN, расширяющий архитектуру IMS к фиксированным сетям и стимулирующей сходимости фиксированных и мобильных сетей FMC.

Целью нашей работы является исследование надежности работы платформы IMS в корпоративных сетях. Для того чтобы достигнуть своей цели, в работе необходимо сделать: рассмотреть основные тенденции развитие IMS.

1 Основная часть. Основные тенденции развития платформы IMS

1.1 Составляющие архитектура IMS

Архитектура IMS обычно разделяет на трех уровнях: транспорт и устройства подписчика; управления требованиями и сессиями; уровень приложений. Основные компоненты включают распределительные щиты программы, распределенный список подписчиков, ворота СМИ и серверы SIP. Объединенное обслуживание IMS поддерживает широкий диапазон услуг, основанных на гибкости протокола SIP. Работы IMS ряд серверов приложений, обеспечивающих как обычная телефонная связь, мгновенный обмен сообщениями, мгновенная многоточечная коммуникация, передача видео потоков, обмен мультимедийными сообщениями, и т.д.

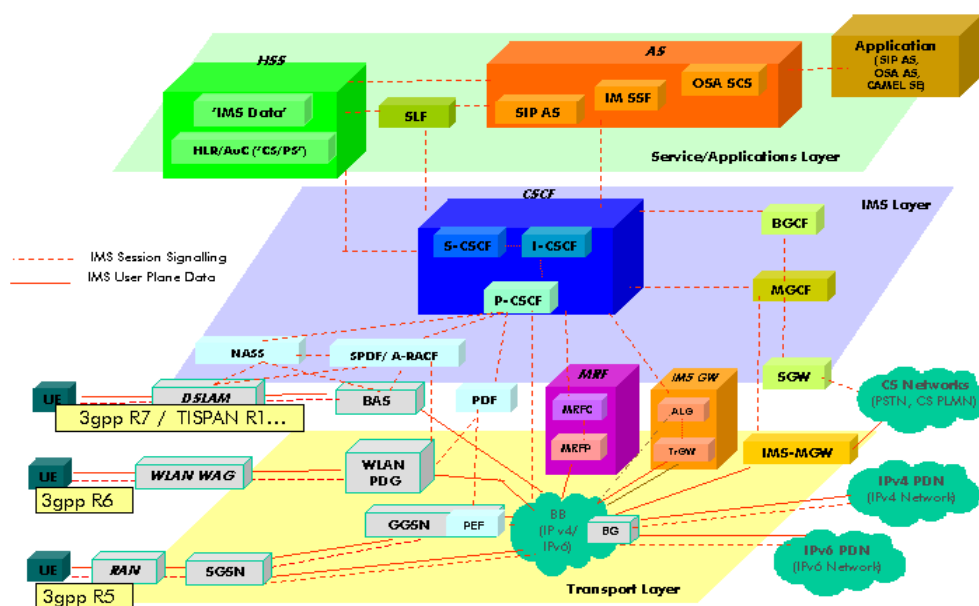


Рисунок 1.1 – Архитектура 3GPP/TISPAN IMS

Основные элементы основной сети архитектуры IMS:

- 1) CSCF – элемент с функциями управления сессиями и направлением, состоит из трех блоков:
 - P-CSCF – посредник для взаимодействия с терминалами подписчика. Главная идентификация целей подписчика и формирование счета;
 - CSCF – посредник для взаимодействия с внешними сетями. Главное определение целей привилегий внешнего подписчика на доступе к услугам, выбору соответствующего сервера приложений и доступа обеспечения к нему;
 - S-CSCF – узел сети IMS обрабатывает все сообщения SIP, обмен терминалов.

2) HSS – сервер подписчиков - основа пользовательских данных и обеспечивает доступ к отдельным данным пользователя, связанного с услугами. В случае, если в сети IMS некоторые серверы HSS используются, добавление SLF, который занят в поисках HSS, необходимо.

3) BGCF – элемент исполнительный директор передачи требований между переключением каналов и сетью IMS. Выполняет направление на основе номеров телефона и выбирает замок в области переключения каналов, через которые сеть IMS будет взаимодействовать от GSM.

4) MGCF – управляет транспортными замками.

5) MRFC – управляет процессором мультимедиа ресурсов, обеспечивая реализацию услуг, коммуникацию конференции, уведомление, кодовое преобразование переданного сигнала.

1.2 Многоуровневый подход в IMS

Понятие IMS, что доставка любого обслуживания никоим образом не соответствует коммуникационной инфраструктуре. Воплощение этого принципа многоуровневый подход используется при создании IMS. Позволяет понимать открытый механизм доставки услуг, независимых от технологии доступа, возможность вовлечь в сеть приложения сторонних поставщиков услуг.



Рисунок 1.2 – Многоуровневый подход, используемый при построении IMS2

Транспортный уровень – объединен с сетями доступа различных типов. Могут быть сети пакета радио-доступа, такие как GPRS, UMTS, CDMA2000, WLAN, широкополосный кабель и DSL, традиционная телефония с переключением каналов. Связь подписчиков с инфраструктурой IMS на транспортном уровне выполнена благодаря мобильному терминалу или посредством замков. В пределах транспортного уровня определены некоторые функции замков. Они должны обеспечить взаимодействие в местах сустава

сетей. В частности Media Gateway Function гарантирует функционирование ворот СМII между IMS и сетью традиционной телефонии.

Уровень управления - ряд функций IMS, выполняете все действия для управления сеансами связи. Функция CSCF устанавливает централизованный механизм направления и определяет политику сети.

Для управления используется протокол SIR. CSCF может ассигновать три специализированных функции – P-CSCF, I-CSCF и S-CSCF.

Функция P-CSCF обеспечивает обмен запросами с мобильным терминалом, и также их передачу в сети. Это используется в ходе разрешения ресурсов сети и учреждения класса обслуживания.

Благодаря службам определения местоположения I-CSCF при необходимости должно пересечься обслуживание в ходе доставки понятия, некоторые области IMS.

S-CSCF определяет механизм направления для системы сигнализации SIP. На его основе есть обмен информацией между подписчиками и серверами приложений согласно сервисному профилю, который содержит в домашнем сервере подписчика.

HSS – важная часть функционального элемента понятия IMS. Это - централизованная база данных, есть вся информация об этом или том подписчике. Данные по подписчику включают местоположение своей домашней сети, профиль безопасности и профиль обслуживания распространились на те услуги, для которых подписался подписчик.

К централизованной базе данных исключает потребность скопировать информацию для различных услуг и различных типов сети доступа. Это может быть по сравнению с тем, как пользователь создает однородный список контактов, организованных посредством нескольких коммуникационных устройств, чтобы не создать такие списки отдельно для PDA, мобильного телефона, домашнего телефона, компьютера на рабочем месте, домашнего компьютера.

На уровне услуг помещены серверы приложений. Они могут быть несколькими типами, включая SIP, OSA-SCS и IM-SSF. SIP сервер приложений специально для IMS. Большая часть, если не все новые услуги развились для IMS, будет использовать этот тип сервера. OSA и серверы IM-SSF предназначены для взаимодействия с серверами традиционных приложений, согласно OSAFS и CAMEL.

1.3 Взаимодействие технологий IMS

Расширение возможности архитектуры IMS понять ряд дополнительных услуг, используя SIP для приложений от другой окружающей среды. Например, IP-UATS и устройства интегрированного доступа, используйте H.323. Потребность IMS обеспечить систему сигнализации в ходе доставки голоса на DSL. Чтобы поддержать решения, необходимо преобразовать к системе сигнализации SIP на основе других протоколов. Для взаимодействия сетевой среды на их границе должны быть замки системы сигнализации.

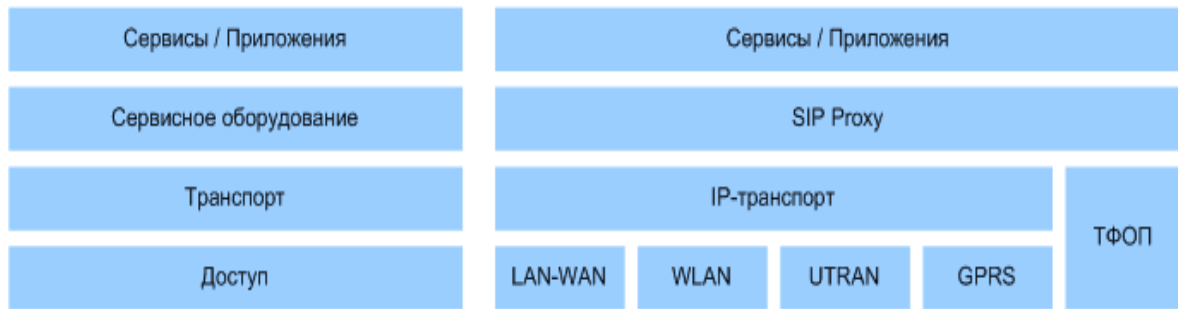


Рисунок 1.3 – Использование SIP дает возможность перейти к горизонтальной схеме организации услуг и поддерживать разные технологии доступа

Подписчики интересуются этим, коммуникационные услуги во время долгого сеанса связи остались доступными после перехода от одной сети доступа к другому. В частности оператор мобильной связи может использовать технологию UMA, которая дает шанс расширения зоны радиодоступа за счет Wi-Fi. Поскольку реализация такой технологии пункта доступа Wi-Fi связана с диспетчером UMA, который представлен сети обычный диспетчер базовой станции. Таким образом у подписчиков должны быть терминалы с двумя режимами. Замок Ворот карты между IP и традиционным HLR поставляет к информации о регистре дома, что этот подписчик находится в зоне обслуживания IP с покрытием Wi-Fi.

Таким образом, элемент функции управления Media Gateway Control Function в функциях IMS. Фактически, управление воротами СМИ и dekompozirovannу неизлечимо большие диспетчеры сеансов связи - одна из задач, которые выполнены распределительными щитами программы. И эта задача остается фактической, поскольку необходимо обеспечить взаимодействие с общественной телефонией.

Это дает шанс предложить подписчикам традиционной телефонии дополнительные типы обслуживания. Именно о различных типах переадресации, перехват, ожидание и вычитание требования становятся доступными подписчикам, использующим обычный аналоговый телефон с набором тона. Но современные мультимедийные услуги не могут быть предоставлены таким подписчикам. Любые терминалы, включая "набор - главные коробки", клиенты программного обеспечения, IP телефоны с многоцелевыми экранами привыкли к доступу к этим услугам.

Массовое введение персонального компьютера, Интернета, сотовой связи, широкополосная коммуникация в проводных сетях - самые значимые элементы в огромном механизме развития телекоммуникаций. Мы будем более устойчиво смотреть на сети мобильной связи, и, в первую очередь их направление GSM, которое так хорошо развилось везде с двух точек зрения – подписчик и оператор.

Перед появлением серверы IMS услуг, работающих на подписчиков в сетях GSM, были автономны и самостоятельны. Каждый из серверов услуг решает весь комплекс проблем – обеспечение логики и удобства использования главного обслуживания, разрешения пользователей, хранения абонентских данных, организации составления счетов, и т.д. С ростом числа услуг и, соответственно, числа серверов также число идентичных функций, которые должны быть дублированы в каждом из узлов сервисных увеличений. Кроме того, если предоставление каждой из услуг не также трудное, бесспорная трудность представлена интеграцией нескольких услуг или созданием услуг, в которых объединена различная окружающая среда СМТ: голос, текст, видео, графика. Поэтому была идея объединить платформу создания услуг на основе IP протокола.

Сегодня IMS занимает одно из ключевых мест в понятии NGN и 3G – следующее поколение сетей. Архитектура системы IMS, какие стандарты основные для большинства производителей, позволяет создавать гомогенную окружающую среду для самого широкого ряда новых мультимедийных услуг. IMS - международное и признано стандарт, определенный в 3GPP/3GPP2 и ETSI/TISPAN, обсужденном в пределах ITU. IMS определена стандартами как новый сегмент основной сети и сети предоставления услуг, который делает возможную сходимость данных, голоса и сетевых технологий через IP инфраструктуру. Архитектура системы IP мультимедийных подсистем включает IP и протоколы SIP, серверы приложений, серверы бухгалтерского учета профилей подписчика и функции мультимедиа.

IMS - инструмент развития бизнеса, увеличения прибыли также введения новых услуг. Инструмент, гибкий, многоцелевой, нацеленный на массовый рынок.

IMS - надежный способ интеграции технологических различных и сервисные платформы для сокращения капитала и эксплуатационных расходов.

IMS - эффективный способ сходимости сетей мобильной, проводной коммуникации и сетей IP.

Услуги на основе IMS будут предоставлены пользователям намного больше большой выбор возможностей – услуг, основанных на любой комбинации голоса, текста, графики и видео – который является "очень личными" услугами, кроме того, безопасность, обладающая высокой степенью.

IMS развита гармонично, чтобы заполнить пространство между традиционными телекоммуникационными технологиями и интернет-технологиями. IMS позволяет операторам предлагать те инновационные услуги, которых ждут подписчики.

IMS платформа предоставления услуг на основе IP, важно также с точки зрения сходимости телекоммуникационных сетей и услуг. Несколько лет телекоммуникационные вопросы о промышленности сходимости во всех ее проявлениях волнуют. Сходимость происходит на нескольких уровнях – на

сетевом/технологическом, на уровне услуг, среди операторов и поставщиков телекоммуникационного оборудования.

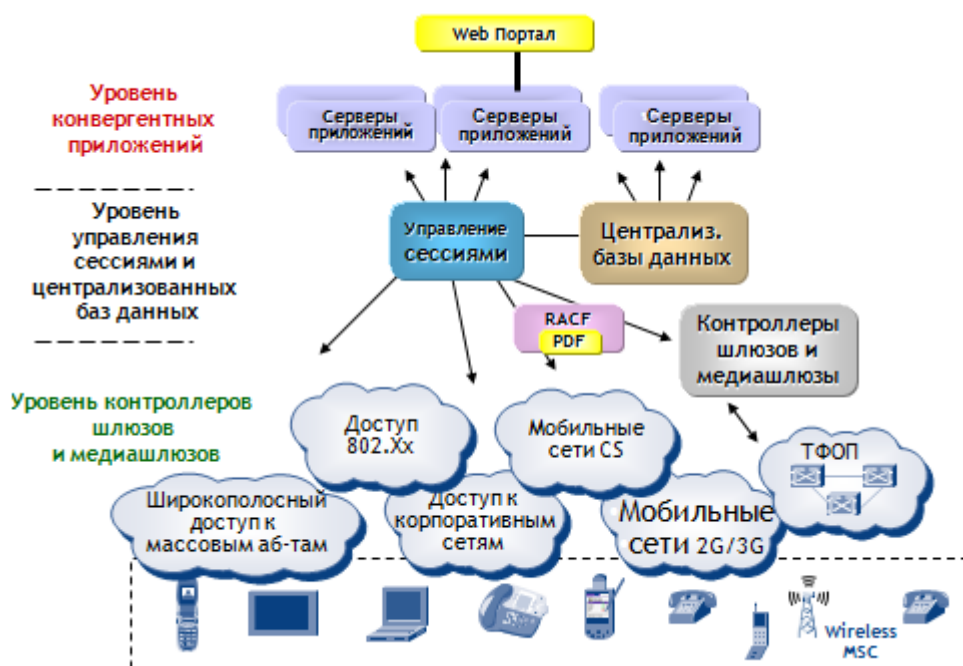


Рисунок 1.4 – Архитектура IMS

Сходимость обеспечивает однородную функциональность и в мобильном телефоне, и в проводных сетях. Конечная цель сходимости состоит в доступности услуг для подписчика, независимо от местоположения, используемых устройств и типов связей. Пользователи будут в состоянии перемещаться между сетями и устройствами, держа доступ к услугам и личным параметрам настройки. Заказ кино с мобильного телефона и его загрузки на персональном компьютере может быть примером такой сходимости; изменение параметров настройки для TV от мобильного устройства PDA; или автоматическая синхронизация личного организатора PIM между мобильным телефоном или PDA и веб-порталом. Развитие сходимости продуктов улучшит положения мобильной связи и увеличит степень взаимозаменяемости с продуктами проводных сетей.

IMS определяет не только новую архитектуру, но также и возможность взаимодействия сетей и роуминга, и все еще - функции тарификации, безопасности и контроля. Кроме того, этот стандарт хорошо объединен с существующими сетями и берет последние методы от индустрии информационных технологий. Благодаря этой IMS это представлено лучший подход сходимости коммуникационных сетей сегодня.

Замечательно, что первые стандарты на IMS, которые освобождены в 2002, начали воплощаться в прошлом 2004 действительно. Различные операторы и клеточной, и проводной коммуникации, в зависимости от

профиля их бизнеса и от других условий, выберите различные способы развития. Возможно отличить некоторые главные группы от них:

– оператор сети мобильной связи, развивающей дополнительные услуги. Это, первая стадия, операторы Азии и Восточной Европы. Их краткосрочная цель - дифференцирование на рынке, увеличении ценности бренда, и т.д.

– операторы сети мобильной связи, развивая инфраструктуру. В первую очередь, это - операторы 3G сетей. В этой группе операторы США, Западной Европы, Япония, Кореи: Пяосной, Спринт, FT/Orange, ТИМ, СМ, FET, Chunghwa. Главная цель: создание однородной сходящейся архитектуры сети, в результате сокращение эксплуатационных затрат, расширение номенклатуры услуг к мультимедиа, и т.д.

– оператор фиксированных услуг по развитию сети. Это операторы Западной Европы: Telefonica-Испания, KPN, Fastweb, FT (IP CENTREX). Задачи: минимизация оттока телефонного трафика в других сетях, начале новых услуг мультимедиа.

– оператор фиксированной инфраструктуры развития сети. Операторы: BT, FT, Telstra, Телекоммуникации Египет, Telia Sonera, Телекоммуникации Малайзия, KPN. А также в операторах сетей мобильной связи, главная цель развития - создание сходящейся архитектуры сети на основе IP.

Во всем разнообразии целей и задач, стоящих перед каждым из перечисленных операторов, все они в стратегии развития управляются сходимостью и архитектурой IMS как инструмент такой сходимости и введение услуг на основе все-IP инфраструктуры. Со многими перечисленными операторами компания Эрикссон проводит долгосрочное успешное сотрудничество. С некоторыми из них уже начато внедрение проектов на основе IMS. В момент Эрикссон уже подписал 28 контрактов для коммерческого и пробной эксплуатации решений на основе стандарта IMS.

IMS - платформа введения услуг на основе IP, и число этих услуг ограничено только, чтобы заинтересовать от подписчиков и воображения разработчиков. Невозможно перечислить все услуги на основе IMS тем более, что они возникают каждый день и непрерывно улучшаются. Ключевой фактор стимуляции спроса на дополнительные услуги - простота использования и качество связи. Подписчики ценят простоту использования и готовы заплатить за четкое и доступное обслуживание. Они ценят услуги с однородным интерфейсом, и возможность доступа к ним от различных терминалов. Мы остановимся на нескольких услугах, некоторые из которых уже введены в сетях операторов.

Одна из двух главной IMS логические единицы – "сердце" всей системы является блоком управления сеансов связи, или, просто разговор, серверы SIP. Их главная цель – обработка запросов SIP в целях организации сессий мультимедийной связи между пользователями. Они "смотрят" исполнение правил безопасности и распределение необходимых ресурсов для того, чтобы предоставить различные услуги. Проблемы CSCF включают управление другими сетевыми элементами – кроме того для соответствующего

обслуживания пользователей. Логически серверы управления сеансами связи разделяют на трех группах: S-CSCF, P-CSCF и I-CSCF, однако детализировали рассмотрение того, как распределены "полномочия" между этими элементами.

Блок IMS, второе для важности, – "мозг" системы являются базой подписчиков данных. Как первое приближение HSS может сравнить с регистром HLR, используемый в сотовых сетях, в которых хранится информация об активных подписчиках и их местоположении. Однако, функции HSS намного более широки. Это - база данных с информацией не только на подписчиках мобильных сетей, но также и на подписчиках сетей фиксированной телефонии (как это было уже сказано выше для IMS, это неважно, тем, какой путь подписчик связан). Информация о различных предпочтениях подписчика хранится в нем, например на переадресации и фильтрации требований, уведомления и сообщений голосовой почты, личной телефонной книги для отправки по почте сообщений и организации конференций. Также на сервере HSS есть все необходимые данные для бухгалтерского учета доступности/статуса и местоположение (местоположение) подписчика. Вместо устаревшего протокола Радиуса для взаимодействия между HSS и серверами CSCF используется протокол Диаметра, стандартизированный организацией IETF. Помимо других улучшений, тарифицируя поддержку функции, включая для того, чтобы предоставить популярные услуги с (предварительно оплаченным) авансовым платежом обеспечен.

Два более важных элемента архитектуры IMS: ответственный за управление воротами СМИ и обработку потоков СМИ. Если необходимо соединить подписчика, который находится в сети с переключением каналов к сеансу связи, блок BGCF/MGCF обеспечивает обеспечение ему соответствующая сигнальная информация. Если необходимый это преобразует сигнальные сообщения от формата SIP до формата ISUP. Подобная функциональность типична для softswitch распределительных щитов, но в архитектуре IMS она ассигнована в отдельном логическом элементе.

1.4 Мультимедийная информация в IMS

IMS – архитектура, предназначенная для создания и предоставления последних услуг, соединилась с передачей мультимедийной информации. Это выполняет функции основного управления и хранение пользовательских данных, обеспечивая сетевую идентификацию, управление сессией, управление подвижностью и бродя и контролем качества услуг и ресурсов СМИ для пользователей IMS. Это - ключевой элемент VoIP и мультимедийные решения, мобильное и фиксированное объединение приложений.

IMS поддерживает в то же время 10 миллионов пользователей онлайн и объем торговли 20 миллионами установленных встреч в час с помощью

конфигурации P-CSCF, I-CSCF, S-CSCF, электронного-CSCF, и BGCF и MRFC на одной оплате.

В IP сетевые службы - обширный комплекс коммуникационных услуг реального времени, представляя общим принципам архитектуры "клиент-сервер". Это такие услуги как мгновенный обмен сообщениями, мгновенная многоточечная коммуникация, Чистая Встреча, услуги VoIP третьего поколения радиосвязи. VoIP открывает дорогу к услугам нового уровня, которому принадлежат услуги, принимающие во внимание местоположение и присутствие в сети, мультимедийных услугах, сотрудничество в режиме реального времени и много других вещей.

Прозрачный ускоряются, VoIP включает системы голосовой передачи и данные следующего поколения, программного обеспечения и профессиональных услуг, которые необходимы для операторов и мобильного, и телеграфируют коммуникационные сети.

Для реализации новых сходящихся услуг с гарантией качества обслуживания сеть должна соответствовать надежной сервисной архитектуре, подчиняющейся следующим требованиям:

- разделение уровней транспорта и доступа от сервисного обслуживания;
- управление сеансом связи, во время которого включены некоторые услуги по коммуникации реального времени.
- совместимость с доступными услугами интеллектуальной сети, которые рассматривают: определение имени неповинующейся стороны, бесплатного номера, отгрузки местного числа, услуги, соответствующие CAMEL, стандартам ANSI-41, и т.д.
- прозрачное взаимодействие с телефонными сетями.
- сходимости проводных и беспроводных услуг.
- ассоциация голосовых услуг с услугами реального времени.
- стандартизированные механизмы обмена информацией о пользователе между услугами.
- стандартизированные механизмы идентификации и составления счетов конечных пользователей.
- графический пользовательский интерфейс, стандартизированный, общий для всех услуг.
- открытые стандартные интерфейсы и API для новых услуг развили поставщиков услуг и третьи фирмы.

