

ОПТИМИЗАЦИЯ РАСПРЕДЕЛЕНИЯ ИНФОРМАЦИОННЫХ ПОТОКОВ В ИНФОРМАЦИОННОЙ СИСТЕМЕ ПО ПОКАЗАТЕЛЮ ВЕРОЯТНОСТИ СВОЕВРЕМЕННОЙ ДОСТАВКИ СООБЩЕНИЙ

Чуднов Александр Михайлович

доктор технических наук, профессор, профессор кафедры автоматизированных систем управления и связи. Военная академия связи имени С.М. Будённого.

E-mail: chudnow@yandex.ru.

Адрес: 194064, Санкт-Петербург, Тихорецкий пр., 3.

Кирик Дмитрий Игоревич

кандидат технических наук, доцент, заведующий кафедрой конструирования и производства радиоэлектронных средств. Санкт-Петербургский государственный университет телекоммуникаций имени М.А. Бонч-Бруевича.

E-mail: d_i_kirik@mail.ru.

Адрес: 189186, Санкт-Петербург, наб реки Мойки, 61.

Курашев Заур Валерьевич

адъюнкт кафедры автоматизированных систем управления и связи. Военная академия связи имени С.М. Будённого.

E-mail: frankilou@yandex.ru.

Адрес: 194064, Санкт-Петербург, Тихорецкий пр., 3.

Аннотация: Изучается задача оптимального распределения потоков в информационной системе по показателю вероятности своевременной доставки сообщений. Анализ и оптимизация проводятся на формализованной модели, позволяющей учитывать пропускные способности линий и ретрансляторов связи, показатели производительности коммутационных центров, а также информационную нагрузку в информационных направлениях системы. Разработана методика, предложен алгоритм нахождения оптимального распределения потоков по показателю вероятности своевременной доставки сообщений и приведён пример, иллюстрирующий его работу. Результаты могут быть использованы для построения маршрутных таблиц и управления маршрутизацией пакетов на сетевом уровне информационной системы. Методика и алгоритм оптимизации могут быть обобщены для задач с другими показателями эффективности.

Ключевые слова: информационная система, сетевая структура, распределение потоков, маршрутизация..

Введение

Для управления объектами распределенной информационной системы (ИС) используются модели [1-18], позволяющие оценивать показатели эффективности функционирования системы в изменяющихся условиях и вырабатывать решения по изменению режимов работы элементов, направленные на повышение эффективности функционирования системы в целом. Задача управления ИС формулируется как задача управления её состоянием, в роли которого выступает определённая формализованная конструкция (сетевая структура [1-6, 13]), соответствующая в зависимости от направленности задачи топологии сети, физи-

ческой или логической структуре системы, распределению каналов или потоков сообщений (пакетов) по маршрутам сети. Решение на управление вырабатывается в виде перспективного состояния (перспективной сетевой структуры), переход в которое обеспечит ИС повышение интегрального показателя эффективности функционирования.

Следует отметить, что в классических постановках задачи оптимального управления (см., например, [19]) учитывается неидеальность операторов, с одной стороны, предоставляющих наблюдения состояния управляемой системы, и, с другой – реализующих решения управляющего объекта, т. е. недостоверность и

инерционность контура управления. Принципы управления линиями и сетями связи с учётом реальных свойств канала наблюдения и канала управления рассматривались, например, в [1, 2, 4, 11-13]. Вместе с тем в силу сложности подобных задач и формализации свойств реальных объектов системы связи, участвующих в процессах управления, в настоящее время широко используется подход, в рамках которого эти операторы полагаются идеальными, что предъявляет соответствующие требования к реализации подсистемы управления ИС, но при этом позволяет свести задачу управления к задаче оптимизации состояния ИС в каждом состоянии среды функционирования. В качестве управляемого состояния ИС в работе рассматривается распределение потоков информационных пакетов по маршрутам сети, а обобщённого показателя эффективности функционирования – вероятность своевременной доставки сообщений в ИС.

Направленность исследования на оптимизацию вероятности своевременной доставки сообщений в системе обусловлена тем, что в большинстве реальных ИС задержка сообщения на время более допустимого эквивалентна его потере, при этом в случае больших задержек в доставке сообщений в отдельных направлениях усилия по их сокращению могут ухудшить эффективность работы системы в целом. Вместе с тем, постановка задачи, методика решения и алгоритм оптимизации легко адаптируются к другим вариантам задания оптимизируемого функционала.

