

Множители  $\frac{1}{1+I^{N+}}$ ,  $\frac{1}{1+I^{N-}}$ ,  $\frac{1}{1+I^{NM+}}$  и  $\frac{1}{1-I^{NM-}}$  позволяют учесть влияние позитивных и негативных возмущений, способствующих росту или снижению позитивной и негативной динамики целевых показателей независимо от управленческих решений.

Графики динамики индексов управленческих решений на рисунке 1 построены по данным таблиц 1 и 2 при условии нулевых возмущений. По графикам отслеживаются «проблемные зоны» в деятельности управленческого персонала агропромышленной фирмы.

Очевидно, что для каждого индекса целевых показателей будет свой индекс эффективности или неэффективности управленческих решений. Автором данной статьи предлагается рассматривать независимо негативную и позитивную динамику показателей, что увеличивает количество индексов динамики и масштаба, однако дает более достоверную картину эффективности деятельности управленческого персонала.

*Выводы.* Предложенная методика позволяет не только произвести оценку уровня эффективности деятельности управленческого персонала предприятий АПК, но и способствует повышению уровня текущего самоконтроля со стороны руководителей агропромышленных фирм.

УДК 681.03.06

## ЗАДАЧИ ОПТИМИЗАЦИИ УПРАВЛЕНИЯ ИНФОРМАЦИОННЫМИ ПОТОКАМИ ПРИ ПРОЕКТИРОВАНИИ СЕТИ ДИСТАНЦИОННОГО ОБУЧЕНИЯ

**ОЛЬШЕВСКИЙ А.И.**  
**ГУИиИИ,**  
**ПАВЛЫШ Э.В.**  
**ДонНТУ**

Рассматривается группа алгоритмов компьютерной поддержки принятия решений относительно построения оптимального маршрута прохождения данных при различных критериях оптимальности.

Розглядається група алгоритмів комп'ютерної підтримки прийняття рішень відносно формування оптимального маршруту проходження даних при різних критеріях оптимальності.

The group of algorithms of computer support of decisions about construction of optimal route of moving of data with various criterions of optimization is considered.

*Введение.* В настоящее время наиболее эффективным и перспективным методом обучения является дистанционное обучение. Широкое распространение персональных компьютеров, а также активное развитие глобальных сетей, в частности, сети Интернет, позволило упростить процесс дистанционного обучения, сделать его более доступным [1].

Ввиду того, что глобальные сети не являются стабильными, то есть их структура, количество участников постоянно меняется, то при организации групповой доставки информации (доставки одной и той же информации одновременно нескольким адресатам), необходимо принимать решение относительно построения оптимального маршрута прохождения сетевых пакетов данных. Критериями оптимальности могут выступать время доставки пакета, длина маршрута, то есть цена прокладки необходимого маршрута, которая должна быть оптимальной.

Доказано, что данный класс задач является классом NP-полных задач, то есть задач, решаемых полным перебором. Если число участников сети невелико, то эта задача не является

проблемной. Однако если количество участников сети порядка миллионов, то эта задача не решается полным перебором. Для разрешения проблемы применяют различные субоптимальные и эвристические методы. Суть данной работы состоит в рассмотрении наиболее эффективных подходов к решению этой задачи.

Основным объектом рассмотрения в задаче является многоадресная маршрутизация, которая понимается как маршрутизация трафика *группового вещания*. Групповое вещание (multicasting) предполагает отправку пакетов, адресованных не одному получателю, а целой группе. Механизм многоадресной маршрутизации позволяет каждому получателю, принадлежащему к определенной группе, получить пакет группового вещания независимо от того, в какой подсети он находится. Прежде чем детально рассмотреть механизмы многоадресной маршрутизации, необходимо ознакомиться с принципами группового вещания.