Сервисная архитектура подсистемы IP мультимедиа – Прозрачный Ускоряется – позволяют понимать сервисную интеллектуальность на всех уровнях проводных и беспроводных сетей, обеспечивая комплексный подход введению VoIP.

1.4.1 Надёжности IMS и её характеристики

IMS основана на стандартной телекоммуникационной платформе аппаратных средств нового поколения ATCA, широко известного в отделении.

Это поддерживает многоуровневую безопасность на уровне оплаты, включая активную/запасную избыточность, разделение нагрузки и географическое резервирование. Распределенная структура базы данных обеспечивает предоставление ресурсов в отказе в ходе погрузки одного из модулей. В этом случае погрузка продолжается другие модули. IMS использует дважды избыточную систему электроснабжения, с защитой от скачков напряжения, власти прочь, перегрузки на напряженности или току.

IMS поддерживает некоторые способы доступа, включая:

- xDSL и ГОРШКИ через DSLAM, MSAN и LAN;
- корпоративный доступ на VPN и ТУЗЕМНЫЙ;
- доступ для подписчиков кабельного телевидения на кабелях;
- доступ, удаленный с UMTS/GPRS и CDMA2000 на GGSN и PDSN;
- мобильный удаленный доступ на WLAN, LTE и WiMAX.

IMS может быть модернизирована и расширена без нарушения структуры с минимальным влиянием на работу оборудования и с коротким перерывом в предоставлении услуг. Различные способы идентификации поддерживаны и функции защиты ESP IPsec, фильтрация сигналов SIP и укрывательства топологии сети обеспечена. Развитый согласно стандартам 3GPP, TISPAN, ETSI и I-TUT имеет стандартный интерфейс. IMS поддерживает работу двойного стека IPv4 и IPv4/IPv6 для связи новой сети IPv6 с существующей сетью IPv4.

IMS включает: CSC3300 с функцией управления сессией требования и диспетчером функций ресурсов СМИ, HSS9820 с функцией сервера подписчиков дома и определений местоположения подписчика, MRP6600 с функцией процессора функций ресурсов СМИ, UGC3200 с функцией управления воротами СМИ и AIM6300 с функцией подсистемы переподчинения сети.

IMS широко применена в мобильных и основных сетях во всем мире. В конце 2010 компания Huawei подписала больше чем 140 контрактов для коммерческого и экспериментального использования IMS с ведущими международными операторами, включая France Telecom, Deutsche Telekom, Telefonica, China Telecom и China Mobile.

Мы рассмотрим проект China Mobile для примера. Во время этого проекта, используемого IMS для применения фиксированно-мобильной основной сети, которую архитектура может развить далее. Расширение такой основной сети значительно уменьшает CAPEX и OPEX телекоммуникационных операторов. Удовольствие способствует упрощенному проектированию сети, сокращению количества необходимых запасных деталей, оборудования, потребления энергии, быстрой интеграции в существующую сеть, упрощенную операцию и обслуживание, возможность быстрого применения новых услуг.

ATS9900 выполняет функции сервера приложений телефонии, предоставляя главные голосовые услуги, дополнительные услуги и услуги

мультимедиа частным и корпоративным пользователям. Благодаря независимому доступу к IMS платформа ATIS9900 покрывает некоторые способы доступа, включая DSL, PON, MSAN, кабель, 2G, 3G и LTE. ATIS9900 позволяет операторам предоставлять широкополосные голосовые услуги, корпоративную службу Centrex и услуги сходимости постоянных и мобильных систем.

ATIS9900 может использоваться в различных сценариях операции применения IMS, например, при модернизации сети PSTN, развертывании VoBB, предоставляя сходящуюся услугу Centrex и услуги FMC. ATIS9900 - передовая технология в области с точки зрения предложенных услуг, стандартизации, открытости и платформы аппаратных средств.

Одна из главных причин, которыми телекоммуникационные операторы управляются, используя IMS для создания новой сети VoBB или обновляя старой сети PSTN, является этим, таким образом, они могут продолжить предоставлять услуги сети PSTN.

ATIS9900 предоставляет больше чем 150 дополнительных услуг, включая услуги традиционной телефонии, например детерминант числа, переназначение требований, нажим переназначения "краткосрочного выпуска" кнопка, ограничение требований и составления счетов.

Для удовлетворения различных потребностей пользователей для разных стран ATIS9900 предлагает серверы многоуровневого контроля услуг. Возможность контроля услуг может ускорить развитие и коммерческое применение, начиная с конфигурации логики обслуживания и развития программы и заканчивающийся с открытием API.

Поскольку ATIS9900 - сетевой элемент, определенный соблюдением стандартов, доказан им во время тестов, которые выполнены телекоммуникационными операторами и организациями по стандартам. Его производительность признана лучшим.

Стандартизация: ATIS9900 соответствует соответствующим стандартам, включая 3GPP, TISpan и ETSI, и теперь также поддерживает процесс обслуживания, потребованный последней версией 3GPP R8. Во время тестов, которые выполнены France Telecom, Deutsche Telekom и ETSI, компаниями ATIS9900, которые я показал хорошим результатам.

Открытость: ATIS9900 может открыть API для третьего лица, и уведомление о статусе пользователя предоставляет услуги короткого набора также. Телекоммуникационные операторы могут расширить с этими функциями инновационные приложения и уменьшить входной термин рынком новых услуг.

Здесь те же самые аппаратные средства платформа ATCA используются:

– высоко интегрированный: В системе IMS ATIS9900, служба больше чем 10 миллионам пользователей, двойных платежей использования ATCA;

– эффективная власть: дизайн ATS9900 разработан для уменьшения в потреблении власти, и оплата ATCA автоматически понижают частоту часов процессоров;

– надежный: ATS9900 поддерживает двухуровневый механизм чрезвычайного восстановления: на уровне оплаты и на уровне узла.

В конце 2010 ATS9900 был успешно применен больше, чем на 130 узлах во всем мире. Продолжая использовать традиционные услуги, это также предоставило телекоммуникационным операторам широкий диапазон инновационных услуг, включая услуги сходимости между пользователями и доступностью КАК вместе с французской компанией швейцарский франк и инновационное обслуживание "Свобода передвижения" вместе с China Mobile.

В процессе перехода к сетям на основе IP и к широкополосному доступу, ATS9900 становится основным элементом, разрешающим телекоммуникационным операторам предоставлять широкополосные голосовые услуги, объединенные постоянные и услуги мобильной связи и услуги ICT.

UMG8900 - оборудование для основной сети, используемой на Single CORE@Mobile и Single CORE@OneNetwork проекты. UMG8900 доступен в GSM, сетях WCDMA и CDMA2000 и подачах для создания операторами благоприятного, дешевого и нацеленного в будущей сети мобильной связи. Преобразовывая и транскодирующий TDM в IP, это способствует упрощению коммуникации PSTN, PLMN и IMS.

UMG8900 использует дублированную архитектуру аппаратных средств и может переключить TDM и IP пакеты и преобразовать их. UMG8900 поддерживает широко используемые кодер-декодеры для постоянных и мобильных областей. Во взаимодействии различных сетей качество обслуживания (QoS) сохраняется и качество голосовой передачи увеличивается.

Когда использование UMG8900 там возможно, расширение 2G/3G сетей и прежней сети TDM может постепенно развиваться в направлении сети IP. Благодаря ряду различных технологий сжатия полосы частот для VoIP UMG8900 значительно экономит ресурсы передачи.

1.4.2 Основные функции: надежности и безопасности

– обеспечивает высокую надёжности сети посредством технологии двойного резервирования;

– обеспечивает надёжность на уровне устройства с помощью распределённой системы синхронизации, модульной программной и аппаратной структуры и механизма обработки аварий в реальном времени;

– обеспечивает безопасность использования и обслуживания с использованием резервирования данных и технологий SSH, ACL, IPSEC, SSH и т.д.

UMG8900 выступает в качестве IM-MGW для IMS и способствует переходу пользователей к «all-IP» сетям, уменьшению TCO и защите инвестиций.

Для IMS многоуровневая архитектура с подразделением транспорта передачи движения и сигнальной сети IMS развита для управления сессиями. Таким образом развивая IMS главная идеология Softswitch фактически отложена для мобильных сетей. В IMS ассигнованы пользовательский уровень или уровень передачи данных, уровень управления и уровень приложений.

В этих самолетах 3GPP определяет не узлы сети и функцию. Это означает, что архитектура IMS, а также архитектура Softswitch, также представляет ряд функций, связанных стандартными интерфейсами.

Таким образом в случае функции IMS также описаны в стандартах. Разработчики имеют право объединить некоторые функции в одном физическом объекте или, наоборот, осознать одну функцию распределенным способом.

Мы рассмотрим функциональные элементы в рисунке 1.5 более подробно.

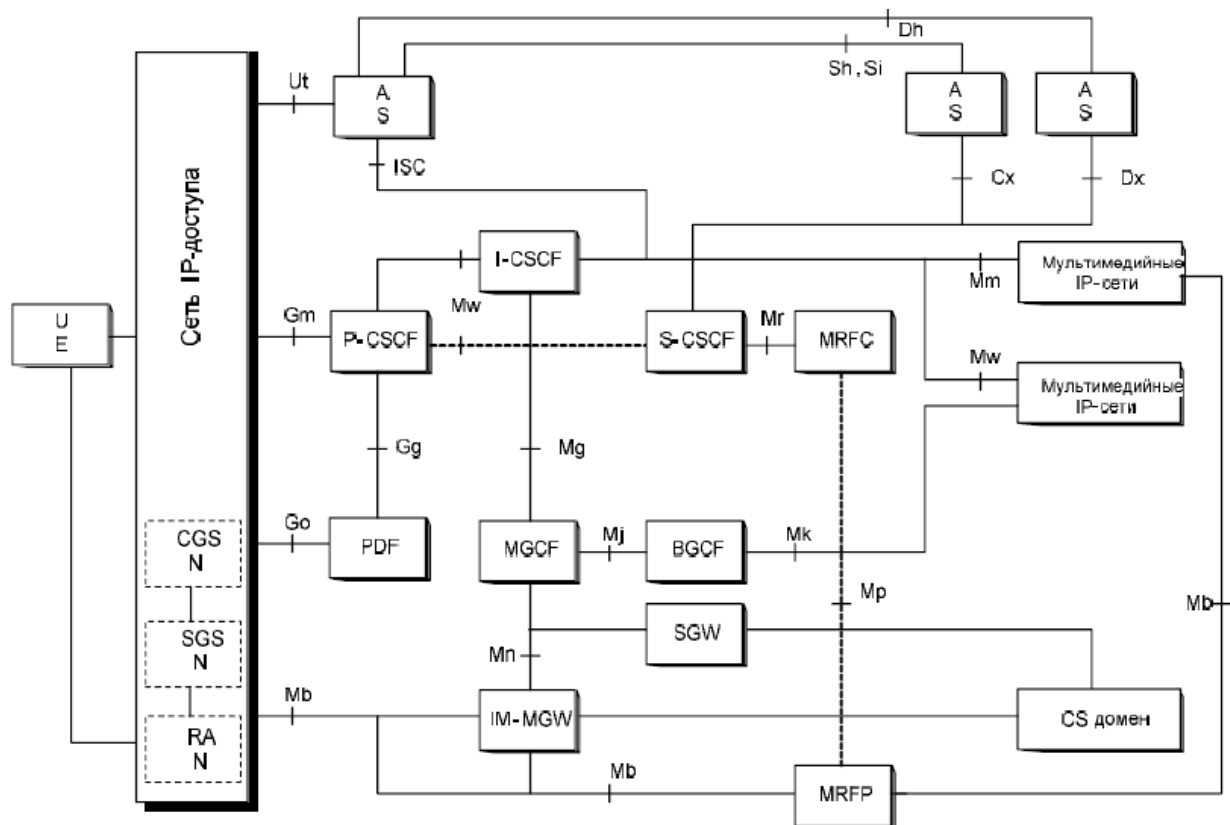


Рисунок 1.5 – Архитектура IMS

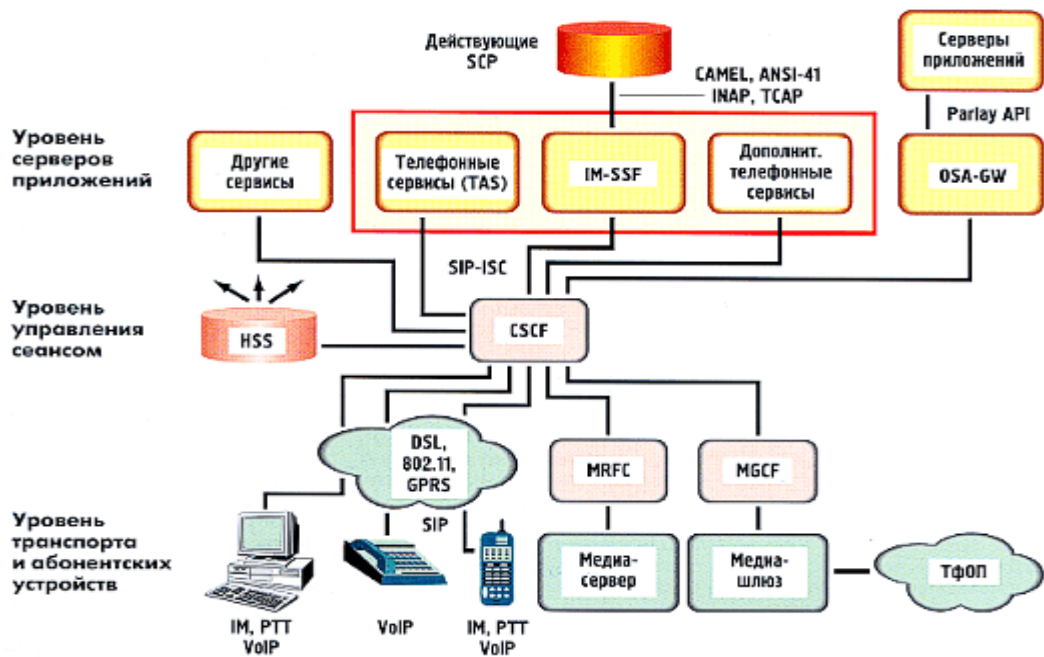


Рисунок 1.6 – Упрощенный вариант архитектуры IMS

Большинство услуг, описанных в предыдущих секциях, было узкополосными услугами по голосовой передаче и данным. Однако, система сигнализации SIP и архитектура IMS поддерживают также широкополосные услуги мультимедиа, такие как телерадиовещательное ТВ с потоками видео многократного адреса, видео по требованию, видеонаблюдение, видео телефония, видео конференц-связь, виртуальные лекционные залы и много других вещей. Для реализации таких услуг в сетевом дополнительном мультимедийном приложении должны быть установлены серверы и устройства подписчика.

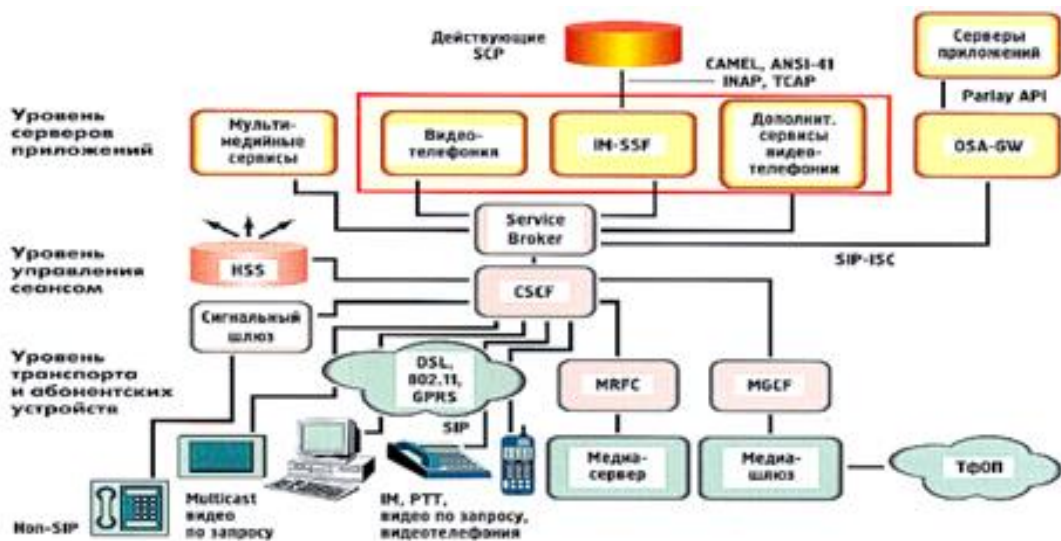


Рисунок 1.7 – Дополнительные услуги IMS

С расширением объема мультимедийных услуг будет требование, чтобы пройти от главных механизмов обеспечения качества обслуживания, которое привыкло сегодня к более высокому уровню. Кроме контроля доступной полосы пропускания необходимо управлять количеством активных сеансов связи реального времени. В архитектуре устройств последователя IMS и серверов приложений VoIP и широкополосного мультимедиа обслуживания отправляют запросы для инициирования сессии через общий элемент CSCF. Функция CSCF определяет транспортные уровни, взаимодействующие с сетью транспорта и доступа, и может отказаться от учреждения дополнительных сессий.

С точки зрения Прозрачных расширений архитектуры IMS, которая оказала бы поддержку расширенного ассортимента услуг, необходимы. Многие современные последователь устройства VoIP, например, IP-UATS, не делают системы поддержки системы сигнализации SIP, используя обычно протокол H.323. Интегрированные устройства доступа IAD с поддержкой VoIP на DSL часто используют протокол MGCP.

Соответственно, для поддержки этих широко распространенных устройств последователя в сети IMS необходимо обеспечить взаимодействие стандартов системы сигнализации и протокола SIP, поддержанного ими. Новые граничные сигнальные замки с этой целью уже предложены.

Любой последователь не откажется использовать коммуникационные услуги в режиме реального времени и в органическом взаимодействии друг с другом. И поставщики услуг могут, организовав взаимодействие услуг дать клиентам новые возможности. Например, последователь во время долгой сессии IM может быть необходимым, чтобы установить отдельную сессию голосового сообщения, используя телефонный справочник. Если бы последователь был связан с сессией РТТ, то все требования входа должны начать сообщение на требовании ожидания. Сервисная архитектура IMS способна, чтобы поддержать в то же время много различных применений коммуникации реального времени. Однако организация дополнительного взаимодействия между типами вооруженных сил необходима, чтобы предоставить такие смешанные услуги. С этой целью Прозрачный предлагает войти в новый элемент - сервисный брокер как, кто включал бы сообщение данных на статусе и условии заявления на другие приложения. У сервисного брокера на уровне ядра сеансного также есть интерфейсы ко всем взаимодействующим приложениям.

Обширный, портфель полной функции прозрачных продуктов ускорен, основано на сервисной архитектуре и технологиях IMS. Элементы, делающие его, используются на всех уровнях сервисной архитектуры IMS и во многих приложениях, о которых это было упомянуто выше. Услуги, созданные партнерами, Прозрачными, которые заняты прикладным программированием, построены в открытой архитектуре IMS и могут быть используемыми поставщиками услуг для ускоренных предоставляющих новых услуг.

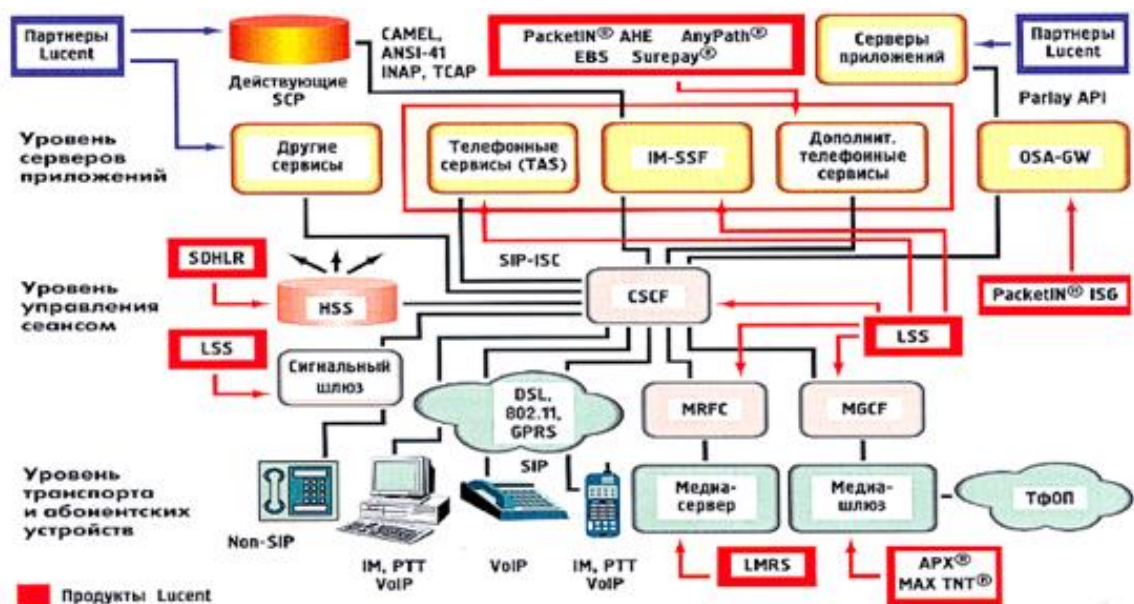


Рисунок 1.8 – Lucent Technologies IMS – продукты и партнеры

Lucent Softswitch объединяет много функциональных элементов IMS: CSCF, TAS, MRFC, MGCF и IM-SSF. За исключением того, что LSS усиливает стандартную архитектуру IMS, выполняя функцию сигнального замка, который обеспечивает прохождение сторонней системы сигнализации, чтобы обслужить архитектуру IMS.

Дополнительная функциональность IMS обеспечена Прозрачной Сервисной Платформой MiLife. Сервер MiLife Прозрачные ресурсы СМИ Сервера Ресурса СМИ действует как сервер СМИ. Список подписчиков MiLife Супер Распределенный Домашний Регистр Местоположения выполняет функции базы подписчиков данных HSS и замка Ворота MiLife Intelligent Services – функция OSA-GW для взаимодействия с серверами приложений Ставки.

Ворота СМИ Прозрачного APX и Прозрачного Макса TNT, управляемый LSS, обеспечивают взаимодействие о TFOF и поддержке телефонных связей с UATS.

Дополнительная телефонная связь обеспечена Прозрачными серверами приложений, взаимодействующими с LSS и продуктами MiLife. Среди этих серверов – система голосовых сообщений AnyPath, однородного веб-портала EBS, и также платформы авансового платежа требований MiLife SurePay. Поставщики услуг могут разработать приложения, используя окружающую среду Сервера приложений MiLife.

Как это было уже сказано, партнеры Прозрачных создают серверы приложений, которые взаимодействуют с Прозрачными продуктами согласно стандартам IMS и службе поддержки мгновенного обмена сообщениями, мгновенной многоточечной коммуникации, виртуальных частных сетей, и также операционных услуг на основе SCP, таких как идентификатор неповинующейся стороны, отгрузка местного числа и обслуживание 800.