Таким образом, задача оптимизации ИС на данном уровне формулируется в виде:

$$P(S|C, A) \rightarrow \max_{S \in \mathcal{S}(C)}, \quad (1)$$

где S – оптимизируемое распределение потоков по маршрутам ИС; $\mathcal{S}(C)$ – множество допустимых распределений потоков, определенное канальной структурой C ; A – набор параметров, определяющих информационные потоки пользователей ИС на данном уровне; $P(S|C, A)$ – показатель, характеризующий среднюю вероятность своевременной доставки

сообщений в ИС, принятый в качестве обобщённого показателя эффективности функционирования ИС. При управлении в соответствии с (1) в каждом состоянии внешней (по отношению к управляющему объекту) среды сетевая структура переводится в состояние

$$S^*(C, A) = \operatorname{argmax}_{S \in \mathcal{S}(C)} P(S|C, A), \quad (2)$$

которое является оптимальным в условиях, соответствующих состоянию канальной структуры ИС C и системе потоков в информационных направлениях A . Распределение $S^*(C, A)$, в конечном счете, определяет алгоритм маршрутизации пакетов в системе в условиях, соответствующих исходным данным задачи (1). Реализация алгоритма маршрутизации, соответствующего распределению $S^*(C, A)$, осуществляется на основе формирования, рассылки и ввода в действие модифицированных технологических данных - маршрутных таблиц [5, 8, 10-13], обеспечивающих требуемое распределение информационных потоков по маршрутам, допустимым для обмена сообщениями объектов системы.

Важной, на наш взгляд, особенностью разрабатываемой методики является также то, что используемые модели учитывают показатели производительности коммутационных центров. Кроме непосредственного повышения корректности анализа и оптимизации за счёт такого учёта, использование таких моделей расширяет область применения полученных результатов на сети, фрагментами которых являются пакетные радиосети, а также другие системы связи, ресурс которых ограничен не только пропускной способностью линий связи, но и пропускной способностью (производительностью) отдельных элементов (например, ретрансляторов связи).

Следует заметить, что при представлении сетевого уровня распределением потоков по маршрутам, определёнными становятся потоки в информационных направлениях ИС, которые по сути дела определяют так называемую сетевую структуру данного уровня [1-6, 13]. Это позволяет рассматривать управление распре-

делением потоков (и соответственно маршрутизацией) как управление сетевой структурой ИС данного уровня, вложенной в сетевую структуру ИС более высокого уровня¹ (в частном случае - в канальную структуру). Такой подход позволяет с единых позиций решать задачи анализа и синтеза (управления) сетевыми структурами ИС на различных уровнях, а также корректно определять оптимизируемые показатели ИС на различных уровнях на основе решения оптимизационных задач вида (1) на более низких уровнях. Оптимизируемая структура S задаётся значениями интенсивностей реализованных потоков по допустимым маршрутам ИС, что позволяет исключать из процесса оптимизации заведомо непригодные маршруты и сокращать за счёт этого время решения задачи.

Далее в работе осуществляется формализация описанной оптимизационной задачи, на основе методов градиентного поиска представлен алгоритм оптимизации распределения потоков для сетей умеренных размерностей, приведены примеры процедур оптимизации и соответствующих расчётов. Для рассмотренных примеров временные характеристики процедур оптимизации обеспечивают возможность использования построенных алгоритмов для управления маршрутизацией в ИС в реальном времени.

Модель системы и формализация задачи оптимизации

Распределение потоков S на сетевом уровне ИС оптимизируется в рамках канальной структуры [1-6, 13]. Как следует из (1), для корректной постановки задачи в формализованном виде должны быть представлены:

- 1) объекты модели:
 - канальная структура системы C ;
 - распределение потоков S ;

¹ Отмеченный в математическом смысле «более высокий» уровень иерархии соответствует более низкому уровню в терминологии, общеупотребительной для информационных систем.

- множество распределений потоков $\mathcal{S}(C)$, допустимых в рамках канальной структуры C ;
- данные об информационной нагрузке A на ИС, а также

2) показатель $P(S|A)$, характеризующий эффективность функционирования ИС с сетевой структурой S в условиях A .

Канальная структура системы представляется парой $C = \langle C_L, C_Y \rangle$, где: $C_L = (c_{k,l})_{k,l \in N}$ - матрица пропускных способностей каналов ИС; $C_Y = (c_k)_{k \in N}$ - набор производительностей объектов системы, соответствующих вершинам (узлам) графа сети, $N = \{1, 2, \dots, n\}$; n - число вершин графа сети.

При наличии в графе сети параллельных дуг последние могут быть представлены одной дугой с суммарной пропускной способностью. Учитывая, что распределение потоков между параллельными линиями не представляет сложной задачи, параллельные линии будем рассматривать как одну линию с суммарной пропускной способностью. С учётом этой информация о канальной структуре ИС, используемая в задаче (1), содержится в конструкции C .

Распределение потоков по маршрутам $S = \langle s(\mu) \rangle_{\mu \in \mathcal{M}}$ (управляемое состояние ИС) в модели представляется функцией распределения потоков $s: \mathcal{M} \rightarrow \mathbb{R}_+$, где $\mathcal{M} = \mathcal{M}(C)$ - множество маршрутов сети, допустимых канальной структурой C ; $\mathbb{R}_+ = \{x \in \mathbb{R} | x \geq 0\}$ - множество неотрицательных действительных чисел. Для маршрута $\mu \in \mathcal{M}$ величина $s(\mu)$ определяет интенсивность информационного потока, обеспечиваемую для передачи по маршруту μ .