Стандартный способ доставки (одноадресный) предполагает установку соединения "точка-точка", когда пакет доставляется одному получателю. В случае, когда один и тот же пакет должен быть доставлен нескольким получателям, установка нескольких точечных соединений оказывается неэффективным решением (с одной стороны, происходит увеличение сетевого трафика, а с другой, – увеличиваются затраты вычислительных ресурсов на поддержание списка конечных точек). Использование широковещательных рассылок также не является эффективным решением, поскольку широковещательные сообщения не транслируются маршрутизаторами. В качестве альтернативы можно использовать другой метод доставки, когда получателем пакета выступает не один, а несколько получателей. Данный принцип лежит в основе группового вещания (multicasting).

Каждый хост, входящий в группу вещания, помимо уникального IP-адреса, однозначно идентифицирующего хост в пределах сети, получает также некоторый *групповой IP-адрес*. Этот адрес идентичен для всех хостов, являющихся членами группы. ЭТОТ адрес может быть указан в качестве получателя пакета. В этом случае пакет будет получен всеми хостами, входящими в состав группы вещания. Все другие узлы просто проигнорируют данный пакет. В этом заключается существенное отличие группового вещания от широковещательных рассылок — групповой трафик не "беспокоит" хосты, не принадлежащие к группе вещания и не ожидающие группового трафика.

Групповое вещание может использоваться для следующих целей:

- обнаружения ресурсов в межсетевом пространстве;
- поддержки распределенных сетевых приложений;
- поддержки групповых приложений мультимедиа, предполагающих передачу потоковых данных (например, цифрового аудио и видео).

Каждый хост уникально идентифицируется посредством ip-адреса, каждому из них выделен общий групповой адрес. В данном примере предполагается, что трафик группового вещания распространяется свободно в обоих подсетях. На самом деле, задача распространения трафика группового вещания (так же как и в случае одноадресной маршрутизации) в условиях межсетевого взаимодействия решается на уровне маршрутизаторов.

Рассматривая процесс распространения группового трафика в корпоративной сети, следует различать *пересылку группового трафика* (multicast forwarding) и *групповую маршрутизацию* (multicast routing).

Под групповой пересылкой понимается процесс перенаправления маршрутизатором трафика группового вещания в подсети, в которых присутствуют хосты, принадлежащие к требуемой группе вещания. При этом групповой трафик не передается маршрутизатором в те подсети, в которых подобные хосты отсутствуют.

Под групповой маршрутизацией понимается процесс распространения информации о составе групп вещания между маршрутизаторами. Фактически, в данном случае, речь идет о работе протоколов маршрутизации применили и к групповому вещанию.

При помощи пересылки группового трафика маршрутизатор передает пакеты группового вещания в подсети, где имеются хосты, ожидающие групповой трафик, или в том направлении, где имеются хосты, ожидающие этот трафик.

Предотвращается передача трафика группового вещания в подсети, где отсутствуют хосты, слушающие групповой трафик. Совершенно очевидно, что для выполнения этой операции маршрутизатор должен иметь соответствующие механизмы. Поддержка операции пересылки группового трафика реализуется как на уровне сетевых интерфейсов, так и на уровне службы маршрутизации. На уровне сетевых интерфейсов поддержка группового вещания реализуется в рамках стека протоколов ТСП/ИР. Процесс передачи группового трафика регламентируется специальным протоколом, являющимся частью данного стека – Internet Group Management Protocol.

Задача построения маршрута относится к задачам нелинейного дискретного программирования с булевыми переменными. Все множество методов оптимизации можно разбить на две группы: точные и приближенные. Точные позволяют получать строго оптимальные решения, однако они весьма чувствительны к размерности и их можно применять лишь для задач малой размерности. Приближенные методы, хотя и не дают строго оптимальных решений, зато позволяют решать практические задачи довольно высокой размерности. Точные методы для общей задачи неизвестны, однако для задач специального вида можно разработать адаптированные алгоритмы [2].

Так как не существует оптимального алгоритма синтеза кратчайше связующего дерева (КСД) с ограничениями на пропускную способность каналов связи, необходима система, которая на основании анализа синтезированных по различным алгоритмам сетей передачи данных создавала бы оптимальную структуру (граф). Решение этой проблемы – основа данной работы.