В поисках способов уменьшения в расходах и увеличения доходных поставщиков услуг еще чаще думают о передаче голосовых услуг к рельсам VoIP, где коммуникационные услуги реального времени могли взаимодействовать бесшовные друг с другом. Архитектура, определенная стандартами подсистема IP Мультимедиа, обеспечивает надежное внедрение всех требований, определенных в этой статье для создания новых сходящихся услуг с поддержкой качества обслуживания. Эта архитектура - краеугольный камень решений Прозрачных, Ускоряют VoIP, который обеспечивает использование интеллектуальных услуг на всех функциональных уровнях проводных и беспроводных сетей. Кроме того, Прозрачный создает расширения архитектуры IMS, которая обеспечит ее развитие и поддержку широкополосных услуг мультимедиа посредством новых граничных сигнальных замков. Вместе с партнерами Прозрачных предлагает решения, которые позволяют увеличивать эффективность поставщиков услуг и ускоренные темпы, чтобы принести новые услуги на рынок.

Уровень устройств подписчика и транспорта начинают и называют системой сигнализации SIP, необходимой для учреждения сессий и предоставляющий основные услуги, такие как преобразование речи от аналоговой или цифровой формы в IP пакетах с использованием протокола RTP. На этом уровне ворота СМИ, преобразовывающие основные потоки VoIP к телефонному TDM, форматируют функцию. Сервер СМИ предоставляет различные услуги СМИ, включая коммуникацию конференции, воспроизводство уведомлений, собирая тоны, признание речи, синтез речи, и т.д. Ресурсы сервера СМИ доступны всем приложениям, т.е. любому приложению то, которое должно воспроизвести уведомление или принять числа набранного номера, может использовать общий сервер. Серверы СМИ также поддерживают также не телефонные функции, например, повторение голосовых потоков для того, чтобы предоставить услугу мгновенной многоточечной коммуникации. Когда для использования для различных услуг общего бассейна серверов СМИ нужно для планирования, и разработка ресурсов СМИ для каждой автономной программы исчезает.

На уровне управления функцией требований и сессий управления требованиями и сессий CSCF то, которое регистрирует устройства подписчика, успокаивается и направляет сигнальные сообщения протокола SIP к соответствующим серверам приложений. Функция CSCF взаимодействует с уровнем транспорта и доступа для обеспечения качества обслуживания на все услуги. Уровень управления требованиями и сессиями включает сервер подписчика, данного HSS, где уникальные сервисные профили всех подписчиков централизованно сохранены. Профиль содержит текущую информацию о регистрации, данные роуминга, данные по телефонной связи данный на мгновенном обмене сообщениями, параметры голосовой почты, и т.д. Централизованное хранение позволяет различным приложениям использовать эти данные для создания личных справочников, информации о присутствии в сети подписчиков различных категорий, и также

объединенных услуг. Централизация также значительно упрощает административную работу с пользовательскими данными и гарантирует однородное представление активных подписчиков на всех услугах.

На уровне управления функцией требований и сессий управления воротами СМН MGCF то, которое обеспечивает взаимодействие системы сигнализации SIP с системой сигнализации других ворот СМН также, успокаивается. Функция MGCF управляет распределением сессий на ряде ворот СМН для серверов СМН, это выполнено функцией.

Уровень серверов приложений содержит серверы приложений, которые предоставляют услугу конечных пользователей. Архитектура IMS и системы сигнализации SIP обеспечивает достаточную гибкость для поддержки различного телефона и других серверов приложений. Так, стандарты SIP для услуг телефонии и услуг IM развиты.

Архитектура IMS поддерживает ряд серверов приложений для телефонной связи. Сервер телефонных приложений принимает и обрабатывает сообщения протокола SIP, и также определяет, как исходящее требование должно быть начато. Сервисная логика TAS предоставляет основные услуги обработки требований, включая анализ чисел, направления, учреждения, ожидания и переназначения требований, коммуникации конференции, и т.д.

TAS также обеспечивает сервисную логику для обращения к нуждающимся серверам СМН воспроизводства уведомлений и сигналов прохождения требования. Если требование начинают или называют в TFOF – сеть таксофона, сервер TAS обеспечивает систему сигнализации SIP функции MGCF для доставки команды к воротам СМН для преобразования частей речевого потока TDM к потоку IP RTP и его направления к IP-адресу соответствующего IP телефона.

TAS обрабатывает триггерные зоны требования В согласно модели телефонного звонка. При успехе требованием триггерной зоны TAS прекращает обрабатывать требования и проверяет профиль подписчика (где информация о том, что должно быть включенными серверами приложений), на потребности работы дополнительных услуг содержит. TAS формируется, операционное сообщение ISC, и контроль за передачами требования к соответствующему серверу приложений. Этот механизм может использоваться для требования в качестве унаследованного В услугах и новых услугах на основе SIP.

Одно сообщение IMS может содержать данные о нескольких TAS предоставляющий определенных услуг различным типам устройств подписчика. Например, один сервер TAS обеспечивает сервисный IP Centrex, другой сервер поддерживает UATS и предоставляет услуги VPN. Взаимодействие нескольких серверов приложений выполнено посредством системы сигнализации SIP-I для конца требований между устройствами подписчика различных классов.

Функция переключения услуг IM-SSF, обеспечивает взаимодействие сообщения SIP с соответствующими сообщениями ВЕРБЛЮДА, ANSI-41, подсистем INAP или TCAP. Это взаимодействие позволяет поддерживаемым телефонам IP IMS получать доступ к услугам определения имени неповиновенной стороны, бесплатный номер 800, передача местного числа, и т.д.

Прикладной уровень может содержать также независимые независимые серверы, предоставляющие дополнительные услуги на любой стадии требования посредством спусковых механизмов. Набор числа, переадресация и учреждение коммуникационного щелчка конференции мыши, обслуживание голосовой почты, обслуживание интерактивного речевого взаимодействия (IVR), VoIP VPN, предварительно оплатили составление счетов, блокирование входа и исходящих требований принадлежит таким услугам.

На прикладном уровне могут также быть серверы приложений SIP, которые не используют модель телефонного звонка. Такие серверы взаимодействуют с клиентами устройств подписчика для обеспечения IM, услуг РТТ, услуг по присутствию, и т.д. Реализация услуг на основе SIP в общей архитектуре IMS позволяет выполнять взаимодействие двух типов услуг и создавать новые смешанные услуги. Возможно дать заключение показу списка подписчиков с признаком статуса присутствия в сети как пример, и набор числа и доступа к другим услугам выполнен щелчком мыши. Другой пример – использование одного заранее оплаченного счета на сбор телефонии и видео по требованию.

1.5 HSS и SLF

Каждая сеть IMS содержит один или несколько серверов пользовательских баз данных HSS. Сервер HSS представляет централизованное хранение информации о подписчиках и услугах и является эволюционным развитием HLR от архитектуры сетей GSM. Сеть может содержать больше чем один HSS в случае, если число подписчиков слишком большое, чтобы быть поддерживаемым одним HSS. Такая сеть, наряду с несколькими HSS, должна будет включить функцию SLF, представляющую простую базу данных, которая хранит соблюдение информации к адресам HSS пользователей. Узел, который перешел к запросу SLF с адресом пользователя, получает от него данные об объеме HSS, который содержит информацию об этом пользователе.

Функция управления сессиями CSCF - центральная часть системы IMS, представляет, фактически, сервер SIP и обрабатывает систему сигнализации SIP в IMS. Есть функции CSCF трех типов: P-CSCF, I-CSCF и S-CSCF.

Первый из перечисленных, функция P-CSCF - первый пункт взаимодействия пользователя терминал IMS и сеть IMS. С точки зрения SIP это - входящий/продолжающийся сервер по доверенности через который проход все происхождение запросов IMS - терминала или направленный к нему. Однако, функция P-CSCF может вести себя и как агент пользователя

UA, который необходим для прерывания сессий в нестандартных ситуациях и для создания независимых сделок SIP, связанных с процессом регистрации.

I-CSCF – еще одно полномочие SIP расположено на границе административной области Оператора. Когда сервер SIP определяет следующую передачу для некоторого сообщения SIP, это получает адрес I-CSCF соответствующей области от обслуживания DNS. Кроме выполнения функций полномочия SIP I-CSCF взаимодействует в соответствии с протоколом Диаметра с HSS и SLF, получает от них информацию о местоположении пользователя и о S-CSCF обслуживании его. Если никакая функция S-CSCF еще не назначена, функция I-CSCF назначает свою встречу.

S-CSCF – центральная интеллектуальная функция на сигнальном уровне, т.е. функция сервера SIP, который управляет сессией. Кроме того, S-CSCF выполняет функцию регистрирующегося сервера SIP (РЕГИСТРАТОР SIP) сеть, которая является поддержками закрепление местоположения пользователя (например, IP-адрес терминала, от которого пользователь получил доступ к сети) к ее адресу SIP.

Функция S-CSCF взаимодействует в соответствии с протоколом Диаметра с HSS, получает от последнего эти идентификации пользователя, пытающегося получить доступ к сети, и данные по профилю пользователя, т.е. список услуг, доступных ему – ряд триггерных зон для направления сообщения SIP к серверам приложений. В свою очередь функция S-CSCF сообщает HSS, что этот пользователь привязан к нему для срока регистрации, и об эксплуатации таймера регистрации.

Функция Функции Стратегического решения (PDF) иногда объединяется с функцией P-CSCF, но может быть осознана отдельно. Эта функция ответственна за развитие политики на основе информации о характере сессии и о переданном движении (транспортные адреса, ширина полосы, и т.д.) полученный от P-CSCF. На основе этой информации PDF принимает решение о разрешении запросов от GGSN и делает повторенное разрешение в изменении параметров сессии, и также может запретить передачу определенного движения или организацию сессий некоторых типов.

Серверы приложений, в сущности, не являются элементами IMS, и работой, условно разговором, по нему, предоставляя услуги в сетях, построенных согласно архитектуре IMS. Серверы приложений взаимодействуют с функцией S-CSCF в соответствии с протоколом SIP. Главные функции серверов приложений - обслуживание и модификация сессии SIP, создание запросов SIP, передача данных тарификации в центрах платежа оплаты за коммуникационные услуги.

Теперь мы рассмотрим MRF, который является источником информации СМИ в домашней сети и позволяющий воспроизводить различные объявления, смешивать потоки СМИ, транскодировать битовые потоки кодер-декодеров, получать статистические данные и анализировать информацию о СМИ. MRF функционируют акции на двух частях: MRFC – Диспетчер Функции Ресурса СМИ и MRFP – Процессор Функции Ресурса

СМИ. MRFC на сигнальном уровне и взаимодействует с S-CSCF в соответствии с протоколом SIP. Используя полученные инструкции, MRFC управляет в соответствии с протоколом Megaco/H.248 процессором MRFP, который является на уровне передачи данных, и это выполняет все манипуляции с информацией о СМИ.

Функция управления ворот резкого изменения цен на бумаги - сервер SIP, способный, чтобы выполнить направление требований на основе номеров телефона. BGCF используется только, когда сессия начата терминалом IMS, и адресат - подписчик сети с переключением каналов (например, TFOP или мобильная сеть 2G). Главные цели BGCF - выбор той сети IMS, в которой должно быть взаимодействие к сети переключения каналов или выбора подходящего TFOP/CS замка, если это взаимодействие должно произойти в сети, где есть сервер BGCF. В первом случае BGCF переводит сессию к BGCF выбранной сети, и во втором – к замку, выбранному в качестве TFOP/CS.

Шлюз СТОП структуру, особенности для архитектуры Softswitch: SGW, MGCF, СМИ и MGW.

Защищать уровень управления в области безопасности, представляющей такую область сети, которая принадлежит одному поставщику услуг, в которых однородных административных правилах и сетевой политике, транспортный акт на входе в эту область и в выходе из него пройдет через замок безопасности SEG. Как правило границы области безопасности совпадают с границами сети поставщика, и замки SEG в сети поставщика обычно присутствуют немного. Граничные диспетчеры SBC часто действуют как SEG.

Гибкость архитектуры IMS позволяет добавлять услуги поставщиков услуг к сети VoIP косвенно с существующими приложениями или способом интеграции собственных или развитых третьими серверами приложений фирм на основе SIP. Кроме того, поставщики услуг могут дать возможность клиентам развить и ввести услуги, включающие ресурсы сети VoIP. Например: предприятие может понять обслуживание автоматической генерации речи или мгновенного сообщения по предоставлению заказа; спусковой механизм такого сообщения - информация о местоположении курьера, переданного посредством карманного компьютера. Однако, часто разработчики, работающие на таких предприятиях, не знакомы с протоколами телефонной системы сигнализации, хотя имеют образование в области информационных технологий. Для решения этой проблемы Ставка Форума в тесном сотрудничестве с 3GPP и ETSI развила прикладную программу интерфейс Parlay API для организации взаимодействия с телефонными сетями. Взаимодействие SIP и API Ставки выполнено посредством замка OSA-GW, который входит в прикладной уровень архитектуры 3GPP IMS. Другие прикладные серверы, как это было сказано выше, обеспечивают взаимодействие между ГЛОТКОМ и протоколами телефонии. Замок OSA-GW позволяет корпоративным приложениям получать доступ к информации о присутствии и условия требования на основе Ставки, устанавливая и

прерывать сеансы связи, независимо управлять сегментами требования. Замок OSA-GW понимает интерфейс Parlay Framework, который позволяет корпоративным серверам приложений быть зарегистрированными в сети и управляет доступом к сетевым ресурсам.

1.6 SIP

В архитектуре IMS есть главный протокол системы сигнализации – SIP, однако оказанная поддержка протоколов для взаимодействия и с сетями NGN, и с сетями TDM. Нужно отметить, что в IMS для обмена информацией с базой данных HSS протокол Диаметра используется. Мы остановимся на нем более подробно. Протокол Диаметра - эволюционное развитие протокола RADIUS, и это предлагается, обычно для использования в качестве протокола следующего поколения для идентификации, разрешения и бухгалтерского учета AAA. Эти работы протокола по TCP или SCTP как оба из этих протоколов обеспечивают надежную передачу, которая важна для приложений, общающихся о счетах. Признание, что Диаметр, обычно имеет архитектуру пэра, для конкретного узла, было бы возможно установить больше чем одну связь.

Понятие IMS было развито после Softswitch поэтому поддержка уже заранее оказана в нем как IPv4 и IPv6. Необходимость перехода к новой версии IP протокола была вызвана многими проблемами, такими как проблема масштабируемости сети, impracticality протокола IPv4 к передаче многофункциональной информации с поддержкой различных классов обслуживания, включая обеспечение информационной безопасности. Таким образом необходимо нести следующий к проблемам масштабируемости протокола IPv4: недостаток объема 32-битного адресного пространства; сложность скопления маршрутов, роста столов направления; сложность массового изменения IP-адресов; относительная сложность обработки заголовков пакетов IPv4.

Кроме того, масштабируемость сетей IP нужно рассмотреть не только с точки зрения, увеличиваются численно узлов, но также и с точки зрения увеличения скорости передачи и сокращения задержек когда направление.

Указанные проблемы вызвали развитие классической версии протокола IPv4 в направлении развития версии IPv6.

Сценарий обмена сообщениями в обслуживании основного требования дан ниже. Подписчик от сети FEET звонит подписчику в сети IMS (рисунок 1.9, 1.10).

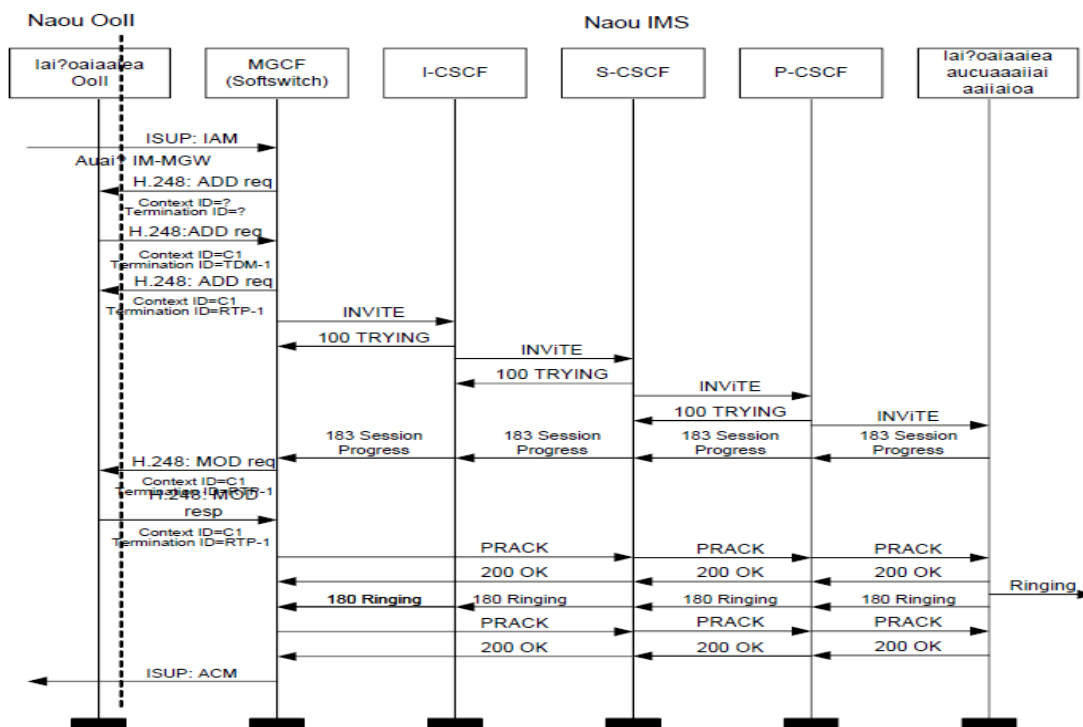


Рисунок 1.9 – Сценарий обслуживания вызова

1.6.1 Предоставление разнообразных услуг на базе IMS

Предоставление различных услуг на основе однородной сети NGN пакета требует гибкую поддержку качества этих услуг. Поддержка QoS - фундаментальное требование к IMS. В организации каждой сессии пользовательское оборудование сообщает IMS о возможностях и требованиях к QoS. Посредством протокола SIP возможно рассмотреть такие параметры как тип и направление передачи данных, скорости, размера пакетов, использования RTP, потребованной ширины полосы пропускания.

IMS позволяет управлять коммуникационным качеством, которое будет получено этим или тем пользователем, и таким образом дифференцировать пользователей и услуги, предоставленные им.

Еще один фактор - осложнение системы платежа оплаты за мультимедийные сеансы связи. Если оператор не берет характер движения мультимедийной сессии во внимание, он может добавить оплату за него только поверхностно – на основе объема переданных данных. Таким образом это не становится благоприятным пользователю, чтобы использовать услуги (создающий большой объем движения, например видео), и это не становится благоприятным оператору, чтобы предоставить другим (мгновенный обмен сообщениями, создающий незначительный объем движения, например). Если оператору сообщают о характере переданного движения, он может использовать более эффективные бизнес-модели, имеющие выгоду и к нему и пользователей в системе платежа оплаты.

Кроме того, IMS дает шанс оператору ввести услуги, созданные сторонними разработчиками или даже оператором, но не производителями телекоммуникационного оборудования. Это позволяет объединять различные услуги и дает широкие возможности персонализации, и увеличиться численно услуг. Понятие IMS принимает горизонтальную архитектуру, разрешающую оператору вводить просто и экономически новые персонализированные услуги, и пользователи могут получить доступ к различным услугам (рисунок 1.10) на том же самом сеансе связи.

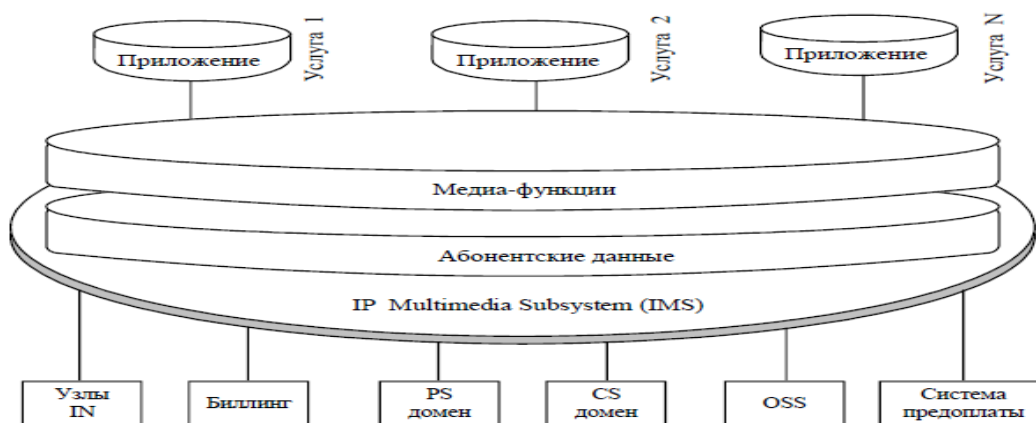


Рисунок 1.10 – Горизонтальная сервисная архитектура, применяемая в IMS

Несмотря на достаточное количество полного спектра услуг, предоставленной IMS, тем не менее коммуникация наиболее важной роли играет двустороннее аудио/видео.

С этой целью архитектура IMS должна поддерживать сессии мультимедийной коммуникации в сетях IP, и такая коммуникация должна быть доступна пользователям и в доме, и в сетях гостя. Помимо описанного выше, IMS обеспечивает следующую функциональность: взаимодействие с другими сетями, инвариансу доступа, создания услуг и управления ими, роумингом, информационной безопасностью, платежом оплаты.

1.6.2 Поддержка взаимодействие с другими сетями

Функция поддержки взаимодействия с Интернетом очевидна, поскольку благодаря общим пользователям протоколов IMS может установить мультимедийные сеансы связи с различными услугами глобальной сети. Поскольку переход к NGN и IMS будет постепенен и более или менее долог, у IMS должна быть также возможность взаимодействия с сетями предыдущих поколений – постоянный и мобильный телефон (2G) сети с переключением каналов. У функций взаимодействия с сетями переключения каналов нет, конечно, долгосрочной перспективы, но они абсолютно необходимы в течение довольно длительного периода существования сходящихся сетей.

Функции обеспечения информационной безопасности необходимы для каждой телекоммуникационной системы, и IMS обеспечивает информационный уровень безопасности, по крайней мере, не меньший, чем сети GPRS и сети переключения каналов. IMS делает идентификацию пользователей прежде, чем предоставить услугу, дает пользователю шанс просить конфиденциальность информации, переданной времени сессии, и т.д.

Из-за отсутствия приемлемой модели механизма потерь в сетевой и врожденной сложности вычисления сетевых моделей иждивенца надежности с дискретной вероятностью используемое время. Мы рассмотрим самую популярную модель, в нем предполагается, что сетевые компоненты (узлы и края на языке количества) могут принять только два государства: работы или не работают. Условие сетевого компонента – случайная переменная, которая не является в зависимости от условия других компонентов (обычно это может быть и не так). Проблемное определение вычисления надежности: поскольку каждый компонент сети установлен, вероятностью которого это в рабочем состоянии, это требуется, чтобы вычислять меру надежности сети. Мы рассмотрим определенное обобщение этой модели. В частности мы рассмотрим модели, в которых каждый компонент может быть в одном из нескольких государств или моделях, в которых рабочее состояние характеризуется численным значением. Численные значения этих особенностей обычно равняются к метрики расстояния или размер способности. Простая модель с двумя государствами хорошо подходит для вычисления меры последовательности. Когда есть потребность посчитать более трудную меру, например производительность системы, применить более трудные особенности условий компонентов.

Для модели с двумя государствами вероятность удобства использования компонента или, более простая надежность, возможно понять по-другому. Формулировки являются самыми широко распространенными:

- доступность компонента;
- надежность компонента.