Передача информации в соответствии с определённым распределением потоков по маршрутам сети реализуется маршрутными таблицами, которые формируются непосредственно на основании функции $s(\mu)$.

Далее будут использоваться обозначения: $M = |\mathcal{M}|$ - общее число рассматриваемых маршрутов, $\mathcal{M}_{(k,l)}$; $\mathcal{M}_k \subseteq \mathcal{M}$ - соответственно множество маршрутов, проходящих через (k, l) -линию и k -узел;

$s_{k,l} = \sum_{\mu \in \mathcal{M}_{(k,l)}} s(\mu)$, $s_k = \sum_{\mu \in \mathcal{M}_k} s(\mu)$ – соответственно, интенсивности распределенных потоков, проходящих через (k,l) -линию и k -узел; $\mathcal{M}_{\langle i,j \rangle} \subseteq \mathcal{M}$ – множество маршрутов, проходящих в (i,j) -направлении; $s_{\langle i,j \rangle} = \sum_{\mu \in \mathcal{M}_{\langle i,j \rangle}} s(\mu)$ – суммарная интенсивность потока, обеспечиваемого распределением S в (i,j) -направлении.

Множество допустимых распределений потоков $\mathcal{S}(C) \subseteq \mathbb{R}_+^M$ определено условиями:

$$s_{k,l} \leq c_{k,l}, \quad s_k \leq c_k, \quad s_{\langle i,j \rangle} \leq \lambda_{i,j}, \quad (3)$$

где последним неравенством учитывается возможность ограничения нагрузки выбором $S \in \mathcal{S}(C)$. Вместе с тем, для упрощения алгоритма оптимизации ограничения (3) из оптимизационной задачи (1) исключаются. При этом, первые два из условий (3) учитываются в конструкции показателя $P(S|C, \Lambda)$, а последнее – в расчетных соотношениях для $P(S|C, \Lambda)$ нормированием величин $s(\mu)$ относительно величины $s_{\Sigma} / \lambda_{\Sigma}$, где $\lambda_{\Sigma} = \sum \lambda_{i,j}$, $s_{\Sigma} = \sum s_{\langle i,j \rangle}$.

Данные об информационной нагрузке на ИС задаются матрицей $\Lambda = (\lambda_{i,j})$ интенсивностей потоков пакетов в информационных направлениях системы (матрицей тяготения [5, 7, 8, 13]), где $\lambda_{i,j}$ – интенсивность потока, обусловленного обменом данными в (i,j) -направлении, т. е. между пользователями (группами пользователей), соответствующими i -му и j -му узлам сети.

Показатель эффективности $P(S) = P(S|C, \Lambda)$ формируется на основе требований к вероятности своевременной доставки сообщений в ИС. Пусть $P\{t_c \leq \tau\}$, $P\{t_{\text{п}} \leq \tau\}$ – соответственно, функция распределения вероятностей (ФРВ) времени доставки сообщений и пакетов в ИС. Учитывая, что время доставки сообщения соответствует максимальному времени доставки пакета из состава пакетов этого сообщения, можно записать соотношение $P\{t_c \leq \tau\} = P^l\{t_{\text{п}} \leq \tau\}$, где l – длина сообщения (выраженная в числе пакетов). Отсюда следует, что в рамках рассматриваемых допу-

щений требования к времени доставки сообщения можно преобразовать к времени доставки пакета. С учётом этого в качестве оптимизируемого показателя далее принимается вероятность своевременной доставки пакетов $P(S) = P(S|C, \Lambda) = P\{t_{\text{п}} \leq \tau_{\text{доп}}\}$, где $\tau_{\text{доп}}$ – максимально допустимое время задержки пакета. Величина $P(S|C, \Lambda)$ определяется усреднением по информационным направлениям ИС:

$$P(S|C, \Lambda) = \sum_{i,j \in N} p_{i,j} P_{i,j}(S|C, \Lambda), \quad (4)$$

где $p_{i,j} = \lambda_{i,j} / \lambda_{\Sigma}$ – относительная информационная нагрузка (i,j) -направления; $P_{i,j}(S|C, \Lambda)$ – вероятность своевременной доставки пакетов в (i,j) -направлении. Величина $P_{i,j}(S|C, \Lambda)$ определится усреднением соответствующих вероятностей по маршрутам (i,j) -направления:

$$P_{i,j}(S|C, \Lambda) = \sum_{\mu \in \mathcal{M}_{\langle i,j \rangle}} s(\mu) P(s(\mu)|C, \Lambda) / s_{\langle i,j \rangle}, \quad (5)$$

где $P(s(\mu)|C, \Lambda) = P\{t_{\text{п}}(\mu) \leq \tau_{\text{доп}}\}$ – вероятность своевременной доставки пакета по маршруту μ . При этом ФРВ $P\{t_{\text{п}}(\mu) \leq \tau\}$ определяется как для суммы случайных величин, соответствующих времени задержки пакетов в линиях и узлах μ -маршрута, т. е. выражением

$$P\{t_{\text{п}}(\mu) \leq \tau\} = \prod_{(k,l) \in \mu}^{\otimes} P\{t_{\text{п}}(k,l) \leq \tau\} \otimes \prod_{(k) \in \mu}^{\otimes} P\{t_{\text{п}}(k) \leq \tau\}, \quad (6)$$

где \otimes – операция свертки распределений.