При проектировании абонентской сети возникает задача синтеза ее структуры (топологии). Рассмотрим постановку и математическую модель задачи синтеза структуры абонентской СДО по критерию стоимости.

Пусть имеется множество  $X = \{x_j\}$  абонентов сети – источников информации с объемом трафика абонента  $h_j$ ;  $\{g_j, w_j\}$  – географические координаты пункта, а также места размещения сервера дистанционного обучения  $\{y_i^*\}$  и привязки абонентов к серверу ДО  $X_{y_i}, i = \overline{1, m}$ . Известны приведенные затраты на передачу информации от пункта  $i$  к пункту  $j$ :  $C_{ij}^{nep} = C_{nep}(h_j, l_i)$ . Требуется синтезировать структуру абонентской СДО в классе древовидных структур минимальной стоимости при ограничениях на суммарный поток (трафик)  $f_{ij}$  в каждой ветви ( $i, j$ ):  $f_{ij} \leq d_{\max}$ , где  $d_{\max}$  – пропускная способность многопунктовой линии связи (ЛС);  $f_{ij}$  определяется как сумма информационных потоков от всех узлов, предшествующих узлу  $i$  на путях от концевых вершин к корню дерева и потока  $h_i$ , определяемого абонентом  $x_i$ .

Задача построения древовидных сетей с ограничениями минимальной стоимости исследована в алгоритмах Прима, Исау-Вильямса, Фогеля, Краскала.

Алгоритм Прима

Задача синтеза древовидной сети впервые рассмотрена в работе Прима, в которой предложен точный алгоритм синтеза сети минимальной стоимости.

Первоначально рассмотрим исходное множество несвязанных узлов (вершин)  $X = \{x_i\}$ .

1. Выбираем произвольный узел (подграф)  $x_i$  и отыскиваем стоимость ввода ребра  $(i, j)$ , связывающего  $x_i$  с некоторым подграфом  $x_j c_{ij}$ . Если подграфы  $x_i$  и  $x_j$  состоят из нескольких узлов, то отыскиваем ребро, связывающее ближайшую пару узлов  $x_j$  и  $x_i$ , принадлежащих к разным подграфам.

2. Среди всех пар  $(i, j)$  находим такую  $(i^*, j^*)$ , что  $c_{i^* j^*} = \min_{\forall (i, j)} c_{ij}$ .

3. Объединяем подграфы  $x_i^*$  и  $x_j^*$  в один:  $x_{iH}^* = x_i^* \cup x_j^*$ . На этом одна итерация метода заканчивается. Таким образом, на каждой итерации число изолированных подграфов сокращается. Как только их число  $N$  станет равно 1, работа алгоритма заканчивается. Доказано, что данный алгоритм позволяет получить оптимальное решение. Заметим, что в задаче Прима не вводятся ограничения на пропускные способности ЛС, и поэтому отсутствует ограничение на сум-

марный поток  $f_{rl}$ , передаваемый по произвольной ветви  $(r, l)$ . Таким образом, алгоритм Прима позволяет синтезировать кратчайшее связывающее дерево без ограничений. Практически гораздо более важной является задача синтеза КСД с ограничениями на суммарный поток  $f_{rl}$ , определяемый пропускными способностями (ПС) каналов связи (КС)  $d_{rl}$ .

#### Алгоритм Исау-Вильямса

Одним из наиболее известных и распространенных алгоритмов синтеза КСД с ограничениями является алгоритм Исау-Вильямса, известный под названием **CNDP**. Предположим, что главный сервер (ГС) обработки данных расположен в пункте  $x_1$ , а ПС всех ветвей одинаковы и равны  $d$ .