Надежность - обозначения вероятности этого системные работы или компонент. Доступность используется в контексте ремонтоспособных систем. Следует из сказанного, что компонент может быть в одном из трех государств: работы, не работает, в ходе восстановления. Доступность компонента определена как вероятность его работы в случайном момент времени. Оценка размера доступности сделана, приняв во внимание среднее время восстановления в рабочем состоянии и среднее время в не рабочее состояние. Надежность может быть записана:

- среднее время в полной мере;
- среднее время восстановления.

Определение надежности компонента не рассматривает время восстановления. Т период определен, и надежность компонента определена как вероятность того в это время t , компонент остается в рабочем состоянии. Также другие лечения вероятности приняты, что компонент работает.

Конечно, интерпретация уровня надежности компонента определяет в свою очередь интерпретацию мер сетевой надежности. В остальных мы будем использовать вероятность рабочей способности или надежности, и мы не попытаемся интерпретировать его так или иначе.

Мы возьмем сеть G для отправной точки $= (V, E)$, в который V - ряд узлов или вершин и E - ряд ненаправленных краев или ряда сосредоточенных арок. Изучая модели последовательности для каждого $e \in E$ мы определяем надежность e (p_e) как PR [работы с e]. Изучая простые модели потоков (самые короткие пути), мы связываем способность se (de расстояние) с каждым $e \in E$. Мы интерпретируем p_e как вероятность того e работы, и имеет способность se (de расстояние), и $1 - p_e$, поскольку вероятность того e не работает и имеет способность 0 (расстояние одинаково до бесконечности). Изучая модели потоков (самые короткие пути) мы связываем распределение способности с рядом государств $\{se, я, pe, я\}$ (распределение расстояний $\{de, я, pe, я\}$) для $e \in E$. Здесь $pe, я$ - у вероятности того e будет способность $se, я$ (de расстояние, i).

Иногда, изучая сетевую надежность, удобно пройти к обобщенным случаям и рассмотреть последовательные двоичные системы счисления. Стохастическая двойная система SBS (стохастическая двоичная система счисления) - представляет систему, которая отказывается случайным способом от результата случайной неудачи его компонента. Каждый компонент от ряда сетевых компонентов T может принять один или другие ценности: работы, не работает. Структура системы описана функцией $\psi(S)$, определена для $S \in T$.

$$\psi(S) = \begin{cases} 1, & \text{если, когда } S \text{ работает, а } T - S \text{ не работает, система функционирует.} \\ 0, & \text{если, когда } S \text{ работает, а } T - S \text{ не работает, система не функционирует.} \end{cases}$$

Функция SBS последовательная, если $\psi(T) = 1$, $\psi(0) = 0$ и удовлетворен условие $\psi(S') \geq \psi(S)$ для $S' \in S$. Последняя собственность означает, что неудача любого из компонентов может только повредить к работе системы. Проблема вычисления выражения представляет интерес: $R_{el}(SBS, p) = Pr[\psi(S) = 1]$, где S - ряд рабочих компонентов, если тип распределения ψ известен (). Иногда мы рассматриваем проблемы надежности, где $pe = r$ для всего e , в этих случаях мы заменяем p r в примечании, данном выше. Для любой стохастической последовательной двоичной системы счисления (SCBS – стохастическая последовательная двоичная система счисления) мы определим ряд путей как ряд компонентов, какая рабочая способность означает работу системы в целом. Мы назовем минипроход - минимальный набор способов обеспечить удобство использования системы. Мы так же определим ряд сокращений как ряд компонентов, отказ которых вызовет отказ системы и минисекцию, которую мы назовем минимальным набором таких сокращений.

1.7 Факторы, влияющие на сетевую надежность

Сетевые меры надежности, которую мы изучаем, или вероятности определенных случайных событий или математические ожидания случайных переменных, которые зависят от структуры сети, расстояний и способности, связанной с участниками Э и вероятностями соответствующих событий. Мера рабочей способности оценивает надежность сети скорее некоторых критериев функционирования. Мы рассмотрим некоторые критерии функционирования. Например, в сетях с переключением пакетов как использование параметра средняя задержка, возникающая по доставке пакет или сообщение (RTT). Такие критерии можно рассмотреть как случайные переменные, поскольку они зависят от ряда рабочих арок от способности каждой арки или расстояния, которые являются случайными переменными. Если случайная переменная F критерия, то два класса мер рабочей способности рассматривают: $PR [F \leq a]$ или $PR [\geq a]$, вероятность достижения порогового значения, и Исключая $[F]$ математическим ожиданием для размера F .

Позвольте двум терминалам s и t и распределению способности (расстояния арки) быть установленными, мы определяем $FFLOW$ как размер макс. (s, t) - поток и $FRATN$ как размер самого короткого пути (s, t) . Мы рассмотрим следующие меры производительности:

- $FT(G,s,t,\{c_{e,i}, p_{e,i}\}, f_{thresh}) = Pr[\Phi_{FLOW} \geq f_{thresh}]$;
- $ST(G,s,t,\{d_{e,i}, p_{e,i}\}, l_{thresh}) = Pr [\Phi_{PATH} \leq l_{thresh}]$;
- $FE(G,s,t,\{c_{e,i}, p_{e,i}\}) = Ex[\Phi_{FLOW}]$;
- $SE(G,s,t,\{d_{e,i}, p_{e,i}\}) = Ex[\Phi_{PATH}]$.

Для этих мер, s относится к исходному узлу, а t - к терминальному.

2 Экспериментальная часть

Цель предварительных исследований - оценка работы платформы IMS в целях увеличения надежности системы.

Теперь обычное основание для дальнейшего развития сетей общественной телекоммуникации - понятие коммуникационных сетей следующего поколения – NGN, реализованный на основе различных технических решений как Softswitch и IMS.

Надежности сети IMS предоставляют следующие факторы: высокая масштабируемость, модульное расширение, поддержка оборудования различных производителей, быстрого развития и развертывания новых типов обслуживания, добавления новых типов обслуживания и элементов сети независимо от типа транспортной сети и способа доступа, низкой стоимости операции из-за эффективного использования сетевых ресурсов.

Технология IMS также стандартизирована в деталях теперь и описана в международных рекомендациях MSE-T, ETSI и других организаций.

Для достижения цели в экспериментах работы на установке, собранной согласно схеме, представленной в рисунке 2.1 Эксперименты, были сделаны, были сделаны, используя сервер (рисунок 2.2).

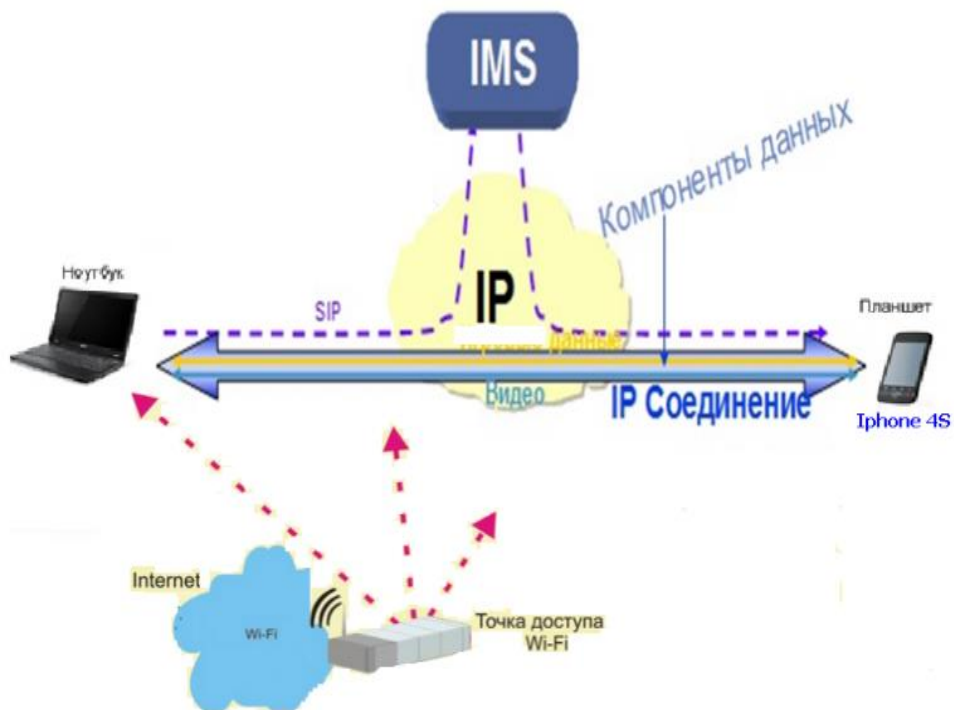


Рисунок 2.1 – Схема проведения экспериментов

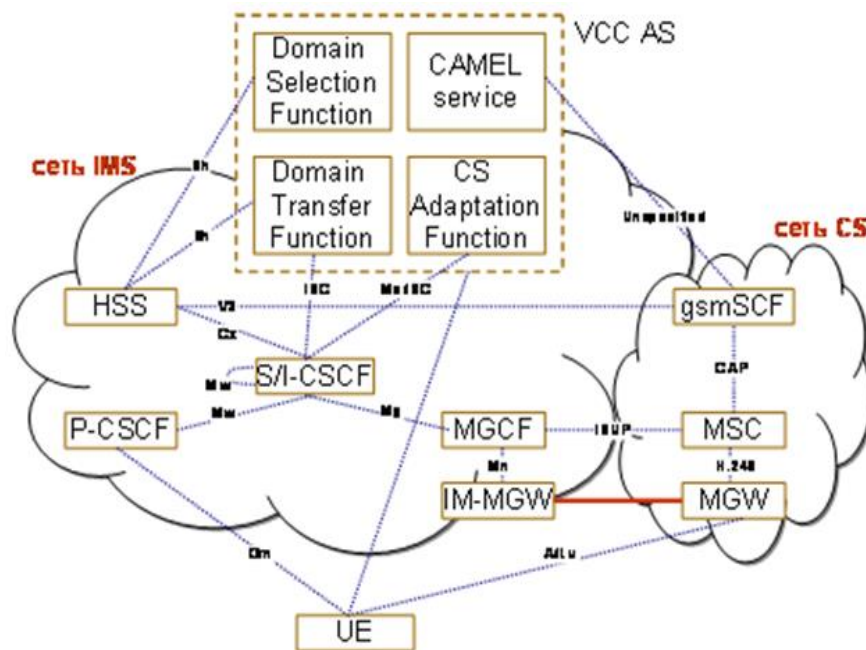


Рисунок 2.2 – Взаимодействие сервера VCC с элементами сети

Для очевидного представления результатов исполнения захвата пакетов и собрания выстрелов в программе Wireshark там возможность показа этой информации в форме графика передачи пакетов в единице времени. Результаты измерений представлены в таблице 1.

Таблица 2.1 – Результаты измерений во время предварительных исследований (wireshark программа соединяют фрагмент)

Время захвата пакетат, с	Количество принятых пакетов N	Скорость обработки пакетов W, пакеты/с	Общая длина пакетов L, бит
6300	48	369	1029
6320	2100	371	95
6340	2240	389	1384
6360	2620	391	1253
6380	2760	397	1389

На числа представлены 2.3 зависимости полной длины пакетов на количестве принятых пакетов. Из рисунка 2.3 это видимо, который с увеличением количества взятой общей длины пакетов уменьшается.

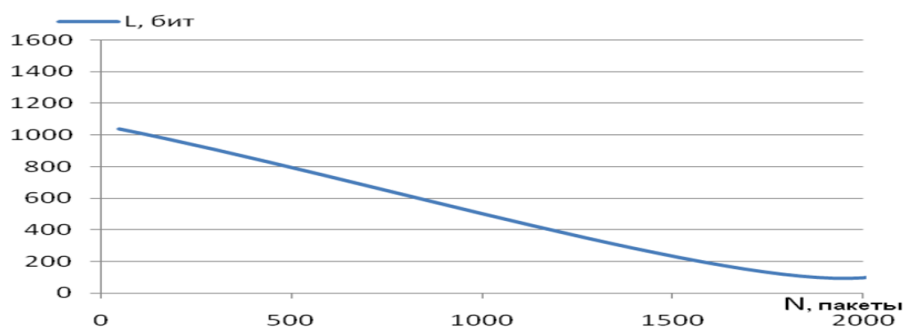


Рисунок 2.3 – Зависимость общей длины пакетов от количества принятых пакетов

На рисунки 2.4 представлена зависимость скорости обработки пакетов от общей длины пакетов.

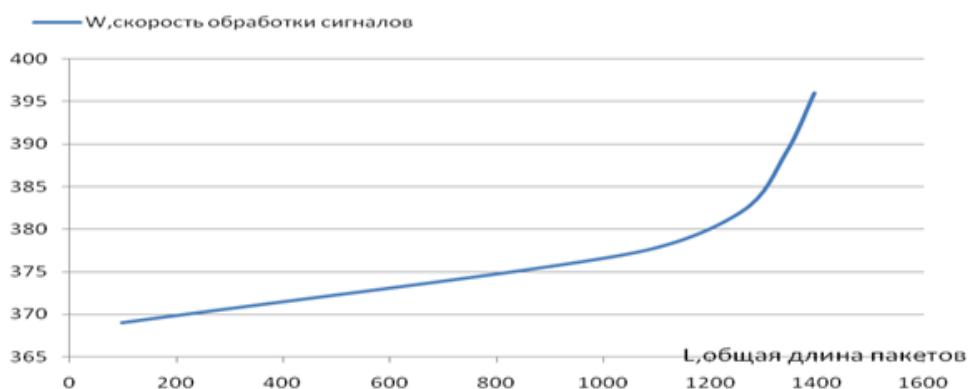


Рисунок 2.4 – Зависимость скорости обработки пакетов от общей длины пакетов

На числах 2.5 это - представленная зависимость скорости обработки пакетов на количестве взятых пакетов.

Возможно сказать, что с увеличением полной длины пакетов скорость обработки пакетов увеличивается и который с увеличением количества взятого упаковывает скорость обработки уменьшений.

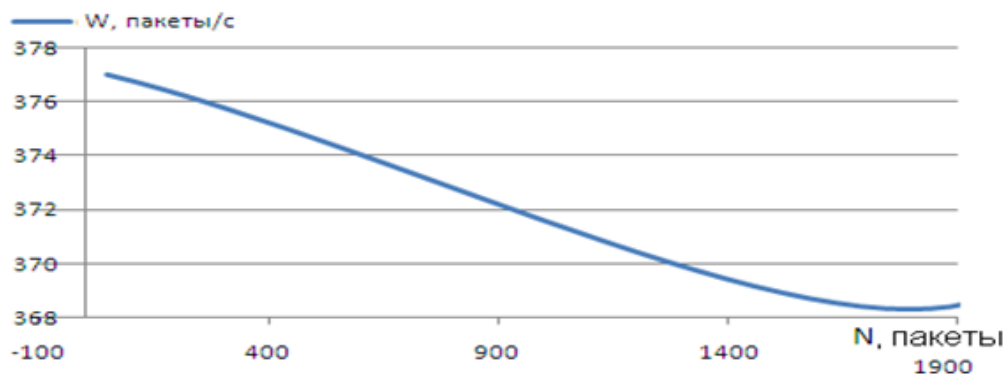


Рисунок 2.5 – Зависимость скорости обработки пакетов от количества захваченных пакетов

2.6 и 2.7 вычисления в цифрах груза служащего функционального элемента S-CSCF на программе Mathcad представлены.

Добираясь до сети IMS, все требования об обслуживании требований (сеансы связи) прибывают в служащий функциональный элемент S-CSCF. Этот сетевой элемент представляет сервер SIP, управляющий сеансом связи. Для исполнения функций он получает всю информацию об установленной связи и потребованном обслуживании от других сетевых элементов сети.

Функции элемента управления требованиями и сессиями CSCF (I-CSCF, P-CSCF и S-CSCF), может иметь различное физическое разложение, которое является, они могут быть поняты как в форме однородного блока (сервер), обладающий всеми возможностями и представлять ряд устройств (серверы), каждый из которых ответственен за реализацию конкретной функции. Независимо от физической реализации протокол управления сеансами связи остается стандартным – чтобы SIP. Отказ автоматизированного рабочего места (предельный узел) создает проблемы это пользователю, другие интернет-пользователи, скорее всего, не заметят его, но отказ сервера затронет работу всех его клиентов, включая отдаленный. Выход из эксплуатации маршрутизатора (если это - узел транзита) может оказать влияние на работу целой области. Отсюда это видимо, которые отделяют узлы к *nodupro*-разному, чтобы влиять на сеть, функционирующую в целом. Даже в классе серверов возможно ассигновать группы различного влияния на уровне надежности. Очевидно, что это может оказать влияние на надежность сети не только оборудование или OS, но также и примененные программы.

На числах 2.6 зависимости транспортного ресурса между сервером ресурсов СММ MRF и элементом S-CSCF от среднего числа SIP сообщений представлены в обслуживании одного требования между КАК и S-CSCF.

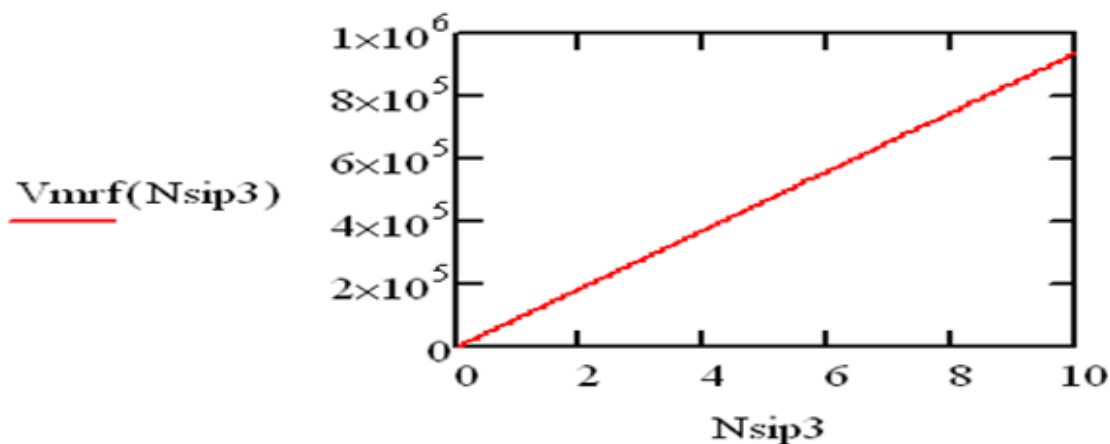


Рисунок 2.6 – Зависимость транспортного ресурса между сервером медиаресурсов MRF и элементом S-CSCF от среднего число SIP сообщений при обслуживании одного вызова между AS и S-CSCF

На числах 2.7 это - представленная зависимость генерал транспортного ресурса для служащего функционального элемента S-CSCF от транспортного ресурса между серверами приложений (AS) и элемента S-CSCF.

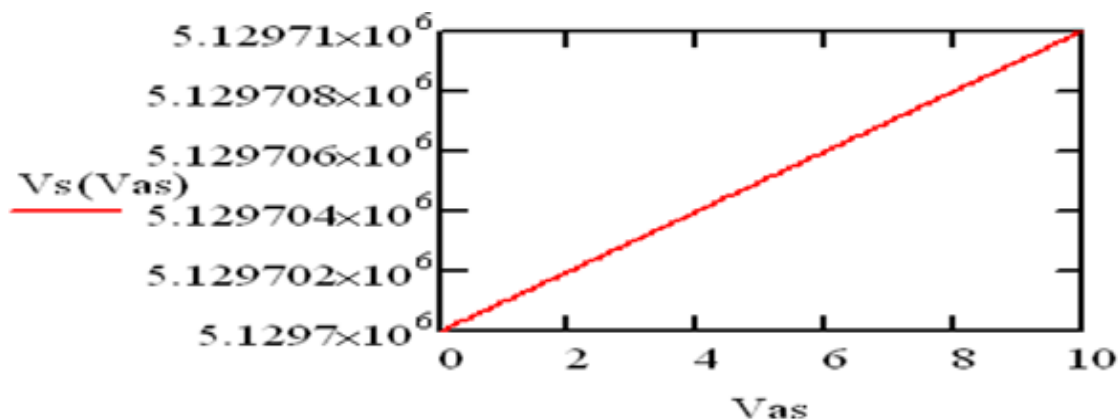


Рисунок 2.7 – Зависимость общий транспортного ресурса для обслуживающего функционального элемента S-CSCF от транспортного ресурса между серверами приложений (AS) и элементом S-CSCF

3 Расчетная часть

3.1 Методы Монте-Карло

Из-за чрезвычайной сложности точных вычислений различных особенностей надежности и невозможности для многочленных алгоритмов, чтобы выделить твердые ограничения этих особенностей, необходимо

адресовать к моделированию методов в целях получения точных оценок. У этого, конечно, есть цена – у полученных оценок есть некоторый уровень неуверенности. Несмотря на него, этот недостаток обычно вполне оправдывается благодаря тому моделированию, позволяет получать лучшие результаты по сравнению с детерминированными методами. Из-за довольно простой структуры этих проблем довольно естественно использовать сильные и хорошо изученные методы Монте-Карло к моделированию стохастического поведения системы.

3.1.1 Схема генерации событий

Мы сначала войдем в примечание, которое будет использоваться в этой секции. Позвольте (Φ, p) конкретному примеру проблемы надежности с вектором компонентов эксплуатационных вероятностей $p = (p_1, \dots, p_m)$ (пополудни). Позвольте $q = (q_1, \dots, q_m) = (1-p_1, \dots, 1-p_m)$ быть вектором 0 вероятностей, мы будем определять вероятность этого, конкретный вектор x как $P(x)$:

$$P(x) = \prod_{x_e=1} p_e \prod_{x_e=0} q_e, \quad (1)$$

Мы интересуемся получением оценки \hat{R} для истинной надежности системы $R = \Pr[F=1]$.

Простой метод поколения событий довольно прямолинеен. Набор от K векторам, $k=1, \dots, K$, сформирован k распределения P , получив знак независимых псевдослучайных событий \hat{U}_{kj} , $k=1, \dots, K$, $j=1, \dots, m$ от однородного генератора случайных чисел и последующей установки:

$$x_j^k = \begin{cases} 1 & \hat{U}_{kj} \leq p_j \\ 0 & \hat{U}_{kj} > p_j \end{cases}, k=1, \dots, K, j=1, \dots, m. \quad (2)$$

Позвольте, число векторов x_k , для которых $F(x_k) = 1$. Тогда не перемещенная оценка для R - $\hat{R} = \sum_{k=1}^K F(x_k) / K$, и его изменение ограничено от вышеупомянутого R $(1-R)/K$. Сокращение этого изменения может быть получено различными методами поколения событий Монте-Карло, такими как *antitetichesky* путь, с управляемыми случайными переменными, и также посредством условного, приоритета и выбора слоя слоем.

3.1.2 Метод даггера

Метод поколения событий кинжала развил Кумamoto и можно рассмотреть как "m- мерное" расширение антитетического пути. Идея, которая является генералом для нескольких методов Монте-Карло, состоит в рассеивании отдельных неудач на краях так, чтобы перетестирование было минимизировано. Процедура описана ниже.