Более просто эквивалентное (6) соотношение можно представить для производящих функций $\psi(z|\mu)$, $\psi(z|k,l)$, $\psi(z|k)$ соответствующих распределений:

$$\psi(z|\mu) = \prod_{(k,l) \in \mu} \psi(z|k,l) \prod_{(k) \in \mu} \psi(z|k). \quad (7)$$

Вместе с тем, следует отметить, что использование выражения (7) вместо (6) приводит лишь к упрощению записи, но не даёт преимуществ в построении вычислительных процедур.

С учётом введённых определений и обозначений оптимизационная задача (1) состоит в нахождении оптимального распределения $S \in \mathbb{R}_+^M$ информационных потоков, заданных матрицей Λ , по маршрутам ИС с канальной

структурой C , обеспечивающего максимальную вероятность своевременной доставки пакетов данных в системе (4). Сформированная в соответствии с распределением S система маршрутных таблиц обеспечивает оптимальную в рассмотренном смысле маршрутизацию пакетов в состоянии ИС, соответствующем канальной структуре C и матрице тяготения Λ .

Алгоритм оптимизации

Для построения алгоритма оптимизации детализируем соотношения для участвующих в задаче ФРВ времени задержки. Для объектов сети, выполняющих функции передачи пакетов (каналов передачи данных) или коммутации (центров коммутации пакетов), вид зависимостей $P\{t_n(k, l) \leq \tau\}$, $P\{t_n(k) \leq \tau\}$ определяется алгоритмом работы этих объектов и свойствами информационного потока. Как правило, при решении подобных задач эти распределения полагаются экспоненциальными, а потоки – пуассоновскими (см. [1, 5-15, 20]), однако, как установлено в работе на примерах решения оптимизационных задач, их конкретный вид практически не влияет на свойства распределений $P\{t_n(\mu) \leq \tau\}$ для маршрутов μ и, более того, на показатель $P\{t_n \leq \tau\}$ для сети в целом. Это обусловлено тем, что в силу центральной предельной теоремы распределение времени задержки пакетов на маршрутах с числом ретрансляций более 4...6 приближается к нормальному распределению с суммарными математическим ожиданием и дисперсией. При этом финальное распределение $P\{t_n \leq \tau\}$ с практически необходимой точностью может быть аппроксимировано нормальным законом даже для сетей сравнительно небольших размерностей. Поэтому в расчётах использовалось нормальное распределение для суммарного времени задержки при прохождении пакетов по маршрутам ИС, причём среднее значение и дисперсия времени задержки в линиях и узлах ИС определялась как для системы массового обслуживания с одним обслуживающим прибором и неограниченной очередью [21].

Пусть $T_{k,l}$, T_k – значения среднего времени задержки, соответственно, в линиях и узлах системы ($s_{k,l} < c_{k,l}$, $s_k < c_k$). Тогда

$$T_\mu = \sum_{(k,l) \in \mu} T_{k,l} + \sum_{(k) \in \mu} T_k, \quad T_{\langle i,j \rangle} = \sum_{\mu \in \mathcal{M}_{\langle i,j \rangle}} s_\mu T_\mu / s_\Sigma, \quad T_S = \sum_{i,j \in N} p_{i,j} T_{\langle i,j \rangle} \quad (8)$$

– соответствующие величины на маршрутах $\mu \in \mathcal{M}$, в (i, j) -направлениях связи и ИС в целом.

С учётом рассмотренного можно записать

$$P(S|C, \Lambda) = P\{t_n(\mu) \leq \tau_{\text{доп}}\} = \mathcal{F}\left(\frac{\tau_{\text{доп}} - T_S}{\sqrt{2D_S}}\right), \quad (9)$$

где D_S – дисперсия времени задержки пакетов (определяется соотношениями, аналогичными (8)); $\mathcal{F}(\cdot)$ – ФРВ нормального распределения с нулевым средним и дисперсией, равной 1.

В сформулированном виде задача (1) относится к задачам конечномерной оптимизации в множестве $\mathcal{S}(C) \subset \mathbb{R}_+^M$, где $M = |\mathcal{M}|$ – число рассматриваемых маршрутов. Как видно из соотношения (3), множество $\mathcal{S}(C)$ выпукло, так как определено линейными ограничениями в евклидовом пространстве \mathbb{R}^M , и замкнуто. Кроме того, на основе анализа соотношений (8), (9) можно установить, что в области $\tau \leq T_\mu$ ФРВ $P\{t_n(\mu) \leq \tau\}$ – выпуклая сверху функция. Таким образом, решение задачи (1) может быть получено методами выпуклого программирования.