Пусть первоначально имеется некоторое множество изолированных узлов  $X = \{x_1, x_2, \dots, x_n\}$ . Для каждого узла  $i$  вычисляем стоимость его подключения к ГС  $c_{ij} = v_i$ , а также стоимость связи  $c_{ij}$  двух узлов  $i$  и  $j$  между собой. В общем случае  $c_{ij} = c_{ij}(h_i)$ , где  $h_i$  – поток информации в узле  $i$ . Вычисляем экономию от подключения узла  $i$  к  $j$  вместо подключения его к ГС:  $E_{ij} = c_{ij} - c_{i1} = c_{ij} - v_i$ . Находим такую пару  $(i^*, j^*)$ , для которой  $E_{i^*j^*} = \min_{(i,j)} E_{ij}$  при условии, что  $h_{i^*} + h_{j^*} \leq d$ . Если  $E_{i^*j^*} < 0$ , то вводим ветвь  $(i^*, j^*)$  и объединяем два узла  $x_{i^*}$  и  $x_{j^*}$  в один:  $X_{i^*j^*} = x_{i^*} \cup x_{j^*}$ , при этом определяем новое значение потока информации  $H_{i^*j^*} = h_{i^*}$ . Пусть произведено  $k$  итераций и построено  $k$  обобщенных узлов (подграфов)  $X_1, X_2, \dots, X_k$  и пусть  $H_k = H(X_k)$  – суммарный информационный поток всех узлов, входящих в  $X_k$ .

Опишем  $(k+1)$ -ю итерацию. Выбираем произвольный изолированный подграф  $X_i$ . Находим произвольный подграф  $X_j$  и проверяем возможность ввода ребра  $(i, j)$ :  $H_i + H_j \leq d$ . Если условие выполняется, то вычисляем  $E_{ij} = c_{ij}(H_i) - v_i$ . Находим такую пару  $(i^*, j^*)$ , для которой  $E_{i^*j^*} = \min_{(i,j)} E_{ij}$ . Если  $E_{i^*j^*} < 0$ , то объединяем пару подграфов  $X_{i^*}$  и  $X_{j^*}$  в один:  $X_{i^*j^*} = X_{i^*} \cup X_{j^*}$ , в противном случае подключаем все оставшиеся изолированные подграфы напрямую к ГС, и конец работы алгоритма.

#### Алгоритм Краскала

Вначале все узлы изолированы. На каждом шаге отыскивают наименьшую по стоимости допустимую линию связи различных узлов, и к уже построенной сети добавляют маршрут с минимальной стоимостью.

#### Алгоритм Фогеля (VAM)

Для каждого узла  $x_i$  подсчитывают выигрыш  $E_i$  как разность  $E_i = c'_{ij} - c_{ij}$ , где  $X_j$  – ближайший к  $x_i$  подграф;  $X'_j$  – следующий по порядку ближайший к  $x_i$  подграф.

Текущая итерация алгоритма заключается в том, что находится  $i^*$  такой, что  $E_{i^*} = \max E_i$ . Проводится проверка по ограничению: если оно выполняется, то  $x_{i^*}$  подключается к ближайшему узлу  $x_j$ . В результате образуется некоторый подграф  $X_i = x_{i^*} \cup x_j$ . Стоимость ЛС между двумя сегментами определяется как стоимость самой дешевой ЛС между двумя терминалами (узлами), принадлежащими разным подграфам. Если связь  $(i, j)$  нарушает ограничение по ПС, то  $c_{ij} = \infty$ . Когда все узлы оказываются подключенными к ГС, конец работы алгоритма.

#### Унифицированный алгоритм синтеза КСД

В результате анализа известных алгоритмов синтеза КСД (алгоритмы Прима, Исау-Вильямса, Краскала, Шарма и т.д.) предложен так называемый унифицированный алгоритм синтеза многоуровневых сетей, из которого можно получить как частный случай любой из известных алгоритмов синтеза, приписав определенные значения некоторым формальным параметрам. Для формального описания алгоритма введем следующие обозначения:  $v_i$  – вес узла  $i$ ;

$X_i$  – подграф (набор узлов), содержащий узел  $i$ ;  $(i, j)$  – линия, соединяющая узлы  $i$  и  $j$ ;  $E_{ij}$  – экономия, соответствующая линии  $(i, j)$ ;  $c_{ij}$  – стоимость ЛС  $(i, j)$ ;  $N$  – число узлов [1,3,5,10].