Поколение событий на методе кинжала:

- позвольте (N_e : EOE), вектор целых чисел, выбранных в пропорции q_e ;
- мы производим вектор событий размер K^* так для каждого края e последовательность K^* , повторения могут быть разделены в N_e подблоков размера K^*/N_e ;

- для каждого края e мы выбираем случайным способом повторение в каждом из подблоков N_e для того края, для которого тест был неудачен. В результате набор неудач для повторений K^* , для которого частота неудач на каждом из краев пропорциональна среднему значению частоты неудач этого края, оказывается;

- мы делаем финал передает повторения K^* , вычисляя среднюю долю повторений, соответствующих к работе системы. Это число не перемещено оценка R .

3.1.3 Метод использующий анализ упорядочивания ребер графа

Метод последовательного строительства/разрушение основан на анализе заказа краев количества. Сначала все края находятся в нерабочем государстве, затем края "последовательно восстанавливаются", т.е. переход в рабочее состояние один позади другого в указанном заказе до всех системных проходов в операционное государство. Оценка надежности определена, который, что является временем, это требуется, чтобы система, чтобы стать эффективным. Это позволяет получать лучшую оценку, чем наивный метод.

Пространство событий для последовательного метода строительства состоит из пары (x, p) , где x - вектор условия системы и $p = (p(1), \dots, p(m))$ являются изменением индексов краев E , такой, что для некоторого индекса k мы имеем: $x_{p(1)} = \dots = x_{p(k)} = 1, x_{p(k+1)} = \dots, x_{p(m)} = 0$.

Если вектор государства x выбран согласно заказанным вероятностям государства, и изменения p выбраны независимо и однородно относительно всех подходящих изменений, то вероятность реализации конкретной пары (x, p) равна:

$$\begin{aligned} P(x, p) &= \frac{P(x)}{k!(m-k)!} \\ &= \frac{1}{m!} \binom{m}{k} P(x), \end{aligned} \quad (3)$$

где k равен числу рабочих элементов в x . Метод последовательных событий проектирования переходит, и рассматривает в то же время набор P всех возможных пар государств (x, p) $p =$ и x , скоординированный с в пределах выше данных критериев. Ценность надежности ряда тестов (образец) является условной вероятностью работы системы, принимающей во внимание P , то есть, отношения суммы вероятностей пар (x, p) $O P$ для который $F(x) = 1$, к вероятности P . Детали даны ниже.

Метод последовательного проектирования:

- выбираем образец перестановки $\hat{\pi} = (\hat{\pi}(1), \dots, \hat{\pi}(m))$ из набора перестановок $\{1, \dots, m\}$. Определяем векторы $x^{(k)}$, $k=1, \dots, m$ как $x_{\hat{\pi}(1)}^{(k)} = \dots = x_{\hat{\pi}(k)}^{(k)} = 1$, $x_{\hat{\pi}(k+1)}^{(k)} = \dots = x_{\hat{\pi}(m)}^{(k)} = 0$;
- определяем первый индекс $r=0, \dots, m$, для которого $\Phi(x^{(r)})=1$;
- вклад \tilde{R} в оценочный параметр R тогда:

$$\begin{aligned} \tilde{R} &= \frac{\sum_{k=1}^m \Phi(x^{(k)}) \rho(x^{(k)}, \tilde{\pi})}{\sum_{k=1}^m \rho(x^{(k)}, \tilde{\pi})} \\ &= \frac{\sum_{k=1}^m \binom{m}{k} P(x^{(k)})}{\sum_{k=1}^m \binom{m}{k} P(x^{(k)})} \end{aligned} \quad (4)$$

– складываем набор значений \tilde{R} и делим на число выбранных перестановок набора. Это является несмещенной оценкой R .

У оценки, полученной для каждого выбранного изменения от набора, есть меньшее изменение, чем полученный для одного образца в наивном алгоритме. Самые большие вычислительные усилия потрачены на стадии 2, и она сильно зависит, потому что, поскольку быстро возможно обновить стоимость $F(x(k))$, т.е. это - как легко возможный определить функциональность системы краями восстановил один позади другого. Мы заметим, однако, что восстановление краев должно быть сделано только, пока система не становится абсолютно функциональной (в предположении о возможности соединения системы), поскольку дальнейшее восстановление краев количества не изменит рабочее состояние системы. Таким образом объем выполненной работы может быть намного меньше, чем заказ m . В случае надежности коннективности было показано, что определение индекса r может быть выполнено почти также легко как определение $F(x)$ для одной стоимости x , таким образом, последовательные выборы окажутся по той же самой цене что один выбор в наивном методе. Наконец, в равных вероятностях отказов для краев мы извлекаем дополнительную пользу из этого знаменатель для стадии 4 (см. выше), всегда равно в выражении 1, которое уменьшает объем вычислений.

Возможно развить метод разрушения, подобный методу проектирования, данного выше, начавшись при условии, что все компоненты работают, и, разрушая края (коммуникация), пока система не терпит неудачу. Это может иметь преимущество в ситуации, когда система имеет тенденцию терпеть неудачу в отказе небольшого количества коммуникаций так меньшее число повторений разрушения, чем повторения проектирования в процессе возвращения выполнены.

3.1.4 Метод использование ограничения

Это - сильный гибрид классических тестов на приоритет и схемы Монте-Карло с управляемыми случайными переменными. Метод может быть применен в принципе к любой проблеме надежности, где системная функция F связана с более низкой ограничивающей функцией коммуникации FL и вершины, ограничивающей функцию FU , FU наличие следующих свойств $FL(x) \leq F(x) \leq FU(x)$ для каждого вектора государства x . Для $k = 0, \dots, m$ и любые ценности для первого k компонент x , ценности могут быть вычислены в пределах многочленной оценки:

$$\begin{aligned} R_k^L(x^{(k)}) &\equiv \Pr[\Phi^L = 1 | x_1 = \hat{x}_1, \dots, x_k = \hat{x}_k], \\ R_k^U(x^{(k)}) &\equiv \Pr[\Phi^U = 1 | x_1 = \hat{x}_1, \dots, x_k = \hat{x}_k]. \end{aligned} \quad (5)$$

Ценности - также безоговорочные вероятности рабочей способности к ограничению FL и функции FU и могут обычно вычисляться с привлекательностью простых алгоритмов. Для метрик ненаправленного количества, однако, ценности могут быть также получены вычислением ценностей и на, счет, где то все, края e_k , для который, и сжатие всего края e_k , для которого удалены. Таким образом вычисление этих размеров не более трудное, чем вычисление безоговорочных вероятностей.

Ценности и 1 - представляют легко вычисленные размеры для случаев, когда структурная функция F знала ценности. Метод испытаний, который основан на ограничениях, выбирает события из другого пространства.

в пропорции к их вероятности для начального пространства. Известную вероятность для пространства, где тесты не выполнены, т.е. где $FL(x) = 1$ или $FL(x) = 0$, рассматривают в оценке надежности R для пространства тестов X . Полученный приз находится в прямой пропорции к доле начальной вероятности, которая оставлена для тестов в X . Соответствующая схема Monte-Carlo дана ниже.

Метод испытаний, который основан на ограничениях:

– берутся события $\hat{x} = (\hat{x}_1, \dots, \hat{x}_m)$ из пространства испытаний X путем последовательного розыгрыша для $k=1, \dots, m$ компонент состояния \hat{x}_k с операционной вероятностью:

$$\begin{aligned} \hat{p}_{e_k} &= \Pr[x_k = 1 | x_1 = \hat{x}_1, \dots, x_{k-1} = \hat{x}_{k-1} \quad \text{and} \quad \Phi^U(x) = 1, \quad \Phi^L(x) = 0] \\ &= \left[\frac{R_k^U(x^{(k-1)}, 1) - R_k^L(x^{(k-1)}, 1)}{R_{k-1}^U(x^{(k-1)}) - R_{k-1}^L(x^{(k-1)})} \right] \hat{p}_{e_k} \end{aligned} \quad (6)$$

– вычисляем пропорцию \hat{R} тех испытаний, для которых $\Phi(x)=1$. Число $R_0^L + \hat{R}(R_0^U - R_0^L)$ теперь является несмещенной оценкой R .

Простой пример этой схемы использует тот факт, который для любых векторных государств, по крайней мере, g элементов должен работать, от которого должна отказаться обработанная система и, по крайней мере, g элементов, чтобы системы я потерпел неудачу где g к одинаково минимальному числу путей к системе и g к минимальному числу сокращений (разрывы) для системы. Теперь мы определяем $FU(x)$ равный 1, когда, по крайней мере, g элементов от работы x , и 0 иначе, мы также определяем $FL(x)$ равный 0, когда по крайней мере g элементов x отказался, и 1 иначе. Вычисления RL и RU - проблемы определения надежности k -from- m , который, как мы знаем, иметь эффективные алгоритмы вычисления вероятности, и пространство тестов X является пространством векторов государства x , наличия, по крайней мере g , но это не больше, чем $m-g$ рабочих элементов. Ограничения на число проходов/сокращений, может использоваться для получения эффективной схемы Monte-Carlo, которая основана на ограничениях. Здесь, если C_1, \dots, C_r - отдельные сокращения и P_1, \dots, p_s - отдельные проходы, то:

$$\Phi^L(x) = \begin{cases} 0, & \text{если любой из наборов разрезов } C_1, \dots, C_r, \text{ не работает} \\ & 1 \text{ в противном случае} \end{cases},$$

$$\Phi^U(x) = \begin{cases} 1, & \text{если любой из наборов проходов } P_1, \dots, P_s, \text{ работает} \\ & 0 \text{ в противном случае} \end{cases}.$$

Значения R_0^L и R_0^U могут быть вычислены, и это распространяется также на расчет $R_x^L(x^{(k)})$ и $R_x^U(x^{(k)})$.

3.1.5 Метод покрытия

Точность схем Монте-Карло, данного выше обычно, оценивается на изменении оценки. Оценка изменения в каждом случае появляется примерно равный a/K , где K - число тестов, и a - некоторая константа, которая зависит от R и типа сделанных тестов. Таким образом грубое аналитическое сравнение этих оценок может быть сделано на основе относительных значений a . Действительный размер изменения зависит от многих других факторов, и в линейном сокращении K_0 времени тестов может стать важным. Таким образом сравнения фактически должны быть сделаны на эмпирической основе.

Метод покрытия развит Карпом и Луби и основан на более твердом критерии, требующем большую эффективность от схемы Monte-Carlo. В частности позвольте e , и d - положительные скаляры. Мы предположим, что хотим вычислить, некоторый родственник измеряют R имеющий значение и позволяют, результат оценки R некоторые схемы Monte-Carlo. Тогда оценка $e-d$ приближение для R , если:

$$\Pr\left[\frac{|R - \hat{R}|}{R} > \varepsilon\right] \leq \delta \quad (7)$$

Схему Monte-Carlo называют как полный полиномиал *randomizovannu* приближение FPRAS, если, кроме того, у времени получения оценки есть заказ $e-1$, регистрация $(d-1)$. Примерно разговор, FPRAS - алгоритм, который эффективно выполняет оценку R , относительная ошибка которого с высокой вероятностью может быть гарантирована маленькая.

Схема Monte-Carlo Карпа-Луби - фактически гибрид методов приоритета и выборов слоя слоев, и использует минисокращения системы для улучшения наивной схемы выборов. Чтобы держать совместимость со статьей Карпа-Луби, мы рассматриваем вычисление $R = \Pr [F=0]$, т.е., вероятность отказа системы, даже если возможно развить подобную схему с точки зрения работы системы. Идея построить в наборе F событий отказов универсальное взвешенное пространство (U, w) - где w - неотрицательная функция веса для элементов U , которые удовлетворяют к следующим критериям:

- $w(F) = \Pr(F) = R$, $w(U)$ эффективно вычисляемо (т.е. за полиномиальное время), выборка событий может быть эффективно осуществлена из U с вероятностью, пропорциональной их весу;

- можно эффективно распознать, когда элемент из U принадлежит также и F ;

- $w(U)/w(F)$ ограничено сверху некоторой величиной M для всех случаев класса задач.

Тогда ясно, что, если выбор U выполнен и оценка умножением доли этого выбора, который содержит в F $w(U)$ определен, затем не перемещен оценка R . Это установлено, что для любых положительных скаляров ε и d , если сумма выбора равна, по крайней мере, $M \ln(2/d) \geq 4.5/\varepsilon^2$, то приходящая оценка - $\varepsilon-d$ приближение для R . Другими словами, эта схема выбора - FPRAS.

Теперь мы рассмотрим закрывающий метод с точки зрения его использования для проблемы надежности (s, t) - возможность соединения, хотя та же самая техника может быть применена для широкого диапазона ситуаций. Позвольте (G, s, t, p) проблемный пример надежности (s, t) - возможность соединения, и позвольте C , минимальный набор (s, t) - сокращается для G . Мы определяем универсальное взвешенное пространство U , который состоит из пар (x, C) , где x - вектор государства, $K \in C$ и $h_e = 0$ для всего $e \in OS$. Вес приписал каждой паре (x, C) это - просто равный $P(x)$. Теперь каждое условие отказа x система отражено в элементах U так многие время, сколько требуется мини-сокращения для отказа x . Чтобы F вошел в U , необходимо приписать всем x уникальную $K \in C$. В проблеме (s, t) - возможность соединения это сделано посредством нахождения ряда элементов, которые могут быть достижимыми от s до рабочих краев (принимая во внимание x) и установки $S^{3/4}S(x)$ соответствие краям их X в

$V \setminus X$. Элементы F появляются теперь в U , > как (x, C) , такой, что $S=S(x)$ и элементы U могут быть определены в течение долгого времени, соответствуя элементу F проверкой условия $S=S(x)$. Закрывающий метод для задачи (s, t) - возможность соединения рассматривают ниже.

Метод покрытия:

- определяем множество C набора (s,t) -разрезов G . Для каждого $CO C$ вычисляем $w(C)=\prod_{e \in OC} q_e =$ полному весу всех элементов U со второй компонентой, равной C , и затем вычисляем $w(U) = \sum_{CO C} w(C)$;

- осуществляем выборку элементов (x,C) из U в пропорции их весов при первом розыгрыше C из C с вероятностью $w(C)/w(U)$ и затем производим розыгрыш x путем установки $x_e=0, e \in OC$, и приписав другим компонентам x значения согласно их вероятностям;

- вычисляем долю \hat{R} , когда событие (x,C) имеет $C=C(x)$. Тогда $\hat{R} = \hat{R}_w(U)$ является несмещенной оценкой R .

Схема, которую рассматривают выше, не является FPRAS по двум причинам. Во-первых, необходимо пронумеровать все сокращения набора C , и власть набора становится показательной с ростом объема задачи. Во-вторых, условие ограничения для $w(U)/w(F)$ не удовлетворено для общих случаев задачи. Карп и Luby, однако, изменил процедуру, описанную выше для случая проблем надежности (s, t) - возможность соединения, где колонки G плоские и однонаправленные, и ограничение соединяются ко множеству и полной вероятности, и также условие ограничения от вышеупомянутого PEOS $(1+q_e)$ удовлетворено некоторыми, фиксировал M .

Мы не вдаемся в подробности здесь, главная идея состоит в расширении C , чтобы включать сокращения, которые являются "почти минимумом" так, чтобы связанное пространство U определило выше удовлетворенного к потребованным свойствам, принимающим во внимание F . Самолет G используется, чтобы позволить эффективный выбор элементов расширенного пространства U с правильными вероятностями, так, чтобы измененная схема проблем надежности (s, t) - возможность соединения стала FPRAS.

3.1.6 Способы оценка коэффициентов полиномов надежности

Одна из проблем соединилась с методами, которые рассмотрели, все еще то, что они только оценивают надежность для единственного вектора вероятностей p . Большой интерес часто представляется оценкой функциональной формы полиимени вероятности. Становится особенно важно, когда все равны вероятности отказа коммуникаций (края) p , таким образом, надежность системы может быть записана, поскольку это представлено в разделе 2 - в одной из двух многочленных форм:

$$\begin{aligned}
\text{Rel}(p) &= \sum_{i=0}^{\infty} F_i p^{m-i} (1-p)^i \\
&= p^j \sum_{i=0}^{\infty} H_i (1-p)^i
\end{aligned}
\tag{8}$$

В этом случае более полезная схема Monte-Carlo состояла бы в том, что, который оценивает каждый коэффициент F_i или H_i , тогда эти оценки могли использоваться для получения ценности надежности для любого размера набора p .

Не 1 и Колберн исследовал проблему надежности всех терминалов, и предложите схему оценки коэффициентов Привет для этой задачи. Поскольку сумма коэффициентов Привет равна числу деревьев в колонке G , вопреки числу связанных наборов G , который равен сумме коэффициентов F_i , тогда число государств, дающих вклад в оценки коэффициентов Привет, намного меньше, чем какой потребности играть для оценки коэффициентов F_i . Мы предположим что $U = \{[Литий, U_i] \mid i=1, \dots, b\}$ некоторое покрытие F -комплекса G . Из определения Привет как я мощности L_j , следует за этим для любого однородного выбора интервалов $[L_j, U_j]$ в U , пропорции L_j власти, я не перемещенная оценка Привет. Нэль и Колберн развили этот подход, чтобы получить технику для однородного выбора ряда интервалов начального покрытия F -комплекса G , который основан на однородном выборе деревьев коммуникации в G .

Описание функции надежности, когда есть отказы в связях, проблематично, поскольку у многочленной формы есть показательное большое количество участников. Мы предположим, что должны знать надежность R , как функция вероятностей удобства использования p_1, \dots, p_k выбранного набора от k краев колонка e_1, \dots, e_k , в вероятностях бетона набора рабочей способности к другим краям e_{k+1}, \dots , их. Теперь мы вычисляем "коэффициенты" частичного описания надежности, понимая выбор тестов слоя слоем (или условных тестов, в зависимости от точки зрения). Процедура смотрит следующим образом: для каждого вектора государства для краев e_1, \dots, e_k , мы делаем выбор слоя государств, где края $i=1, \dots, k$ и другие края работают согласно их вероятностям набора. Мы после этого вычисляем оценку для связанной надежности. То, когда коммуникации функционируют независимо, выбор слоя слоем - довольно простые, но другие способы улучшения, описанного ранее в этой секции, может использоваться скорее часто. Оценка для потребованной функциональной формы для R может быть записана во взгляде теперь:

$$\hat{R} = \sum_{\vec{x}^{(k)} \in \{0,1\}^k} \prod_{i: x_i=1} p_i \prod_{i: x_i=0} q_i \hat{R}(\vec{x}^{(k)})
\tag{9}$$

Поскольку это - описательный размер, эта функциональная форма полезна при измерении "критичности" коммуникаций, для которых функция определена, проверяя производное влияние на функцию изменений определенный компонент надежности. Хотя много внимания в теории надежности обращено на меры критичности, эта сторона идет вне рассмотрения этой главы. Следует из нашего обсуждения, что методы Монте-Карло развивались и использовались независимо от развития ограничений, однако мы подчеркнем, что ограничения и подходы Монте-Карло более эффективные, когда разделены.

3.1.7 Анализ работоспособности, стохастические потоки и длины путей

Преыдушие разделы касались мер связности. В контексте коммуникационных сетей базовым предположением для этих мер является то, что до тех пор, пока между двумя узлами имеется соединение, они беспрепятственно могут обмениваться данными. Во многих практических постановках задач это совсем не так. В частности, такие параметры как задержка, длина пути, полоса пропускания и прочее может иметь жизненную важность: сеть не просто должна быть связанной, она должна обеспечивать определенный уровень функциональности. Эта точка зрения ведет к разработке мер работоспособности. Чтобы изучать такие меры, нужна дополнительная информация, такая как длины, пропускные способности каналов, сопряженные с компонентами сети. Кроме того, возможно, что должна быть представлена информация, характеризующая загрузку сети, например, набор требований к трафику между определенными узлами сети. Вообще, объявление ценности такой информации изменяет природу проблемы надежности от вероятностной характеристики состояний типа «исправен/сломан» к оценке, включающей в себя множественные состояния системы и ее компонент. Во многих случаях это просто приводит к более комплексному варианту проблемы двух состояний, но это также включает задачи определения усредненного поведения и/или к введению «непрерывных» состояний и системных переменных, которые требуют существенно других методик решения. Мы обращаемся с этим более общим типом проблемы надежности, как с проблемой многих состояний и намерены ввести меры работоспособности, а также некоторые другие меры. Преыдушие секции коснулись мер по возможности соединения. В контексте коммуникационных сетей основное предположение для этих мер состоит в том, что до между двумя узлами есть связь, они могут свободно обмениваться данными. Во многих практических заявлениях задач это абсолютно не так. В частности такие параметры как задержка, длина пути, полосы пропускания и другого могут иметь огромное значение: сеть не просто должна быть связана, она должна обеспечить определенный уровень функциональности. Эта точка зрения проводит к развитию мер рабочей способности. Чтобы изучить такие меры, дополнительную информацию, такие как длины, мощности каналов,

соединявших к сетевым компонентам, необходимы. Кроме того, возможно, что информационная погрузка характеристики сети, например, ряд требований к движению между определенными узлами сети должна быть обеспечена. В целом объявление о ценности такой информационной проблемной природы надежности изменений от вероятностной особенности условий типа "пригодно к эксплуатации/сломанный" к оценке включая многократные условия системы и ее компонента. Во многих случаях это просто приводит к более сложному выбору проблемы двух государств, но это также включает проблемы определения среднего поведения и/или к введению "непрерывных" государств и системных переменных, которые требуют значительно другие методы решения. Мы обращаемся с этим более общим типом проблемы надежности как с проблемой многих государств и намереваемся войти в рабочие полные меры, и также некоторые другие меры.

Общий формат для проблем сетей со многими государствами рассматривают в этой статье следующим образом:

У нас есть сеть $G = (V, E)$ с рядом случайных переменных $\{X_{\text{сенон}}: \text{ЕОЕ}\}$, соединявший к коммуникациям (края) этой сети. Стоимость, выделенная случайной переменной края, представляет параметр, такой как длина пути, способности или задержки. В большей части этой секции мы предположим, что каждая случайная переменная коммуникации может принять q дискретных ценностей. Во многих ситуациях случай, когда $q=2$ (система с двумя государствами) представляет довольно реалистическую модель. Здесь обычно, чтобы назвать состояния "плохими" и "хорошими". В случае "хороших" государственных коммуникационных работ с указанной способностью, длиной, и т.д., и в случае "плохого" состояния - не работает канал, имеет нулевую способность, бесконечная длина и т.д. (Случайные переменные могут быть также приписаны вершинам количества сети, чтобы характеризовать требования в способности или задержку сетевого узла. Мы не касаемся этих моделей, за исключением упоминания о здесь, что они часто моделируются как проблема со стохастическими параметрами коммуникаций). Соблюдение вектора к случайным переменным коммуникации системы установлено стоимостью, которая представляет некоторые метрики удобства использования системы. Таким образом ценность условия системы характеризуется случайной переменной, распределение которой - сложная функция распределения ценностей отдельных параметров. Цель проблемы оценки систем со многими государствами - вычисление или оценка некоторых особенностей случайной переменной, описывающей условие системы. Это может означать полное описание распределения условия системы, вероятность этого достигнет определенного порога удобства использования системы, и также среднего числа, изменения или выбранные моменты распределения условия системы.

В контексте анализа рабочей способности мы интерпретируем как рабочую способность метрики, когда сеть находится в государстве. Типичные метрики рабочей способности включают число потерянных вызовов для сетей

с переключением каналов и задержками пакетов или сообщений для сетей с переключением пакетов. Чтобы оценить эти метрики, необходимо соединить некоторый выбор многократного алгоритма параметра контроля потока. Относительные метрики рабочей способности представляют математическое ожидание F и вероятностью которого F это больше или равно или меньше или равно определенному порогу.