Анализ особенностей сформулированной задачи показывает, что непосредственная реализация алгоритмов градиентного поиска [21] требует существенных затрат вычислительного ресурса в силу сложности процедуры вычисления градиента оптимизируемого параметра, определённого соотношениями (8), (9). Также сложными являются модифицированные градиентные алгоритмы распределения потоков на моделях, рассмотренных в [2, 6] (кроме того, см. библиографию в [6]). Для упрощения в работе использованы оценки относительного прироста показателя $P(S|C, \Lambda)$ на основе соотношения: $g(\mu|\Lambda) = (\lambda_{i,j} - s_{i,j})/\rho(\mu|\Lambda)$, где $\mu \in \mathcal{M}_{\langle i,j \rangle}$, $\rho(\mu|\Lambda)$ – метрика в C , согласованная с оптимизируемым параметром. Такой подход позволяет организовать процедуру по-

следовательного насыщения кратчайших маршрутов, назначая для них приращения, пропорциональные величинам $g(\mu|A)$. Вместе с тем, как видно, такая процедура не предусматривает уменьшение потоков на маршрутах и может в итоге привести к неподвижной точке, которая в общем случае не является оптимальной. Можно также заметить (и будет видно из приведенного ниже примера), что неподвижные точки процедуры насыщения зависят, вообще говоря, от исходной точки. С учётом отмеченного описанная процедура насыщения встраивается в более общую (внешнюю) процедуру, на каждом шаге которой осуществляется уменьшение (сброс) на заданную допустимую величину всех ненулевых потоков. Вычислительный процесс останавливается, если прирост эффективности, достигнутый в результате внешнего цикла оптимизации, незначителен.

В общих чертах алгоритм оптимизации можно представить следующей последовательностью действий:

1. Задать параметры вычислительного процесса: Δ_A – шаг оптимизации, δ_P – допустимая относительная погрешность оптимизируемого параметра, Δ_λ – допустимая погрешность величины потока. Перейти к п. 2.

2. Задать исходные данные: $C_L, C_y, A, \tau_{\text{доп}}$. Вычислить $\mathcal{M}, \mathcal{M}_{(k,l)}, \mathcal{M}_k, \mathcal{M}_{\langle i,j \rangle}$. Перейти к п. 3.

3. Задать текущую точку внешнего цикла $S = \langle s(\mu) = 0 \rangle_{\mu \in \mathcal{M}}$. Текущему показателю внешнего цикла присвоить значение $P = 0$. Перейти к п. 4.

4. Задать текущую точку внутреннего цикла $S' = \langle s'(\mu) = 0 \rangle_{\mu \in \mathcal{M}}$. Перейти к п. 5.

5. Для текущей точки S' вычислить значение показателя $P(S'|C, A)$, градиент $G = \langle g(s'(\mu)) \rangle_{\mu \in \mathcal{M}} = \langle g'(\mu) \rangle_{\mu \in \mathcal{M}}$, перспективную точку $S'_+ = \langle s_+(\mu) \rangle = \langle s(\mu) + \Delta_A g(s(\mu)) \rangle$ и соответствующий ей показатель $P(S'_+|C, A)$. Перейти к п. 6.

6. Проверить неравенство: $P(S'_+|C, A)/P' > 1 + \delta_P$. Если неравенство выполняется,

то $P' := P(S'_+|C, A)$. $S' := S'_+$, перейти к п. 5, в противном случае перейти к п. 7.

7. Проверить неравенство: $P'/P > 1 + \delta_P$. Если выполняется, то перейти к п. 8, иначе к п. 10.

8. Вычислить минимальное ненулевое значение интенсивности потока:

$s_{\min} = \min_{\mu \in \mathcal{M}, s'(\mu) > 0} s'(\mu)$. Если $s_{\min} > \Delta_\lambda$, то $s'(\mu) = 0$, перейти к п. 9, иначе к п. 10.

9. а) Положить $\langle s(\mu) \rangle := \langle s'(\mu) \rangle$; б) для $\mu \in \mathcal{M}$ у которых $s'(\mu) \geq s_{\min}$, положить: $s'(\mu) := s'(\mu) - s_{\min}$; в) положить: $P := P', S' := \langle s'(\mu) \rangle$, перейти к п. 5.

10. Выдать расчетные значения S, P . Остановить вычислительный процесс.