*Шаг 0.1.* Задаем начальные значения величины  $v_i$  для  $i = 1, 2, \dots, N$ , используя соответствующее правило (табл. 2.1).

2. Устанавливаем  $X_i = \{i\}, i = 1, 2, \dots, N$ .

3. Определяем  $E_{ij} = c_{ij} - v_i$  для  $(i, j)$ , если  $c_{ij}$  существует и узлы  $i$  и  $j$  не объединены.

*Шаг 1.* Определяем  $E_{i,j}^* = \min_{(i,j), X_i \neq X_j} E_{ij}$ . Если  $E_{i,j}^* = \infty$ , то заканчиваем поиск, в противном случае переходим к шагу 2.

*Шаг 2.* Оцениваем выполнение ограничений для  $X_i \cup X_j$  (объединение подграфов). Если любое из них нарушено, то устанавливаем  $E_{i,j}^* = \infty$  и возвращаемся к шагу 1. В противном случае переходим к шагу 3.

*Шаг 3.*

1. Вводим ветвь  $(i, j)$ .

2. Изменяем величины  $v_i$  для  $i = 1, 2, \dots, N$  (табл.1)

3.  $E_{ij} = c_{ij} - v_i$  для тех  $i$ , для которых  $v_i$  изменено.

4. Сформируем новый подграф  $X_i \cup X_j$ . Повторно пересчитываем ограничения и возвращаемся к шагу 1.

Таблица 1

Связь между унифицированным алгоритмом КСД и частными алгоритмами синтеза

Алгоритм	Инициализация	Коррекция весов при вводе ЛС (i,j)
Прима	$v_i = 0, i = 1$ $v_i = -\infty, i = 2, \dots, N$	$0 \rightarrow v_j, v_i = 0$
Исау-Вильямса	$v_i = -\infty, i = 2..N$	$v_i = v_j$
Краскала	$v_i = 0, i = 1..N$	Нет
Фогеля	$v_i^* = b_i - a_i$	$v_i^{**} = b_i - a_i$

\* Для определения  $b_i, a_i$  см. описание алгоритмов

Достоинство эвристических алгоритмов - их способность находить оптимальные или же близкие к оптимальным решения задачи большого числа узлов за разумное время вычисления. Недостатком является то, что относительно найденного решения нельзя утверждать, что оно оптимально. Двумя основными критериями, оценивающими эвристический алгоритм, будут скорость сходимости и близость получаемого решения к оптимальному или же к лучшему решению [ 3 ].

Для задачи ST также было доказано, что она является NP-полной. Среди множества эвристических алгоритмов, описанных в литературе, можно выделить два класса. Один основан на алгоритме нахождения минимального стягивающего дерева (MST (Minimum Spanning Tree) алгоритмы). Другой класс основан на классическом подходе нахождения кратчайшего маршрута "от точки к точке" или алгоритме построения леса (Forest Build Tree - FBT).

Два алгоритма, KMB (Kou, Markowsky, Berman) и RS (Rayward-Smith) известны как самые типичные в этих двух классах. Оба эти алгоритма имеют низкую производительность, но дают решение, близкое к оптимальному.

Производительность RS алгоритма в среднем лучше из-за того, что в нем в рассмотрение берутся и узлы, не принадлежащие к множеству узлов назначения. Недостаток RS алгоритма в том, что требуются большие вычислительные затраты.

Анализ матрицы стоимостей

Обозначим:  $h_j$  — объем ИВР, возникающий в единицу времени у абонента  $v_j$  и подлежащий обработке на сервере, бит/с (бод);  $\{x_j, y_j\}$  — географические координаты пункта нахождения абонента  $v_j$ ;  $T=\{v_{ij}\} \subseteq V$  — множество пунктов, где возможна установка телеконференции;  $n_v=|V|$  и  $n_E=|E|$  — мощности множеств  $V$  и  $E$  соответственно;  $l_{ij}$  — расстояние между пунктами  $v_i$  и  $v_j$ .