Мы начнем с описания метода самых вероятных государств, простого универсального метода вычисления вершины и понизим границы практически любых мер надежности. Эта техника часто используется для анализа рабочей способности. В других подразделах дан более подробный анализ работы в трех сферах: самый короткий путем, максимальные потоки и сети PERT. Мы рассматриваем эти проблемы как элементарные примеры в пределах трех важных классов проблемы надежности систем с большим количеством государств. Наша точка зрения находится на иллюстрации того, как всесторонняя работа с метриками возможности соединения может быть адаптирована к многократному контексту параметра. Мы также чувствуем, что эта работа может сформировать основание для анализа более трудных многократных метрик параметра.

3.1.8 Метод наиболее вероятных состояний

Метод самых вероятных государств - ограничивающая процедура, которая может быть применена к довольно общему классу многократных проблем параметра. Единственное требование - эффективное вычисление F . Мы описываем его применение к метрике удобства использования $PR [FJA]$. Приложение к $E [F]$ выполнено так же. Мы предположим, что условия сети заказаны, где $s = qn$, такие что. Метод самых вероятных государств основан на нумерации государств в этом заказе. Важность использования этого заказа состоит в том, что процесс может быть вместе с хорошим ограничением ранее. Мы определим $lpf(k)$ и $upf(k)$ как ниже и главное ограничение, для. Вершина и более низкие ограничения обычно используются здесь в качестве легко вычисляемых, и, фактически, в большинстве случаев являются тривиальными границами, которые не зависят от k . Для систем с двумя государствами, если p_e равен вероятности "хорошего" состояния для края e , и q_e - вероятности "плохого" состояния для края e , типичное предположение, которое служит $p_e \geq q_e$ в качестве q_e и в результате таким образом, мы можем установить $lpf(k)$ для всего k . Ограничения для самых вероятных государств определены как:

$$\begin{aligned}
 LP_{\Phi} &= \sum_{k=1}^{\bar{k}} \Phi(\bar{x}_k) \Pr[\bar{x}_k] + (1 - \sum_{k=1}^{\bar{k}} \Pr[\bar{x}_k]) lp_{\Phi}(\bar{k} + 1) \\
 UP_{\Phi} &= \sum_{k=1}^{\bar{k}} \Phi(\bar{x}_k) \Pr[\bar{x}_k] + (1 - \sum_{k=1}^{\bar{k}} \Pr[\bar{x}_k]) up_{\Phi}(\bar{k} + 1)
 \end{aligned}
 \tag{10}$$

Здесь может динамично быть определен на основе некоторого критерия остановки. Самый типичный критерий - требование этого, различие между вершиной и более низкими ограничениями заключается в допустимых пределах. Ниже и главное ограничение для математического ожидания метрики могут быть определены так же.

Sanso и Saumis предположили, что вместо того, чтобы нумеровать на самых вероятных государствах, намного лучше выполнить нумерацию на "самом важном" для государств. Аргумент - то, что в некоторых ситуациях определенные невероятные государства, которые не могут быть пронумерованы, имеют большое влияние на метрики удобства использования системы. Такие государства могут соответствовать ситуациям, в которых система показывает худшую рабочую способность. В частности возможно это не достаточно, но это может быть очень большим или очень мало. Это особенно важно при вычислении ограничений $E[F]$.

3.1.9 Элементарные свойства систем с большим числом состояний

Другая часть этой задачи будет посвящена анализу следующих трех проблем многих государств:

- кратчайший путь;
- исходные данные: Граф $G=(V,E)$ с вершинами s и t ;
- случайный параметр: L_e = длина ребра e ;
- системная величина: Φ_{PATH} = кратчайший путь от s до t ;
- максимальный поток;
- исходные данные: Ориентированный граф $G=(V,E)$ с вершинами s и t ;
- случайный параметр: C_e =пропускная способность связи e ;
- системная величина: Φ_{FLOW} = максимальный поток (s,t) в G ;
- работоспособность сети PERT.

Исходные данные: сосредоточенный граф без схем $G = (V, E)$ с продолжающейся вершиной s и входа t вершина.

Случайный параметр: T_e = время конца задачи связалась с краем e .

Системный размер: F_{PERT} = минимальное время конца проекта, когда проект начинается в пункте s и концов в t и где никакая задача не может быть начата в v вершине до всех задач, соединявших к v , не полны. Это условие может быть скопировано во взгляде: $F_{\text{PERT}} = k$ длине самого длинного пути с T_e , представляющей длины краев от s до t .

Более обработанные модели могут включать информацию, как о стоимости и способности (случайные переменные или детерминированный) и самые различные метрики особенностей системы. Некоторые примеры - стохастические варианты минимальной стоимости потоков, лучшего соблюдения или минимального дерева коммуникаций. Эта секция сконцентрирует внимание на названный выше, чем три модели.

У всех вышеупомянутых проблем есть особый случай, который в точности соответствует метрикам надежности возможности соединения $Rel2$

(G, s, t, p) . В частности каждый параметр коммуникации принимает ценности 0 или 1 соответствие рабочему состоянию коммуникации в двойном представлении. Функция надежности (s, t) - у возможности соединения есть тогда следующая интерпретация:

– кратчайший путь: Если обрыв связи соответствует $L_e=1$, а рабочее состояние связи соответствует $L_e=0$, тогда $Rel_2(G,s,t,p)=Pr[\Phi_{PATH}=0]$;

– максимальный поток: Если отсутствие связи соответствует $C_e=0$, а рабочее состояние - $C_e=1$, тогда $Rel_2(G,s,t,p)=Pr[\Phi_{FLOW} \geq 1]$;

– работоспособность сети PERT: Если обрыв связи соответствует $T_e=0$, а рабочее состояние связи соответствует $T_e=1$ и каждый путь в G имеет идентичную длину n , тогда $Rel_2(G,s,t,p)=Pr[\Phi_{PERT}=n]$.

От этого из этого следует, что эти проблемы - #P-полными для любого класса количества, на которое связанная проблема надежности (s, t) - возможность соединения - #P-полной. (здесь также проблемы, какое соблюдение PERT отвечает дополнительным требованиям, входят). Подобные рассуждения показывают, что вычисление $E[F]$ также #P-полным для этих классов количества.

Тип распределения, допустимый для случайных переменных коммуникации, является критическим обстоятельством для эффективности вычислительных методов, обсужденных здесь и, поэтому, необходимо считать основные аспекты вычислительной эффективности при вычислениях и манипуляции распределениями в ходе решения сетевых проблем. Следующие две операции играют главную роль в большинстве вычислительных схем вычисления надежности сетей с большим количеством государств, и вычислительные трудности выполнения этих операций первостепенной важности:

– свертка двух независимых случайных переменных X_1 и X_2 , т.е. распределение их суммы $X_1 + X_2$;

– (\min) двух независимых случайных переменных X_1 и X_2 , т.е. распределение $\max(X_1, X_2)$ или $\min(X_1, X_2)$.

Класс распределений коммуникаций для проблем сетей с большим количеством государств должен удовлетворить критически к один или больше следующих три критерия, в зависимости от типа сделанного анализа:

– вычисление этой ценности интегрированной функции распределения CDF (совокупная функция распределения) элемента в фиксированном классе должно позволить вычисление в течение многочленного времени с необходимым числом значащих цифр с точностью набора входного описания распределения;

– набор набора распределений в классе и последовательности k операций $\min/\max/\text{свертки}$, которые выполнены на основе этих распределений, распределения, полученного в результате последовательности операций, должен принадлежать тому же самому классу, и далее, должно быть возможно найти в течение многочленного времени описание

проистекающих распределений при фиксированных начальных распределениях;

– математическое ожидание, изменение или более широко любой указанный момент должен быть в пределах многочленной оценки времени вычисления.

Обычно предполагается, что у случайных переменных есть дискретное распределение, то есть, может иметь заключительное число ценностей. Хотя вычисление одного скручивания или распределение минуты/макс. элементарны, вычисление распределения для ряда k таких операций считают #P-полным, даже если у каждой начальной переменной есть только две ценности. Это необходимо, чтобы гарантировать эффективное вычисление скручивания и минута/макс. из распределения, таким образом, это, что случайные переменные приняли последовательные ценности $\{1, 2, \dots, xq\}$ (или в более общем случае последовательные ценности, многократные к некоторому общему знаменателю) для всех краев количества, для некоторых фиксировало q .

Есть два класса распределений с бесконечным числом государств, которые касаются к самому известному и отвечают требованиям, сформулированным выше. Первое дискретно и может быть описано как соединение геометрических распределений, имеющих форму PDF (функция распределения вероятности):

$$f(x) = \sum_{i=1}^q \sum_{j=1}^r a_{ij} \binom{x+i-1}{i-1} (1-p^j)^x p^j \quad x=0,1, \dots, \quad (11)$$

для $0 < p < 1$ и по соответствующему выбору ценностей a_{ij} . Есть также класс непрерывных распределений, у которых есть необходимые свойства. Эти распределения могут быть описаны как "Erlangov' соединение" распределений. Они - аналоговые "смеси, геометрические" распределения, описанные выше. У них есть форма CDF:

$$F(t) = \sum_{i=1}^q \sum_{j=1}^r a_{ij} t^i e^{-jt} \quad 0 \leq t < \infty \quad (12)$$

при соответствующем выборе a_{ij} .

Мы дадим краткое описание методов главных оценок и ограничений для сетей с большим количеством государств. В большинстве случаев кажется, что то же самое оборудование используется для два или проблемы, которые были более упомянуты выше. Таким образом мы организовали обсуждения техники, но не предмет, и мы следуем, когда это возможно к формату для двойной версии проблемы. По большей части обсуждения мы концентрируемся на вычислении $\Pr[\Phi a]$ для конкретной системной ценности функции F и определенного размера a .

3.1.10 Преобразования и сокращения

Одно из "сокращений", популярных в задачах с большим количеством государств, у которых нет аналогов в двойных проблемах, является преобразованием задачи с большим количеством государств в проблеме, в которой каждый край с государственным "отказом" удален из сети, и у "рабочей" коммуникации есть длина, способность и время конца. Хотя это не дает улучшение сложности связанного алгоритма вычисления надежности вообще, это оборудование позволяет облегчать концептуально использование факторизации и другие методы нумерации. В частности, если случайная переменная связи X_e берется из ряда $x_1 \leq x_2 < \dots < x_q$ с $\Pr[X_e=x_i]=p_i, i=1, \dots, q$, тогда связь e может быть замещена посредством:

- кратчайшего пути: q параллельных путей, i -ая связь имеет длину x_i и вероятность работоспособности $p_i(1 - \sum_{j=1}^{i-1} p_j)^{-1}$;
- максимального потока: q последовательных связей, i -ая связь имеет пропускную способность x_i и вероятность работоспособности $p_i(1 - \sum_{j=1}^{i-1} p_j)^{-1}$;
- сети с работоспособностью PERT: q параллельных путей, i -ая связь имеет время завершения операции x_i и вероятность работоспособности $p_i(1 - \sum_{j=i+1}^q p_j)^{-1}$.

Удаление неподходящих коммуникаций, применимо также к трем проблемам, упомянутым выше как условие коммуникации, которая не лежит на минимуме (s, t) - не влияет на пути ни длина пути, ни поток, некоторое время операционное выполнение. Обязательные края количества могут быть так же связаны проблемой максимального потока. В частности если обязательный край e связан с мгновенной колонкой G , когда $PR [FFLOW \square A]$ вычислен, тогда мультипликативный фактор относился к проблеме за связанную колонку $G \cdot e$ графа $\Pr[C_e \geq a]$ равен. В случае проблем самого короткого пути или PERT обязательных коммуникаций не может быть немедленно приложен, поскольку параметры этих краев количества затронут длину самого короткого и самого длинного способа начального количества. Они, фактически, входят в три однопоследовательных подсети и, поэтому, могут быть обработаны.

У последовательных и параллельных сокращений есть сильные аналоги в проблемах маршрутов и потоков. Чтобы суммировать применение этих сокращений, предположите, что e и f соответствуют краям, которые связываются последовательно или параллельно и позволяют g быть краем, который заменяет эти два края в последовательном или параллельном сокращении:

- кратчайший путь: Для последовательного сокращения L_g является сверткой L_e и L_f . Для параллельного сокращения L_g является минимумом L_e и L_f ;

– максимальный поток: Для последовательного сокращения C_g является минимумом C_e и C_f . Для параллельного сокращения C_g является сверткой C_e и C_f ;

– работоспособность сети PERT: Для последовательного сокращения T_g является сверткой T_e и T_f . Для параллельного сокращения T_g является максимумом T_e и T_f .

Во-первых, предположите, что N - однопоследовательная подсетевая колонка G с r связанными пунктами, и позвольте FN и будьте оцененными функциями системы для соответствующей проблемы, где подсети N и $G \setminus N$ содержат терминалы s, v и v и t , соответственно. Тогда система оценила, что функция FG отвечает следующим условиям:

– кратчайший путь и работоспособность сети PERT: Φ^G является сверткой Φ^N и $\Phi^{\bar{N}}$;

– максимальный поток: Φ^G является минимумом Φ^N и $\Phi^{\bar{N}}$.

Во-вторых, позвольте N , двухпоследовательная подсеть G с пунктами связи x и y , оба позволяют F_{khu} , и P_{hew} - оцененные функции соответствующей системы для подколоники N , где ориентация направлена от x до v и от v до x , соответственно. Тогда функция надежности системы G является тем же самым, как подколонка N , полученная в замене двумя краями (x, s) и (v, x) , имея случайные параметры коммуникации, распределенной согласно F_{kh} и P_{hew} , соответственно.

3.1.11 Эффективные алгоритмы для ограниченных классов

Вычисление F на параллельные ряду счеты может быть выполнено тем же самым способом, чем это становится для задачи (s, t) - возможность соединения с последовательным, и найдите что-либо подобное сокращениям, выполненным, как это описано выше. Сложность равна $O(Rn)$, где R - сложность худшего выбора выполнения операции скручивания или определения минуты/макс. в любой момент реализации алгоритма. Таким образом сложность этих алгоритмов критически зависит от времени выполнения последовательных и параллельных операций. Для трех типов распределений, представленных в начале этой секции, R - линейный $\ln q$ или NQR . Обычно считается, что есть многочленные алгоритмы и на счеты с ограниченной шириной дерева, хотя это особенно и не рассмотрели.

Численные методы для вычисления надежности систем с большим количеством государств, конечно, ограничены круг проблем с заключительным числом государств для каждой из коммуникаций. В частности позвольте каждому краю e_j , имеет связанный параметр X_j от многих ценностей $1, 2, \dots, q$, с вероятностями $p_{ij} = \Pr [X_j = x_j]$, $x_j = 1, \dots, q$, и позвольте функции оценки системы F , принимает ценности от ряда $1, \dots, K$. Тогда два классических, стохастических размера, а именно, cdf для F , вычисленного в наборе, уровень $O\{1, \dots, K\}$ и среднее значение F может быть записан как:

$$\Pr[\Phi \leq \alpha] = \sum_{(x_1, \dots, x_n) \in (1, \dots, q)^n} \prod_{j=1}^n p_{x_j},$$

$$\Phi(x_1, \dots, x_n) \mathbf{J} \alpha,$$

$$E[\Phi] = \sum_{(x_1, \dots, x_n) \in (1, \dots, q)^n} \prod_{j=1}^n p_{x_j}, \quad (13)$$

число членов в данном, у двух выражений может быть заказ $q^{|E|}$, и, поэтому, эти проблемы, становится упрямым в значительно меньшем масштабе, чем даже в случае вычисления надежности для систем с двумя государствами.

Метод факторизации, предлагаемый в разделе 3.3, имеет здесь подобный форма. А именно, если для "осевого края" e и параметра края x , чтобы определить сеть G_e , x наличие арки e с постоянным значением x . Тогда теорема факторизации для двух указанных метрик принимает форму:

$$\Pr[\Phi \leq \alpha] = \sum \Pr[\Phi_{G_{e,x}} \leq \alpha]$$

$$E[\Phi] = \sum E[\Phi_{G_{e,x}}] \quad (14)$$

Техника основана на простом наблюдении, что в любом нециклическом количестве ни с чем не сравнимые края сокращение, по крайней мере, одного узла может всегда выполняться, мы скажем связью края e , один из которых концы v имеют только e как вход (выходной) края. Позвольте e_1, \dots, e_k - другие концы относительно v вершины. Тогда система G_E , x набор выше является просто G_{ChE} с переменными, связанными с e_1, \dots, e_k , измененный следующим образом:

– кратчайший путь: L_{ei} является смещенным на x , т.е. $L'_{ei} = L_{ei} + x, i = 1, \dots, k$;

– максимальный поток: C_{ei} ограничивается сверху величиной x , т.е. $C'_{ei} = \max\{C_{ei}, x\}, i = 1, \dots, k$;

– работоспособность сети PERT: T_{ei} также смещается на величину $x, i = 1, \dots, k$.

Распределения этих измененных случайных переменных легко вычислены для распределений конечных состояний, например, обработав их как пакет или максимумы, имеющие одну случайную переменную с одной стоимостью. Таким образом уравнение уменьшает определенную проблему сети G к k подпроблем, где k равен числу ценностей, характеризующих арку e для той же самой сети G_{ChE} , но с различными распределениями для краев e_1, \dots, e_k . Сложность вычисления, или средний cdf имеющий значение в этом случае критически зависит от числа таких сокращений узлов, которые должны быть сделаны в комбинации с исполнением возможных последовательных и параллельных сокращений, чтобы уменьшить сеть до одного края. Weun, и т.д.

выделил алгоритм $O(n^3)$ для определения минимального числа сокращений узлов, которые должны быть выполнены, чтобы уменьшить количество выше описанным способом. Это число, поэтому, несколько также представляет "сложность" сети с точки зрения проблем пути и потока.

Методы нумерации, предлагаемые выше, немного используются в решении проблем, соединяющих к бесконечному числу или непрерывному числу случайных переменных краев. Когда у случайных переменных краев есть показательное распределение, Kulkarni, и т.д. предлагался интересными процедурами решения проблем самого короткого пути, максимального потока для плоских сетей и проблем PERT. Мы показываем, что для проблем самого короткого пути, максимальный поток и ДЕРЗКИЙ доступен подобный, хотя более трудные методы решения. Мы рассматриваем команду "бегунов", которые начинают в узле отъезда s и дальнейшего движения в происхождение краев s . Через некоторое время при известном распределении (масштаба), один из бегунов достигает конца края. В этом пункте остановки бегуна и новые бегуны, прямые вдоль происхождения краев этой вершины. (Бегунов не посылают, чтобы бежать на краях, от того, куда там прибыл бегун предыдущей стадии). Благодаря показательному распределению (отсутствие памяти) в течение времени транспортировки, следует за этим в пункте, бегунах от того, где начало, они начинают новую стадию в то же время. Чтобы поместить его кратко, процесс путешествия бегунов в сети - цепь Маркова с непрерывным временем. Условие этой цепи Маркова соответствует возможному набору вершин, которые бегуны посетили также к ряду краев, в которые они двигаются в настоящее время, и условия поглощения соответствуют этому t , поскольку вершина адресата отмечена. Среднее время для вероятности поглощения этой цепи Маркова равно в точности длине самого короткого пути. Вероятность условия поглощения может быть вычислена легко соответствующей оптимизацией условий цепи Маркова. Хотя время вычисления линейно относительно числа условий цепи Маркова, это число становится показательным с ростом размера сети. Для сетей приблизительно 15-20 арок этот метод это довольно эффективно, находя соответствующие решения.

3.1.12 Методики ограничений

Из-за особенно трудной природы проблем надежности сетей с большим количеством государств центр тяжести развития в этой подготовке к области методов для ограничений различных систем метрик, которые представляют интерес. Эти методы часто значительно отличаются, которые используются для проблем с двумя государствами.

Первое использовало технику для приближения надежности в стохастических сетях и среди них один, на которого было обращено самое большое внимание, является результатом интуитивно привлекательной идеи, что ожидаемый $E[F]$ ценность длины самого короткого пути / максимальный поток/время конца может быть получен заменой случайной длины /

максимальный поток/время конца для каждого края на детерминированном параметре, чья стоимость к одинаково ожидаемому размеру и последующее решение детерминированного выбора проблемы. Это был фактически метод решения, предлагаемого в оригинальном рассмотрении PERT в работе Молколма и т.д.

Самый успешный концентрат исследований, который круглое приближение $\text{cdf}F(a) = \Pr[FJA]$ оценивает Φ . Методику, был применен к ДЕРЗКОЙ проблеме с непрерывными ценностями параметров краев в начале, но может быть изменен для применения к проблемам самого короткого пути, самого большого потока и для случайных переменных края с дискретным распределением. В частности предположите, что необходимо вычислить число a , для который $\text{FPERT}(a) = b$ для некоторой указанной вероятности b . Мы заменяем каждую случайную переменную края T_e с t_e , для которого $\Pr[t_e \leq T_e] = b$, и мы решаем для детерминированной стоимости самого короткого времени конца. Полученный размер снова - верхняя граница действительного времени конца проекта, выделение cdf оценивает b .

Улучшения выше описанной схемы проблемы PERT состоят в вычислении для каждой вершины v в колонке распределения для промежуточных случайных переменных $F_v =$ самый долгий маршрут к v вершине.

Во всех случаях вычисления v_2 сделаны в топологическом заказе $v_1 = s, \dots, v_n$, т.е. все края, указывающие v_i , проистекают из v_j вершин с j :

$$\begin{aligned} E_1^L &= 0 \\ E_j^L &= \sum_{\beta} p(\beta) \min_{j \in Q} (E_j^L + \beta_{v_j, v_i}) \quad j = 2, \dots, n. \end{aligned} \quad (15)$$

суммирование производится по всем векторам $b = (b_{ji}; j < i)$ значений параметра, которые могут быть приняты для ребер, указывающих на вершину v_i (члены, где (v_j, v_i) не существуют, игнорируются). Улучшения этой методики первоначально включали в себя оценки cdf значений $F_i(a)$ для Φ_{v_i} , в частности, вычисление верхней и нижней границы $F_i^U(a)$ и $F_i^L(a)$, соответственно. Заметим, что эти величины могут использоваться по очереди, чтобы вычислить нижнюю и верхнюю границы, соответственно для значений $E(\Phi_{v_i})$, используя элементарную формулу:

$$E[\Phi] = \sum_{\alpha} (1 - F(\alpha)) \quad (16)$$

Все они используют одну и ту же формулу с $F_1^U(a) = F_1^L(a) = 1$ для всех неотрицательных a (и нуль в противном случае).

Соответствующие ограничения для $E[Fv_i]$ могут быть также заказаны и их более низкие ограничения, это лучше, чем полученный Фалкерсоном,

Фалкерсон и более низкие ограничения Кляиндорфера не могут быть однородно сравнены. Фалкерсон, ограничения Кляиндорфера и Шогэна могут быть также изменены, используя для проблемы самого короткого пути и для случая непрерывных параметров края. Ограничения Кляиндорфера априорно вычислены в течение многочленного времени.

Здесь мы предполагаем, что случайная ценность способности S_e двойная с "рабочим" государством, представляющим нормальную способность s_e с вероятностью p_e и условие отказа, предоставляющего полному ноллю вероятность $1 - p_e$. Позвольте G_1, \dots, G_r быть рядом всех цепей (s, t) в G и позволить h_1, \dots, h_r час равен потоку для каждого r цепи (s, t) . Это значение потока верно, если для каждого ребра e в G , сумма потоков цепочки последовательных ребер, проходящих через e , меньше чем или равна пропускной способности e , а величина потока равна $\sum_{k=1}^r h_k$. Мы рассмотрим любую фиксированную цепь потоков h_1, \dots, h_r , который правилен для нормального набора мощностей $(s_e: e \in OE)$. В стохастической модели конкретная цепь Группы компаний может дать, поэтому, требуемую долю потока h_k , если, только если все ее края в рабочем состоянии, иначе ноль дан.