Пример реализации вычислительного процесса

Для иллюстрации работы алгоритма ниже приводится пример вычислительной процедуры при следующих исходных данных: $n=5$; $C_L=(c_{ij})$, причём $c_{12}=c_{13}=c_{23}=c_{34}=c_{35}=c_{45}=100$, $c_{ji}=c_{ij}$ и $c_{ij}=0$ в остальных случаях; $C_y=(c_i)$, причём $c_2=60$ и $c_i \gg 100$ в остальных случаях; $\lambda_{i,j}=20$ для всех $i \neq j$. В этом примере исходная сетевая структура соответствует сети передачи данных с 5-ю узлами (центрами коммутации пакетов), причём 2-й узел представляет собой центральную станцию радиосети общего доступа с ограниченной суммарной пропускной способностью, а 1-й, 3-й и 4-й узлы входят в эту сеть как абоненты. При этом все узлы обеспечивают взаимодействие подключённых к системе пользователей друг с другом. Значения интенсивности нагрузки $\lambda_{i,j}$ заданы исходя из условия обеспечения вероятности своевременной доставки сообщений в ИС, равной 0,99.

Значения интенсивностей потоков на маршрутах, соответствующие текущим точкам внутреннего цикла вычислительной процедуры, и значения оптимизируемого показателя (вероятности своевременной доставки пакетов) на разных шагах процедуры представлены в таблице. Учитывая, что на каждом шаге ин-

Таблица

N шага	P	Маршруты, $\mu \in \mathcal{M}$											
		12	14	23	24	35	45	123	145	235	245	354	1453
		Интенсивности потоков на маршрутах, $s'(\mu)$											
1	0,368	6,0	12,0	6,0	6,0	12,0	12,0	4,0	6,0	4,0	0,0	6,0	0,0
2	0,511	8,8	15,7	8,7	8,8	15,5	15,4	4,0	9,1	4,0	2,2	9,0	2,4
26	0,858	19,6	20,0	19,6	19,6	20,0	20,0	4,0	19,8	13,2	5,4	19,8	15,0
34	0,863	19,9	20,0	19,7	19,9	20,0	20,0	4,0	19,9	13,6	5,6	19,9	15,5
35*	0,708	15,9	16,0	15,9	15,9	16,0	16,0	0,0	16,0	9,7	1,7	15,9	11,6
36	0,743	16,5	17,4	16,4	16,5	17,3	17,2	0,0	16,6	9,7	2,5	16,6	12,5
61	0,865	19,8	20,0	19,9	19,9	20,0	20,0	1,3	19,9	14,3	4,9	19,9	18,1
62	0,867	19,9	20,0	19,9	19,9	20,0	20,0	1,3	19,9	14,3	4,9	19,9	18,1
63*	0,820	18,6	18,7	18,6	18,6	18,7	18,7	0,0	18,6	13,0	3,7	18,6	16,9
64	0,829	18,8	19,1	18,8	18,8	19,1	19,0	0,3	18,8	13,3	3,7	18,8	16,9
88	0,867	20,0	20,0	19,9	19,9	20,0	20,0	0,9	20,0	14,5	5,0	20,0	18,8
89	0,868	20,0	20,0	19,9	19,9	20,0	20,0	0,9	20,0	14,6	5,0	20,0	18,8

Примечание. Символами «*» отмечены шаги (номера 35 и 63), на которых осуществлялся сокращение потоков на внешнем цикле процедуры.

тенсивности потоков по прямым и обратным маршрутам совпадали, данные о потоках для обратных маршрутов в таблицу не включены. Допустимая погрешность решения оптимизационной задачи определена значением погрешности оптимизируемого параметра $\delta_p = 0,1\%$.

Как видно, предложенные методика и алгоритм обеспечивают достаточно быструю сходимость последовательности тестируемых точек к оптимальной. Число шагов вычислительного процесса может быть существенно сокращено за счёт некоторого увеличения допустимой погрешности оптимизируемого параметра δ_p . Из таблицы видно, что при допущении $\delta_p = 0,5\%$ оптимальное (в пределах данной погрешности) распределение потоков было бы получено за один шаг внешнего цикла оптимизации, т. е. за 34 шага внутреннего цикла. Однако, еще один шаг внешнего цикла потребовался бы для идентификации оптимальности этого распределения.

Заключение

Предложенная методика может использоваться для постановки и решения задачи построения оптимального алгоритма маршрутизации пакетов данных, реализация которого в ИС обеспечивает максимальную вероятность своевре-

менной доставки сообщений. В рамках рассмотренной модели могут представляться сети, фрагментами которых являются пакетные радиосети, а также другие системы связи, ресурс которых ограничен не только пропускной способностью линий связи, но и пропускной способностью отдельных элементов.

Разработанный алгоритм оптимизации распределения информационных потоков обеспечивает нахождение ε -оптимальной сетевой структуры с требуемой для практики точностью и оперативностью, позволяющей его использовать для выработки решений по управлению маршрутизацией в ИС в реальном времени. Постановка задачи, методика решения и алгоритм оптимизации легко адаптируются к другим вариантам задания оптимизируемого функционала.

Литература

- 1 Барашков П.Н., Родимов А.П., Ткаченко К.А., Чуднов А.М. Модель системы связи с управляемыми структурами в конфликтных условиях. – Л.: ВАС, 1986. – 52 с.
- 2 Кузнецов Н.А., Фетисов В.Н. Управление информационными сетями // Автоматика и телемеханика. – 2005. – №9. – С. 86-101.
- 3 Юдицкий С.А. Графодинамическое имитационное моделирование развития сетевых структур // Управление большими системами. – 2011. – вып. 33. – С. 21-34.

4 Чуднов А.М. Помехоустойчивость линий и сетей связи в условиях оптимизированных помех. – Л.: ВАС, 1986. – 84 с.

5 Мизин И.А., Богатырев В.А., Кулешов А.П. Сети коммутации пакетов/ Под ред. В.С. Семенихина. – М.: Радио и связь, 1986. – 407 с.

6 Шварц М. Сети связи: протоколы, моделирование и анализ, Ч. 1,2. – М.: Наука. – 1992.

7 Фомин Л.А., Будко П.А. Эффективность и качество инфокоммуникационных систем. Методы оптимизации. – М.: ИФ Физико-матем. литература, 2008. – 296 с.

8 Будко П.А. Управление ресурсами информационно-телекоммуникационных систем. Методы оптимизации. – СПб.: ВАС, 2012. – 512 с.

9 Одоевский С.М., Яровикова О.В. Оптимизация управления распределением трафика на смежных уровнях сетевой архитектуры // Сб. науч. статей III МНТ и НМК «Актуальные проблемы инфо-телекоммуникаций в науке и образовании». 25-26 февр. 2014 г. – СПб: СПбГУТ. – 2014. – С.323-328.

10 Листопад Н.И., Матрук А.А. Модели оптимальной маршрутизации в компьютерных сетях // Труды БГТУ. Серия VI. – 2006. – С.130-132.

11 Листопад Н.И. Моделирование и оптимизация глобальных сетей. - Мн.: БГУ, 2000. – 156 с.

12 Quality of Service Routing P. Van (Ed). Miegheem and other // Quality of Future Internet Services, EU-COST 263 Final Report. – Springer LNCS 2856, 2003. – P. 80-117.

13 Макаренко С.И. Динамическая модель системы связи в условиях функционально-разнородного информационного конфликта наблюдения и подавления / Системы управления, связи и безопасности.– 2015, №3. – С. 122-185.

14 Hsieh W., Kraimeche B. Performance analysis of end-to-end flow control mechanism in a packet switched network // J. Telecomm. networks. – 1983.– vol. 2. – P. 103-116.

15 Conard J.W. Services and protocols of data link layer//Proc. IEEE – 1983. – vol. 71. – no. 12.– P. 1378-1383.

16 Sun Q., Langendorfer H. A New Distributed Routing Algorithm with End-to-end Delay Guarantee // IWQoS'97. – 1997. – P. 111-114.

17 Amiri A., Pirkul H. Routing and capacity assignment in backbone communication networks // Computers & Operations Research. – 1997. – v. 24. – Is. 3. – P. 275-287.

18 Siachalou S. Efficient QoS routing // The International Journal of Computer and Telecommunications Networking. – 2003. – vol. 43. – iss. 3. – P. 351-367.

19 Бертсекас Д., Шрив С. Стохастическое оптимальное управление: случай дискретного времени.– М.: Наука, 1985. – 300 с.

20 Клейнрок Л. Теория массового обслуживания. – М.: Машиностроение, 1979. – 439 с.

21 Поляк Б.Т. Введение в оптимизацию. – М.: Наука, 1983. – 384 с.

Данная статья содержит результаты исследования, проведенного в рамках гранта РФФИ № 16-47-330055 «Проведение поисковых исследований по разработке моделей и алгоритмов контроля доступности в информационно-телекоммуникационных системах регионального масштаба».

Поступила 09 октября 2016 г.

English

Data distributed routing improvement in information system in terms of message timely delivery probability

Alexander Mikhaylovich Chudnov – Doctor of Engineering, Professor of the Department Automated Control and Communication System Military Academy of Communications named after S.M. Budenny.

E-mail: chudnow@yandex.ru.

Address: 194064, St. Petersburg, Tikhoretsky Ave., 3

Dmitri Igorevich Kirik – Candidate of Technical Sciences Associate Professor, Head of the Department of Design and Production Radioelectronic Means. The Bonch-Bruевич Saint - Petersburg State University of Telecommunications.

E-mail: d_i_kirik@mail.ru.

Address: 189186, St. Petersburg, embankment of the river Moika, 61.

Zaur Valeryevich Kurashv – Junior Scientific Assistant Automated Control and Communication System Military Academy of Communications named after S. M. Budenny

E-mail: frankilou@yandex.ru.

Address: 194064, St. Petersburg, Tikhoretsky Ave., 3.