Крайняя вероятность реализации этого равна, следовательно, $\gamma_k = \prod_{e \in \Gamma_k} p_e$. Во-первых, заметим, что значение $E[\Phi_{\text{FLOW}}]$ очевидно, по крайней мере, также велико, как ожидаемое значение случайного потока, полученного путем допущения потока вдоль каждой цепочки Γ_k , равного h_k , несмотря на рабочие условия других цепочек, использующих те же ребра, что и Γ_k . Это ожидание в свою очередь равно сумме ожидаемых значений потоков для каждой из цепочек $\Gamma_1, \dots, \Gamma_r$, рассматриваемых как независимые случайные переменные.

Метод группы краев и не пересеченных сокращений, обеспечьте также эффективный способ вычисления ограничений для проблем сетей с большим количеством государств. В частности позвольте P_1, \dots, P_r и G_1, \dots, G_r - наборы $\text{disconnected}(s, t)$ - маршруты и (s, t) - сокращения, соответственно. Эти два набора дают естественные верхние и более низкие границы FL и функций FU для действительной функции F в зависимости от проблемы:

– кратчайший путь:

$$\begin{aligned} \Phi_{\text{PATH}}^U &= \text{длина кратчайших путей } P_1, \dots, P_r \\ &= \min_{i=1, \dots, r} \sum_{e \in P_i} L_e \\ \Phi_{\text{PATH}}^L &= \text{сумма длин кратчайших ребер от каждого из разрезов } \Gamma_1, \dots, \Gamma_r \\ &= \sum_{i=1}^r \min_{e \in \Gamma_i} L_e \end{aligned} \tag{17}$$

– максимальный поток:

$$\begin{aligned}
\Phi_{FLOW}^U &= \text{минимальная пропускная способность разрезов } \Gamma_1, \dots, \Gamma_r \\
&= \min_{i=1, \dots, r} \sum_{e \in \Gamma_i} C_e \\
\Phi_{FLOW}^L &= \text{максимальный поток через набор маршрутов } P_1, \dots, P_r \\
&= \sum_{i=1}^r \min_{e \in P_i} C_e
\end{aligned} \tag{18}$$

– работоспособность сети PERT:

$$\begin{aligned}
\Phi_{PERT}^U &= \text{сумме времен завершения для длиннейших ребер каждого разреза } \Gamma_1, \dots, \Gamma_r \\
&= \sum_{i=1}^r \max_{e \in \Gamma_i} T_e \\
\Phi_{PERT}^L &= \text{сумме времен завершения для длиннейших маршрутов } P_1, \dots, P_r \\
&= \max_{i=1, \dots, r} \sum_{e \in P_i} T_e
\end{aligned} \tag{19}$$

Эти функциональные ограничения в свою очередь дают естественные границы и для cdf, и для действительной функции F, в особенности,

$$\begin{aligned}
\Pr[\Phi^U \leq \alpha] &\leq \Pr[\Phi \leq \alpha] \leq \Pr[\Phi^L \leq \alpha], \\
E[\Phi^L] &\leq E[\Phi] \leq E[\Phi^U].
\end{aligned} \tag{20}$$

Далее, каждая функция, описанная выше, состоит из одной минуты/макс. и одно скручивание поэтому cdf, и ожидания всех этих функций могут быть вычислены в течение многочленного времени.

Два различных метода ограничений, были изучены в контексте проблем для систем со многими государствами.

Проблемами с большим количеством государств и, в частности ДЕРЗКИМИ проблемами, всегда были передовые кандидаты на методы Монте-Карло. Как в случае детерминированных схем много схем Монте-Карло, может быть адаптирован к задачам с большим количеством государств. Ради краткости мы будем касаться только главных схем моделирования на методе Монте-Карло.

Схемы Monte-Carlo проблем с большим количеством государств имеют дело почти только с ДЕРЗКОЙ проблемой. В частности предположите, что оценка для, скажем, среднего значения выбора $E[F]$ необходима. Пусть $F_e(a) = \Pr[X_e \leq a]$ для каждого ребра e является cdf для переменной X_e . Значение выборки \tilde{x}_e для этой случайной переменной получено с помощью выборки \tilde{U}_e от однородного генератора случайных чисел и установки $\tilde{x}_e = F_e^{-1}(\tilde{U}_e)$ (или $x_e =$

$\min\{x|F_e(x) \leq U_e\}$ для дискретных распределений). После того как сформирован весь вектор состояния \tilde{x} , с помощью определенного детерминистского алгоритма вычисляется $\Phi(\tilde{x})$. Среднее по всем системным значениям выборки равно несмещенной оценке $E[\Phi]$.

Один из чаще всего используемых сетевых методов для решения проблем с большим количеством государств основан на условном методе выбора. Идея состоит в определении "маленького" набора арок, таких что, если параметры края этого набора арок фиксированы, то условная системная вероятность или ожидание могут быть определены аналитически. Тогда выбор выполнен только для этого ограниченного набора и усреднения для полученных условных вероятностей, или ожидание выполнено, чтобы получить метрики всего системного выбора.

К сожалению, в довольно трудных колонках все или почти все арки будут генералом и таким образом, это не приведет к существенному улучшению, моделируя. Некоторые авторы предлагают использовать по условным выборам, однородно сосредоточенным (s, t) - сокращения. Однородно сосредоточенный (s, t) - сокращения - ряд краев, для которых все (s, t) - путь к G пересечен с C только на одном краю. Важность создания условий краев, которые однородно сосредоточены (s, t) - сокращения, состоит в том, что оно позволяет возможность независимого анализа деятельности (s, t) - маршруты для каждой из сторон сокращений. Кроме того, каждое количество всегда содержит, по крайней мере, один однородно сосредоточенный (s, t) - секция.

Большинство методов Монте-Карло, данного выше, используется также для проблем самого короткого пути и, обычно, не требуют, чтобы у основного количества не было циклических структур, как это имеет место во многих методах ограничения для PERT проблем. Поскольку это показали выше, давайте для еое, у параметра края Ксенона есть $cdfF_e(x)$. Мы предположим, что у Вас есть функциональные ограничения FL и FU для мультиальтернативной меры F удовлетворяющий условиям $FL(x) \leq F(x) \leq FU(x)$ для каждого вектора государства x .

Для любого присвоения $\tilde{x}^{(k)} = (\tilde{x}_1, \dots, \tilde{x}_k)$ величинам первой компоненты x при $k=0, \dots, m$, условная cdf имеет вид:

$$\begin{aligned} R_k^L(\tilde{x}^{(k)}) &\equiv \Pr[\Phi^L \leq \alpha \mid x_1 = \tilde{x}_1, \dots, x_k = \tilde{x}_k], \\ R_k^U(\tilde{x}^{(k)}) &\equiv \Pr[\Phi^U \leq \alpha \mid x_1 = \tilde{x}_1, \dots, x_k = \tilde{x}_k]. \end{aligned} \quad (21)$$

это может быть вычислено в течение многочленного времени. Пространство X важности в мультиальтернативной версии проблемы одинаково теперь $X = \{x \in \{0,1\}^E : FL(x) \leq a, T \leq U(x) \leq a\}$, и модификация метода ничьей, которая основана на ограничениях.

Разыгрывается событие $\hat{x} = (\hat{x}_1, \dots, \hat{x}_m)$ из пространства X путем последовательного розыгрыша для $k=1, \dots, m$ компонент состояния \hat{x}_k из cdf:

$$\Pr[x_k \leq \beta \mid x_1 = \hat{x}_1, \dots, x_{k-1} = \hat{x}_{k-1} \text{ и } \Phi^U(x) \leq \alpha, \Phi^L(x) > \alpha] = \left[\frac{R_k^U(x^{(k-1)}, \alpha) - R_k^L(x^{(k-1)}, \alpha)}{R_{k-1}^U(x^{(k-1)}) - R_{k-1}^L(x^{(k-1)})} \right] F_{e_k}(\alpha) \quad (22)$$

Вычисляется доля \hat{R} тех выборок, для которых $\Phi(x) \leq \alpha$. Число $\hat{R}_0^L + \hat{R}(R_0^L - R_0^L)$ равно теперь несмещенной оценке R .

Функциональные ограничения на основе группировки краев или не пересеченных сокращений, также дайте хорошие функции ограничения для этого метода, поскольку условный cdf для этих функций может быть легко вычислен. Хотя в работах Фишмена, и т.д. эти ограничения используются только для проблем максимального потока, они могут быть применены также к проблемам PERT и самого короткого пути, как это предлагается выше.

3.2 Разработка математической модели коммутатора

Для составления математической модели мы детализируем начальную функциональную модель устройства переключения движения (рисунок 3.1). Развитая функциональная модель представлена в рисунке 3.1.

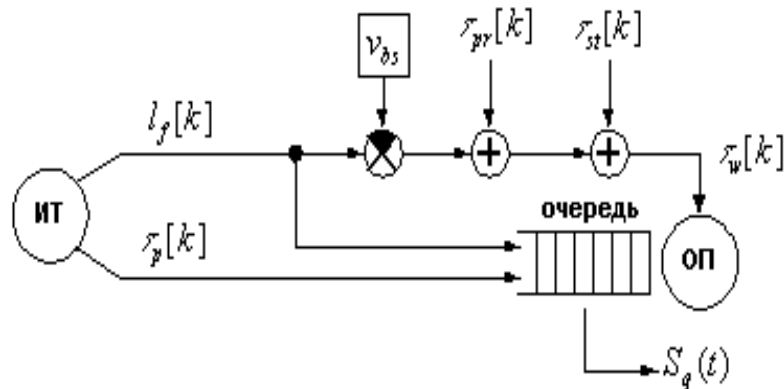


Рисунок 3.1 – Детализированная модель коммутатора

На вход СМО поступает поток заявок, который описывается двумя случайными величинами: $\tau_p[k]$ – длительность межкадрового интервала, и $l_f[k]$ – размер кадра. Битовая скорость коммутации V_{bc} принимается постоянной, так как является аппаратным параметром. Время обработки $\tau_w[k]$ в общем случае зависит от размера кадра, времени обработки заголовка

$\tau_{pr}^{[k]}$ процессором и времени остающегося до освобождения выходного порта занятого другими процессами $\tau_{st}^{[k]}$. Мы принимаем два последних размера в нашем образцовом случае, они зависят от конкретной технической реализации распределительного щита и на способе его функционирования.

Поскольку у входного буфера распределительного щита есть и заключительная способность отличная от нуля, SMO принадлежит классу систем с ожиданием и потерями. Для этого класса систем SMO закон баланса, который выражен в равенстве числа требований, которые прибыли в систему к сумме количеств, подаваемых, потерянных, и которые находятся в буфере, справедлив. Потерянные требования возникают вследствие заключительной мощности буфера в его переполнении. Как математическая модель закона баланса, мы используем выражение:

$$S_q(t) = Q_g(t) - Q_{sw}(t) - Q_l(t), \quad (23)$$

которое определяет текущую длину очереди $S_q(t)$ в битах, через функции $Q_g(t)$ – количество поступивших битов, $Q_{sw}(t)$ – количество скоммутированных битов и $Q_l(t)$ – количество потерянных битов.

Так как функции $Q_{\circ}(t)$ определяют количество битов к моменту времени t , определим их как интегралы от функций состояния $F_{\circ}(\circ)$ в промежутке $[0, t]$:

$$Q_g(t) = v_{bc} \int_0^t F_g(\circ) dt, \quad (24)$$

$$Q_{sw}(t) = v_{bc} \int_0^t F_{sw}(\circ) dt, \quad (25)$$

$$Q_l(t) = v_{bc} \int_0^t F_l(\circ) dt. \quad (26)$$

Знак (\circ) неуверенность средств в параметрах функций на этой стадии синтеза модели. На основе свойств интеграла мы скопируем выражение в следующем взгляде:

$$S_q(t) = \int_0^t [v_{bc} F_g(\circ) - v_{bc} F_l(\circ) - v_{bc} F_{sw}(\circ)] dt. \quad (27)$$

Дальнейший синтез модели подразумевает определение функций $F_g^{(\circ)}$, $F_l^{(\circ)}$ и $F_{sw}^{(\circ)}$, как по аргументам, так и по внутренней структуре.

Функция $F_g^{(\circ)}$ определяет состояние источника трафика следующим образом: $F_g^{(\circ)} = 0$ при фазе «р-» (межкадровая пауза), и $F_g^{(\circ)} = 1$ при фазе «р+» (передача кадра). Учитывая дискретность процесса генерации кадров, моменты времени наступления t_g^b и окончания t_g^e фазы «р+», выразятся следующим образом:

$$t_g^b[k] = t_g^e[k-1] + \tau_\rho[k], \quad t_g^e[0] = 0, \quad (28)$$

$$t_g^e[k] = t_g^b[k] + \frac{l_f[k]}{v_{bc}}, \quad (29)$$

где k – номер обрабатываемого кадра, $k \in K$, $k = 1, 2, 3, \dots$.

Из (28) и (29) следует, что функция $F_g^{(\circ)}$ имеет единичное значение внутри промежутка $t_g^b \leq t \leq t_g^e$, вне него она равна нулю. В этом случае функция состояния источника трафика в терминах непрерывного времени t выразится следующим образом:

$$F_g(t_g^b, t_g^e, t) = \sum_{k \in K} [1 - \Phi(t_g^b[k] - t)][1 - \Phi(t_g^e[k])], \quad (30)$$

где $\Phi[\cdot]$ – функция Хевисайда.

Через функцию $F_l^{(\circ)}$ определяется состояние коммутатора теряющего (сбрасывающего) входящие кадры из-за переполнения его входного буфера емкостью S_q^i . Состояние сброса характеризуется единичным значением функции: $F_l^{(\circ)} = 1$, а нормальный режим нулевым значением функции: $F_l^{(\circ)} = 0$. Состояние сброса характеризуется истинностью выражения $l_f[k] > S_q^i - S_q(t_g^b[k])$, в этом случае потеря кадра начинается в момент времени $t_g^b[k]$ и заканчивается в момент $t_g^e[k]$.

Ввиду вышеупомянутого функции демпинга выстрелов мы определим так:

$$F_l(S_q, F_g, l_f, t) = F_g(t) \Phi(S_q(t_g^b[k]) + l_f[k] - S_q^i). \quad (31)$$

Функцию состояния коммутационной матрицы $F_{sw}^{(\circ)}$ мы построим для переключающегося способа с буферизованием, поскольку этот способ

применен в большинстве главного Гигабита распределительные щиты Ethernet. Переключаясь с буферизованием, вход выстрелил в прием, полностью расположен во входном буфере порта. Тогда процессор проверяет выстрел буферизованием на существование ошибок и заголовков процессов – определение порта продукции. И только если ошибки не были замечены, и канал переключающейся матрицы свободен, переключение процесса начинается фактически – выстрел передан порту продукции. Этот способ переключения гарантий полная фильтрация неправильных выстрелов и позволяет управлять всеми выстрелами, проходящими через переключающееся устройство.

Время собственно коммутации определяется размером кадра $l_f[k]$ и битовой скоростью коммутации V_{bc} . Выразим:

$$\tau_{sw}[k] = \frac{l_f[k]}{V_{bc}} \quad (32)$$

Как уже указывалось выше, время обработки кадра $\tau_w[k]$ в общем случае зависит от времени коммутации $\tau_{sw}[k]$, времени обработки заголовка $\tau_{pr}[k]$ процессором (производится проверка контрольной суммы и определяется выходной порт по записи «адрес-порт» в таблице коммутации) и времени остающегося до освобождения выходного порта занятого другими процессами $\tau_{st}[k]$. Если же данный кадр был сброшен (потерян), то он отсутствует во входном буфере и время его обработки естественно равно нулю. Отсюда время обработки выразим:

$$\tau_w[k] = [1 - F_l(t_g^b[k])](\tau_{pr}[k] + \tau_{st}[k] + \tau_{sw}[k]) \quad (33)$$

Ввиду вышеизложенного принципы функционирования распределительного щита в способе промежуточной буферизации и рассмотрении дискретизации процесса переключения выстрелов, моменты времени начала t_w^b и окончания t_w^e обработки кадров можно выразить следующим образом:

$$t_w^b[k] = t_w^e[k-1] + (t_g^e[k] - t_w^e[k-1])\Phi(t_g^e[k] - t_w^e[k-1]), \quad (34)$$

$$t_w^e[k] = t_w^b[k] + \tau_w[k], \quad t_w^e[0] = 0 \quad (35)$$

Принимая во внимание формулы (32), (34) и (35) моменты времени начала и конца фактически процесса переключения выстрела, будет выражен следующим образом:

$$t_{sw}^b[k] = t_w^e[k] - [1 - F_l(t_g^b[k])] \tau_{sw}[k], \quad (36)$$

$$t_{sw}^e[k] = t_w^e[k]. \quad (37)$$

Состояние коммутатора в режиме собственно коммутации кадра характеризуется единичным значением функции: $F_{sw}(\circ) = 1$, в иных состояниях функция принимает нулевое значение: $F_{sw}(\circ) = 0$.

В этом случае, принимая во внимание (33), (36) и (37) функция условия переключающейся матрицы с точки зрения непрерывного времени будет определена так:

$$F_{sw}(t_{sw}^b, t_{sw}^e, \tau_w, t) = \sum_{k \in K} [1 - \Phi(t_{sw}^b[k] - t)] [1 - \Phi(t - t_{sw}^e[k])] \Phi(\tau_w[k]). \quad (38)$$

При этом синтезе стадии математической модели динамики распределительного щита может считаться успешно полным, поскольку все функции открыты и на аргументах, и на структуре, т.е. показаны все функциональные зависимости. Полная структура математической модели представлена в рисунке 3.2.

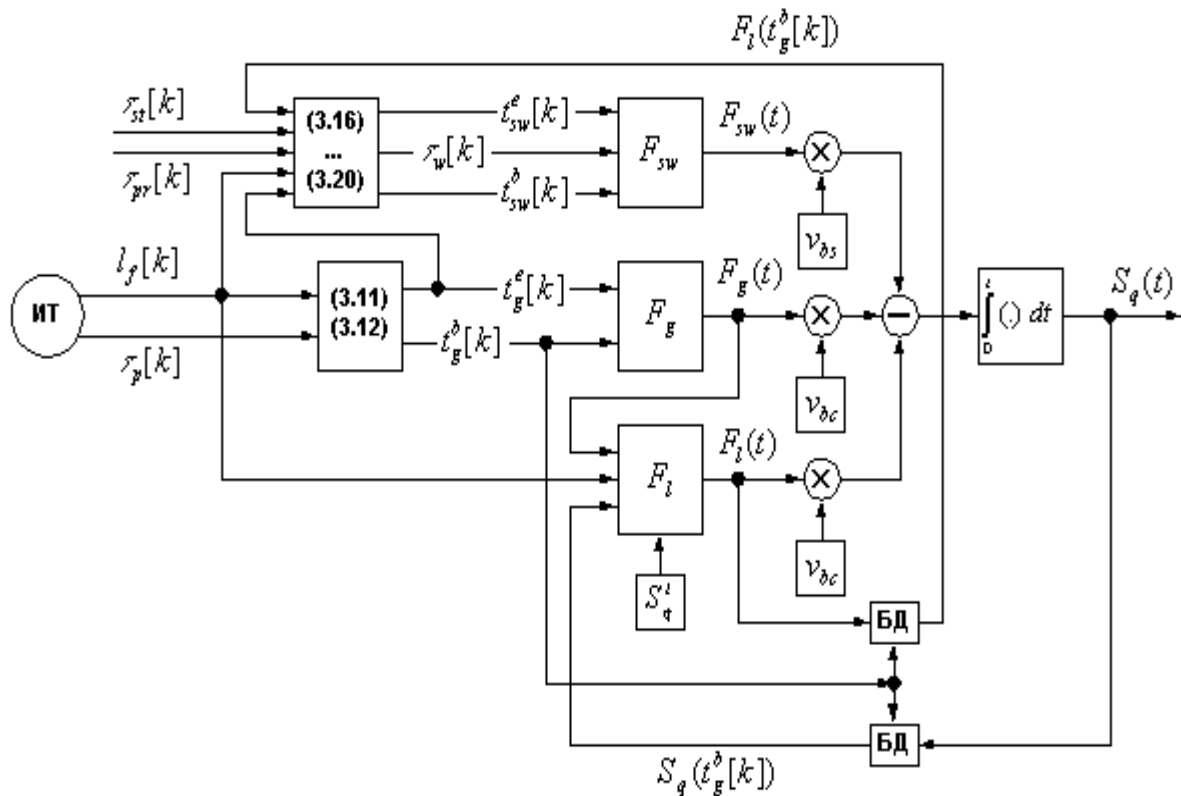


Рисунок 3.2 – Полная структура математической модели коммутатора

DB – определяет выборку функции на временной отметке.

Главные динамические особенности переключающихся устройств, устанавливающих качество обслуживания, являются следующими размерами:

- $S_q(t)$ – текущая длина очереди [бит];
- P_l – вероятность потери кадра из-за переполнения входного буфера:

$$P_l = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{Q_l(t)}{Q_g(t)} \quad (39)$$

- τ_d – величина задержки при коммутации кадра [сек]:

$$\tau_d = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{K} \sum_{k=1}^K (t_w^e[k] - t_g^e[k]) \quad (40)$$

- $\Delta\tau_d$ – отклонение в задержках соседних кадров (Джиттер) [сек]:

$$\Delta\tau_d = \lim_{K \rightarrow \infty} \frac{1}{K} \sum_{k=1}^K (t_w^e[k] - t_g^e[k] - \tau_d) \quad (41)$$

- $\Delta\tau_p$ – рост межкадрового интервала [сек]:

$$\Delta\tau_d = \lim_{t \rightarrow \infty} \frac{1}{K} \sum_{k=1}^K (t_{sw}^b[k] - t_{sw}^e[k-1] - \tau[k]) \quad (42)$$

Эти размеры - также параметры продукции развитой модели.

Решение полученной математической модели, вследствие существования обратной связи в системе, в аналитическом взгляде не возможно поэтому, преобразование модели к взгляду, подходящему для числового решения, требуется. В основе этого преобразования лежит дискретизация непрерывного временного аргумента t с шагом в 1 нс., при этом максимальная ошибка дискретизации не превышает $2 \cdot 10^{-3}$.

3.2.1 Проверка адекватности математической модели коммутатору Passport 8000 производства компании UNLink

Параметры аппаратных средств этого устройства, необходимого для числового моделирования, определены в таблице 3.1. Необходимо заметить, что параметры даны для конфигурации распределительного щита включая 10 гигабитов порты Ethernet в рабочем режиме полного дуплекса.

Таблица 3.1 – Параметры коммутатора Passport 8608GBIC

Параметр	Эффективное значение на один порт
Производительность коммутационного ядра	0,968 Гб/с
Производительность процессора	1 375 461 кадров/с
Объем памяти входного буфера	256 КВ

В таблице 3.2 средние результаты тестирования и моделирования представлены для сравнительного анализа. Результаты тестирования на единственных пакетах взяты от, данные по реальному движению получены независимо. Мы видим, что максимальная ошибка моделирования не превышает 10%, это говорит о достаточном соответствии модели к изученному объекту относительно оценки его вероятностных особенностей и особенностей времени. Эта точность довольно приемлема для практических, технических исследований.

Таблица 3.2 – Результаты тестов и моделирования

Параметр	Тест	Модель	Ошибка
Задержка одиночного кадра, 64 байта	3,42 мкс	3,64 мкс	6,43%
Задержка одиночного кадра, 1518 байт	10,15 мкс	9,62 мкс	5,51%
Задержка (реальный трафик, 200 пакетов)	7,12 мкс	6,93 мкс	2,74%
Джиттер (реальный трафик, 200 пакетов)	1,66 мкс	1,78 мкс	7,23%

3.2.2 Исследование зависимости динамики коммутатора 8608GBIC от уровня загрузки канала

Вероятностный и особенности времени движения голоса, видео и данные в способах набора значительно отличаются. Видео передано выстрелами большого размера, и при голосовой передаче используются выстрелы небольшого размера. У движения передачи данных есть очень неравный (спорадический) характер вовремя. К тому же самому уровню загрузки канала там переписываются различные комбинации размера выстрела и паузы межперсонала. Анализ на основе уровня загрузки канала

может потенциально привести к неоднозначной оценке динамики распределительных щитов при передаче различных типов движения. Мы применим развитую модель к разъяснению этого обстоятельства. Полагание, что в вероятностном способе набора и особенности времени распределительного щита зависят от продолжительности способа, которым мы будем управлять с первыми производными вовремя и количеством пакетов от следующих параметров:

- размер очереди;
- задержка кадра;
- приращение межкадрового интервала.

Числовое моделирование было выполнено в тех же самых параметрах аппаратных средств модели как оценка ее соответствия. Это обстоятельство позволяет связывать результаты моделирования к распределительному щиту паспорта 8608GBIC и этим, чтобы увеличить практическое значение результатов работы.

В этом влиянии работы уровня загрузки устройства и алгоритмов управления классами, потоками и включает его динамические индикаторы, не рассмотрен.

Моделирование способов набора было дано для последовательности 100 структур. Этот размер получен после интерпретации данных, обеспеченных в работе. Результаты сделанного числового эксперимента показывают, что вторые производные динамических параметров равны в способе набора нулю. Сводные данные эксперимента обеспечены в таблице 3.3.

Таблица 3.3 – Зависимость динамических параметров от уровня загрузки канала

ρ	l_f , байт	τ_p , нс	$\frac{\partial S_q}{\partial t}$, бит/нс	$\frac{\partial S_q}{\partial k}$, бит/кадр	$\frac{\partial \tau_d}{\partial t}$, нс/нс	$\frac{\partial \tau_d}{\partial k}$, нс/кадр	$\frac{\partial \Delta \tau_p}{\partial t}$, нс/нс	$\frac{\partial \Delta \tau_p}{\partial k}$, нс/кадр
0,17	64	2 708	47,58	153,2	1,92	6 184	0,35	1 117
	604	23 408	17,08	482,4	0,21	5 919	0,11	3 007
0,48	64	608	366,25	410,2	13,96	15 634	2,68	3 007
	388	3 608	46,13	309,6	0,75	5 055	0,31	2 057
	1 518	14 108	46,23	1 213,6	0,36	9 575	0,27	7 029
0,78	226	608	398,26	962,2	5,53	13 366	1,3	3 136
	1 518	4 208	74,22	1 213,6	0,58	9 575	0,43	7 029

3.3 Оценка быстродействия цифрового оборудования

Для оценки скорости цифрового оборудования необходимо построить АЧХ и ФЧХ на функции перемещения.

Мы войдем в оцененную частоту к рассмотрению:

$$\lambda = f \cdot T = \frac{f}{f_0} = \frac{f}{100000}. \quad (43)$$

Тогда передаточная характеристика примет вид:

$$H(j\lambda) = H(e^{j2\pi\lambda}) = \frac{a_0 + a_1 e^{-j2\pi\lambda} + a_2 e^{-j4\pi\lambda} + \dots + a_N e^{-j2N\pi\lambda}}{1 - b_1 e^{-j2\pi\lambda} - b_2 e^{-j4\pi\lambda} - \dots - b_N e^{-j2N\pi\lambda}}, \quad (44)$$

$$H(j\lambda) = H(e^{j2\pi\lambda}) = \frac{3 + 1e^{-j2\pi\lambda} + 3e^{-j4\pi\lambda} + 3e^{-j6\pi\lambda} + 4e^{-j8\pi\lambda} + 5e^{-j10\pi\lambda}}{1 - 4e^{-j2\pi\lambda} - 3e^{-j4\pi\lambda} - 2e^{-j6\pi\lambda} - 1e^{-j8\pi\lambda} - 4e^{-j10\pi\lambda} - 6e^{-j12\pi\lambda}}. \quad (45)$$

Используя формулу Эйлера:

$$e^{j2\pi\lambda} = \cos 2\pi\lambda + j \cdot \sin 2\pi\lambda. \quad (46)$$

Получим:

$$\begin{aligned} H(j\lambda) &= H(e^{j2\pi\lambda}) = \\ &= \frac{(a_0 + a_1 \cos 2\pi\lambda + a_2 \cos 4\pi\lambda + \dots + a_N \cos 2\pi N\lambda) - j \cdot (a_1 \sin 2\pi\lambda + a_2 \sin 4\pi\lambda + \dots + a_N \sin 2\pi N\lambda)}{(1 - b_1 \cos 2\pi\lambda - b_2 \cos 4\pi\lambda - \dots - b_N \cos 2\pi N\lambda) + j \cdot (b_1 \sin 2\pi\lambda + b_2 \sin 4\pi\lambda + \dots + b_N \sin 2\pi N\lambda)}. \end{aligned} \quad (47)$$

Для удобства введем обозначение:

$$A = 3 + 1\cos 2\pi\lambda + 3\cos 4\pi\lambda + 3\cos 6\pi\lambda + 4\cos 8\pi\lambda + 5\cos 10\pi\lambda, \quad (48)$$

$$B = 1\sin 2\pi\lambda + 3\sin 4\pi\lambda + 3\sin 6\pi\lambda + 4\sin 8\pi\lambda + 5\sin 10\pi\lambda, \quad (49)$$

$$C = 1 - 4\cos 2\pi\lambda - 3\cos 4\pi\lambda - 2\cos 6\pi\lambda - 1\cos 8\pi\lambda - 4\cos 10\pi\lambda - 6\cos 12\pi\lambda, \quad (50)$$

$$D = 4\cos 2\pi\lambda + 3\cos 4\pi\lambda + 2\cos 6\pi\lambda + 1\cos 8\pi\lambda + 4\cos 10\pi\lambda + 6\cos 12\pi\lambda. \quad (51)$$

Тогда:

$$H(j\lambda) = H(e^{j2\pi\lambda}) = \frac{A - j \cdot B}{C + j \cdot D}. \quad (52)$$

Тогда АЧХ будет иметь вид:

$$|H(j\lambda)| = \sqrt{\frac{A^2 + B^2}{C^2 + D^2}}, \quad (53)$$

$$|H(j\lambda)| = \sqrt{\frac{(a_0 + a_1 \cos 2\pi\lambda + a_2 \cos 4\pi\lambda + \dots + a_N \cos 2\pi N\lambda)^2 + (a_1 \sin 2\pi\lambda + a_2 \sin 4\pi\lambda + \dots + a_N \sin 2\pi N\lambda)^2}{(1 - b_1 \cos 2\pi\lambda - b_2 \cos 4\pi\lambda - \dots - b_N \cos 2\pi N\lambda)^2 + (b_1 \sin 2\pi\lambda + b_2 \sin 4\pi\lambda + \dots + b_N \sin 2\pi N\lambda)^2}}. \quad (54)$$

ФЧХ:

$$\begin{aligned} \text{Im}(H(j\lambda)) &= \text{arctg}\left(\frac{-B}{A}\right) - \text{arctg}\left(\frac{D}{C}\right), \\ \text{Im}(H(j\lambda)) &= \\ &= \text{arctg}\left(\frac{-(a_1 \sin 2\pi\lambda + a_2 \sin 4\pi\lambda + \dots + a_N \sin 2\pi N\lambda)}{(a_0 + a_1 \cos 2\pi\lambda + a_2 \cos 4\pi\lambda + \dots + a_N \cos 2\pi N\lambda)}\right) - \text{arctg}\left(\frac{(b_1 \sin 2\pi\lambda + b_2 \sin 4\pi\lambda + \dots + b_N \sin 2\pi N\lambda)}{(1 - b_1 \cos 2\pi\lambda - b_2 \cos 4\pi\lambda - \dots - b_N \cos 2\pi N\lambda)}\right). \quad (55) \end{aligned}$$

В программной среде MathCAD АЧХ и ФЧХ можно реализовать следующим образом (см. приложение А).

Заключение

В прошлом году значимый рост доли в IMS среди операторов, несмотря на неоднозначное отношение к этой технологии наблюдается. Некоторые операторы сетей проводной и радиосвязи уже начали расширение IMS и создание квалифицированных зон, их значительную установку планов числа решений IMS.

Тем не менее не ясно, станет ли технологией IMS, которая на уровне доступа будет постепенно стирать границы между проводом и радио, фиксированными и мобильными сетями, или для доставки содержания к различным типам терминалов будет использоваться комбинация различных технологий и протоколов. Поставщики решений сети инфраструктуры и союзов отделения должны развить действительно объединенную, скоординированную сервисную архитектуру IMS, поддерживающей полный спектр услуг SIP, поскольку они не намереваются быть ограниченными формированием "экосистем" круглые собственные решения. Если производители не ищут поддержку стандартов, использование таким образом патентует интерфейсы, IMS остается маркетинговым лозунгом. В то же время, как IMS – воплощение интеграции высокого уровня, для ее реализации будет требоваться широкая стандартизация. Ведущие производители будут вынуждены подчиниться требованиям рынка и обеспечить совместимость решений с большинством продуктов конкурентов того же самого класса.

Таким образом, в этой работе работы одного из узлов сети IMS, используя программу модель Wireshark был рассмотрен. Список факторов, влияющих на надежность, не улажен им. Если пользователь не может получить доступ к определенному сетевому ресурсу, он очень часто связывается не с отказом оборудования или программами, и это просто с перегрузкой одного из мест сетипо к дороге к указанному ресурсу. Здесь средства не только ограничение способности, но также и возможное увеличение задержки доставки, которая довольно важна в случае, например, IP-телефонии или видеоконференции. Таким образом параметры надежности часто зависят от вектора нагрузки.

Измерение результатов было получено во время экспериментального исследования. Исследования показывают, что у скорости обработки пакетов, полной длины пакетов и количества взятых пакетов есть следующая регулярность: больше полная длина пакетов, большего количества скорости обработки пакетов и большего количества взятых пакетов, скорость обработки пакетов меньше.

Список литературы

1. «The 3G IP Multimedia Subsystem (IMS): Merging the Internet and the Cellular Worlds» by Gonzalo Camarillo, Miguel-Angel García-Martín (John Wiley & Sons, 2006, ISBN 0-470-01818-6).
2. Гольдштейн, А.Б. Softswitch/ А.Б. Гольдштейн, Б.С. Гольдштейн. – СПб. : BHV, 2006.
3. Гольдштейн, Б.С. Сигнализация в сетях связи / Б.С. Гольдштейн; Т. 1. Протоколы сети доступа. Т. 2. – М. : Радио и связь, 2005.
4. Гольдштейн, Б.С. Протокол SIP / Б.С. Гольдштейн, А.А. Зарубин, В.В. Саморезов; Серия «Телекоммуникационные протоколы». – СПб. : БХВ – СПб, 2005.
5. Гольдштейн, Б.С. Сети связи / Б.С. Гольдштейн, Н.А. Соколов, Г.Г. Яновский – СПб. : БХВ-Санкт-Петербург, 2010.
6. Атцик, А.А. Протокол Megaco/H.248 / А.А. Атцик, А.Б. Гольдштейн, Б.С. Гольдштейн; Серия «Телекоммуникационные протоколы». – СПб. : БХВ – СПб, 2009.
7. Бакланов, И.Г. NGN: принципы построения и организации / И.Г. Бакланов; под ред. Ю.Н. Чернышова. – М.: Эко-Трендз, 2008.
8. «The IMS: IP Multimedia Concepts and Services» by Miikka Poikselka, Aki Niemi, Hisham Khartabil, Georg Mayer (John Wiley & Sons, 2006, ISBN 0-470-01906-9).
9. ETSI TS 123 228. IP Multimedia Subsystem. Техническая спецификация. 2005.
10. 3GPP TS 23.279. Combining Circuit Switched and IP Multimedia SubSystem. Техническая спецификация. 2005.
11. О тарификациях в NGN. Вестник Связи №9. 2005.
12. Security 3GPP IMS to TISPAN NGN. 2005
13. Шалагинов А.В. Миграция к NGN: стратегия, тактика, практика. 2004.
14. И.М. Быков, Е.В. Лашнева. Сети нового поколения и технология SoftSwitch. 2005
15. Андрей Боровиков. IMS: новый этап в конвергенции. 2005.
16. Проблемы, возникающие при внедрении SoftSwitch на сетях связи. Статья ЦНИИС. 2003.
17. А.Б. Гольдштейн, А.А. Атцик. Построение NGN: IPCC vs. TISPAN. 2005.
18. А.Б. Гольдштейн, А.А. Атцик. Ещё один взгляд на NGN: мобильная конвергенция. 2005.
19. А.Б. Гольдштейн, Н.А. Соколов. Подводная часть айсберга по имени NGN. 2005.
20. Крупномасштабные мультисервисные сети связи. NGN технологии. Информсвязь. 2005.
21. Атцик А. А., Гольдштейн А. Б., Гольдштейн Б. С. «Расчет и проектирование сетевого оборудования NGN/IMS: учебное пособие для курсового проектирования» ГОУВПО СПбГУТ, 2011.
22. Бакланов, И.Г. NGN: принципы построения и организации. И.Г. Бакланов; под ред. Ю.Н. Чернышова. – М.: Эко-Трендз, 2008.
23. Проектирование сетей следующего поколения. Гипросвязь. Семенов Ю.В. – С-П. 2005.

24. Научная статья «Исследование возможностей имитационного моделирования процессов сигнальных потоков в сети IMS». Д. Ю. Пономарев. Красноярск.
25. Нестеренко И.В., Носов А.И. Основные этапы реализации концепции сетей последующего поколения — NGN // T_Comm — Телекоммуникации и транспорт, № 7, 2011. — С. 117_120.
26. Официальный сайт 3rd Generation Partnership Project (3GPP) www.3gpp.org.
27. Официальный сайт ETSI TISPAN www.etsi.org/tispan.
28. Самуйлов К.Е., Сопин Э.С., Чукарин А.В. Оценка характеристик сигнального трафика в сетях связи на базе подсистемы IMS // T_Comm — Телекоммуникации и транспорт, № 7, 2010. — С. 8_13.
29. IPTV Services over IMS: Architecture and Standardization. E. Mikoczy, D.Sivchenko, B. Xu, J.I. Moreno. IEEE Communications Magazine, May, 2008, p.128_135.
30. Recommendation ITU_T G1080. Quality of experience requirements for IPTV services, 2008. — 44 p.
31. DSL Forum, "Triple_play Services Quality of Experience (QoE) Requirements," DSL Forum, Tech. Rep., Dec. 2006, DSL Forum, Tech. Rep. TR_126.
32. Маликов И.М., Половко А.М., Романов Н.А., Чукреев П.А. Основы теории и расчёта надёжности. — Л.:Судпромгиз, 1959.
33. Маликов И.М., Половко А.М., Романов Н.А., Чукреев П.А. Основы теории и расчёта надёжности. Изд. 2-е, доп. — Л.:Судпромгиз, 1960. - 144с.
34. Надёжность технических систем/ Под ред. И.А.Ушакова. —М.:1985.
35. Надёжность и эффективность в технике: Справочник. В 10 т. —М.: Машиностроение, 1990.
36. Половко А.М. Основы теории надёжности. — М.:Наука, 1964. - 446с.
37. Половко А.М., Гуров С.В. Основы теории надёжности. — СПб.:БХВ-Петербург, 2006. - 702с.
38. Половко А.М., Гуров С.В. Основы теории надёжности. Практикум. — СПб.:БХВ-Петербург, 2006. - 560с.
39. Рябинин И. А. Надёжность и безопасность структурно-сложных систем. СПб.: Издательство Санкт-Петербургского университета, 2007 г., 278 с.
40. Антонов А.В., Никулин М.С. Статистические модели в теории надёжности. М.: Абрис: 2012.

Приложение А Листинг программы расчета

$$A(\lambda) := 3 + 1 \cdot \cos(2 \cdot \pi \cdot \lambda) + 3 \cdot \cos(4 \cdot \pi \cdot \lambda) + 3 \cdot \cos(6 \cdot \pi \cdot \lambda) + 4 \cdot \cos(8 \cdot \pi \cdot \lambda) + 5 \cdot \cos(10 \cdot \pi \cdot \lambda)$$

$$B(\lambda) := 1 \cdot \sin(2 \cdot \pi \cdot \lambda) + 3 \cdot \sin(4 \cdot \pi \cdot \lambda) + 3 \cdot \sin(6 \cdot \pi \cdot \lambda) + 4 \cdot \sin(8 \cdot \pi \cdot \lambda) + 5 \cdot \sin(10 \cdot \pi \cdot \lambda)$$

$$C(\lambda) := 1 - 4 \cos(2 \cdot \pi \cdot \lambda) - 3 \cos(4 \cdot \pi \cdot \lambda) - 2 \cos(6 \cdot \pi \cdot \lambda) - 1 \cos(8 \cdot \pi \cdot \lambda) - 4 \cos(10 \cdot \pi \cdot \lambda) - 6 \cos(12 \cdot \pi \cdot \lambda)$$

$$D(\lambda) := 4 \sin(2 \cdot \pi \cdot \lambda) + 3 \sin(4 \cdot \pi \cdot \lambda) + 2 \sin(6 \cdot \pi \cdot \lambda) + 1 \sin(8 \cdot \pi \cdot \lambda) + 4 \sin(10 \cdot \pi \cdot \lambda) + 6 \sin(12 \cdot \pi \cdot \lambda)$$

$$H(\lambda) := \frac{A(\lambda) - j \cdot B(\lambda)}{C(\lambda) + j \cdot D(\lambda)}$$

$$AЧХ(\lambda) := \sqrt{\frac{A(\lambda)^2 + B(\lambda)^2}{C(\lambda)^2 + D(\lambda)^2}}$$

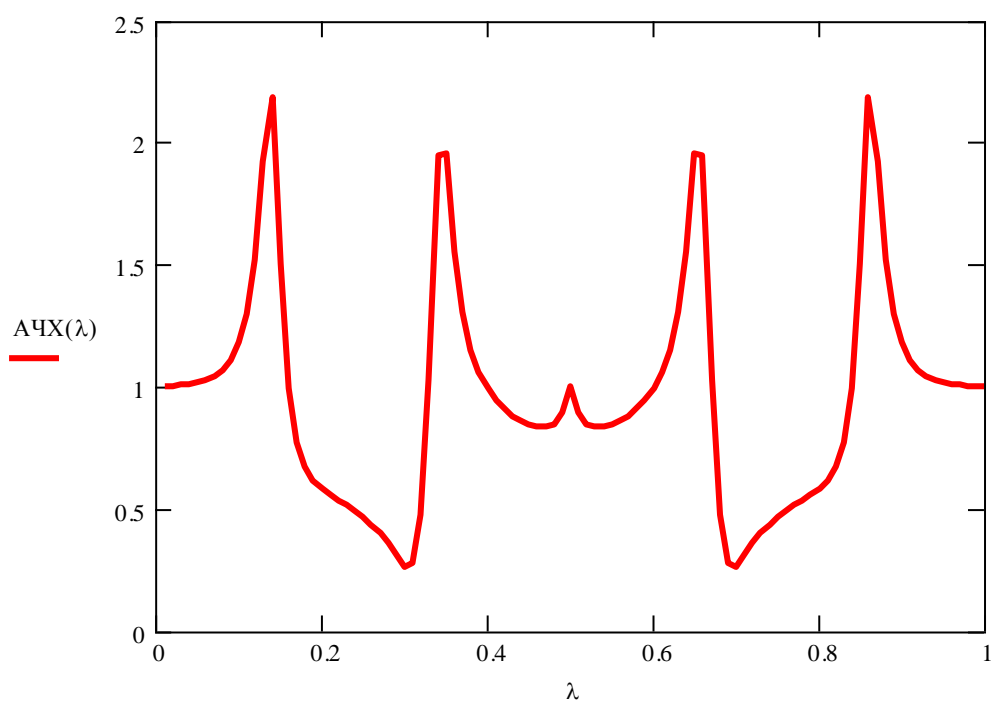


Рисунок А1 – Амплитудно-частотная характеристика сделанный с помощью программы MathCAD

Продолжение приложения А

$$\Phi_{\text{ЧХ}}(\lambda) := \text{atan}\left(\frac{-B(\lambda)}{A(\lambda)}\right) - \text{atan}\left(\frac{D(\lambda)}{C(\lambda)}\right)$$

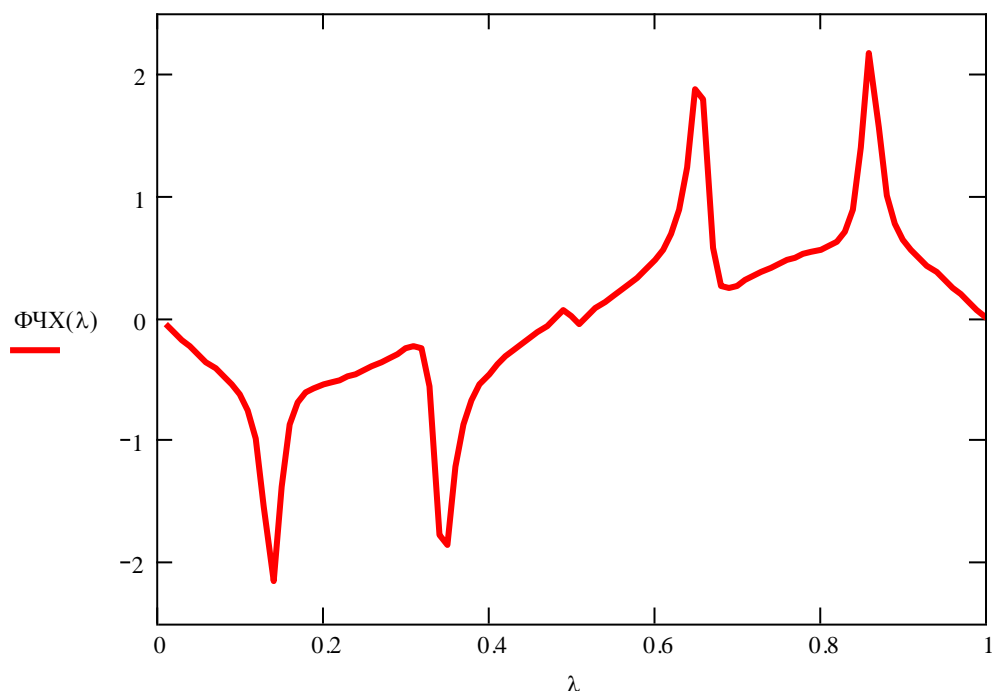


Рисунок А2 – Фазо-частотная характеристика сделанный с помощью программы MathCAD