Abstract: Data distributed routing problem is a constituent part of the optimal control problem in the information system (IS) in the functional architecture network layer. Routing tables are formed basing on the improved distributed routing flows and initiation of these tables will provide efficiency increase of IS functioning

in a dynamic environment. As a rule, the message time delay for the period more than acceptable in actual systems is equivalent to its loss, thus IS functioning efficiency is characterized by probability of message timely delivery. Therefore, the problem of algorithm development for improving distributed data routing in terms of message timely delivery probability is very essential. It should be noted that so far these issues are not sufficiently addressed, and the improvement algorithms based on the convex programming general concept require big computing resources and so far cannot be always used for IS real time control. IS channel structure is adopted as initial data in the task under examination and that structure takes into account channel traffic capacity between the system switching centers, and switching centers performance is taken into account as well. Using these models does not just improve analysis accuracy and performance improvement but it also expands the application area of the obtained results in a network and the radio-packet networks as well as other IS types are their subnets. The performance improvement algorithm is developed based on metrics definition harmonized with the parameter which is being improved. Performance improvement procedure consists of outer and inner loops, and the flow increases on the shortest route on each step of the inner loop, and each step of the outer loop leads to decrease of all non-zero flows by a certain value. The example of the algorithm operation is given manifesting the possibility of its use for IS real time routing control. Problem formulation, solution technique and performance improvement algorithm can be adapted for other task options in improving functionality.

Key words: information system, network structure, data distributed routing, routing.

References

1. Communication system model with the controlled structures in conflict environment. - P. N. Barashkov, A.P. Rodimov, K.A. Tkachenko, A.M. Chudnov. - L.: VAS, 1986. - 52 p.
2. Kuznetsov N.A., Fetisov V.N. Information network control. - *Avtomatika i telemekhanika*. - 2005. - No. 9. - P. 86-101.
3. Yuditisky S. A. Graphodynamic simulation modeling of network structures evolution. - *Large systems control*. - 2011. - Iss. 33. - P. 21-34.
4. Chudnov A.M. Communication line and network noise resistance in the optimized noise environment. - L.: VAS, 1986. - 84 p.
5. Mizin I.A., Bogatyrev V.A., Kuleshov A.P. Packet switching networks, ed. by V. S. Semenikhina. - M.: Radio i svyaz, 1986. - 407 p.
6. Schwartz M. Communications networks: protocols, modeling and analysis, P. 1,2. - M.: Nauka. - 1992.
7. Fomin L.A., Budko P.A. Infocommunication system efficiency and quality. Optimization techniques. - M.: IF Fiziko-matem. literatura, 2008. - 296 p.
8. Budko P. A. Information and telecommunication system assets control. Optimization techniques. - SPb.: VAS, 2012. - 512 p.
9. Odoevsky S.M., Yarovikova O.V. Optimization-based control of traffic on the adjacent levels of network architecture. - Coll. Of Scient. articles of the III IST and MC "Infotelekkommunikation Current Issues in Science and Education". 25-26 Feb. 2014 - SPb: SPbGUT. - 2014. - P. 323-328.
10. Listopad N.I., Matruk A.A. Optimal routing models in computer networks. - *BSTU Works*. Iss. VI. - 2006. - P. 130-132.
11. Listopad N.I. Global networks modeling and optimization. - Mn. BSU, 2000.-156 p.
12. Quality of Service Routing. - P. Van (Ed.). Mieghem and other. - *Quality of Future Internet Services, EU-COST 263 Final Report*. - Springer LNCS 2856, 2003. - P. 80-117.
13. Makarenko S.I. Communication system dynamic model in the environment of functional split-level information conflict of surveillance and suppression. - *Control communication and security systems*. - 2015, No. 3. - P. 122-185.
14. Hsieh W., Kraimeche B. Performance analysis of end-to-end flow control mechanism in a packet switched network. - *J. Telecomm. networks*. - 1983. - vol. 2. - P. 103-116.
15. Conard J.W. Services and protocols of data link layer. - *Proc. IEEE* - 1983. - vol. 71. - no. 12. - P. 1378 - 1383.
16. Sun Q.A., Langendorfer H. New Distributed Routing Algorithm with End-to-end Delay Guarantee. - *IWQoS'97*. - 1997. - P. 111-114.
17. Amiri A., Pirkul H. Routing and capacity assignment in backbone communication networks. - *Computers & Operations Research*. - 1997. - v. 24. - Is. 3. - P. 275-287.
18. Siachalou S. Efficient QoS routing. - *The International Journal of Computer and Telecommunications Networking*. - 2003. - vol. 43. - iss. 3. - P. 351-367.
19. Bertsekas D., Shreve S. Stochastic Optimal Control: The Discrete-Time Case. - M.: Nauka, 1985. - 300 p.
20. Kleynrok L. Queuing Theory. - M.: Mashinostroyeniye, 1979. - 439 p.
21. Polyak B. T. Introduction to optimization. - M.: Nauka, 1983. - 384 p.