Для абонентских СПД на базе проводных (телефонных или оптоволоконных) КС величина  $l_{ij}$  зависит от структуры сети. При этом возможны два случая. Если пункты  $v_i$  и  $v_j$  соединены непосредственно, то  $l_{ij}$  можно принимать равными расстоянию между  $v_i$  и  $v_j$  с поправкой на удлинение ЛС вследствие рельефа местности, существующие колодцы, тоннели и т. д. Если пункт  $v_i$  соединен с пунктом  $v_j$  через ряд транзитных пунктов как, например, при древовидной структуре, то  $l_{ij}$  принимается равной сумме длин всех транзитных участков ЛС, соединяющей  $v_i$  с  $v_j$ .

Введем величину приведенных затрат на организацию и эксплуатацию прямого канала передачи данных между пунктами  $v_i$  и  $v_j$ :

$$C(v_i, v_j) = C_{ap} \cdot E_H$$

где  $E_H$  — нормативный коэффициент окупаемости вложений;

$C_{ap}$  — стоимость аренды канала передачи данных.

Зависимость арендной стоимости канала можно представить кусочно-нелинейной аппроксимацией.

$$C_{ap}(l_{ij}) = \begin{cases} -a_1 + b_1 \lg l_{ij}, & \text{если } l_{ij} < l_1 \\ -a_2 + b_2 \lg l_{ij}, & \text{если } l_1 \leq l_{ij} < l_2; \\ -a_3 + b_3 \lg l_{ij}, & \text{если } l_2 < l_{ij} \end{cases}$$

Таким образом, приведенные затраты на эксплуатацию канала передачи данных между пунктами  $v_i$  и  $v_j$

$$C(v_i, v_j) = C_{nep}(h_i, l_{ij}) = C_{ap}(l_{ij}) \cdot E_H \cdot h_i / d,$$

где  $d$  — пропускная способность единичного канала передачи данных, бит/с (бод).

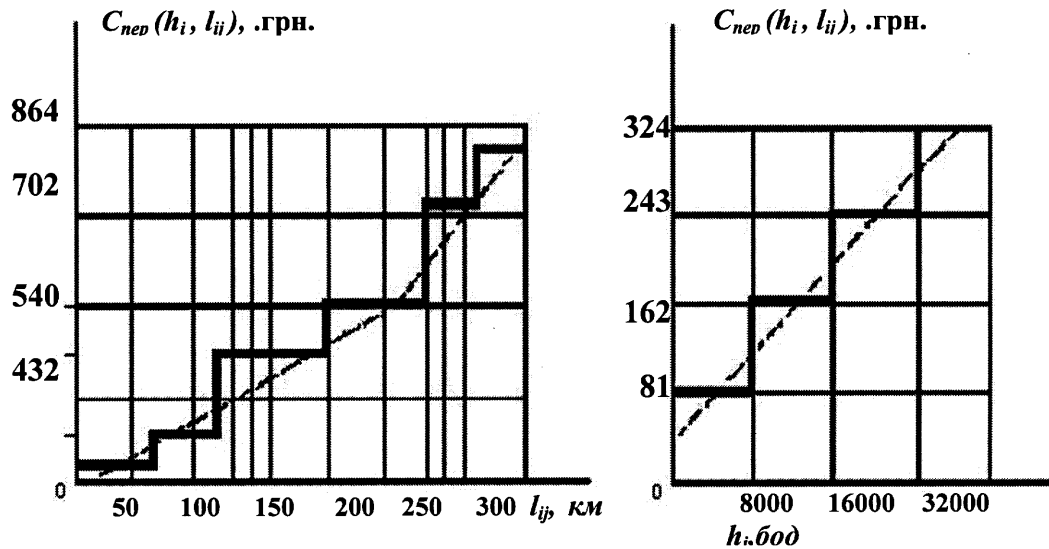


Рис. 1. Зависимость <sup>а</sup> приведенных затрат на передачу информации (выделенный доступ к сети) от расстояния между пунктами  $l_{ij}$  (а) и от объема передаваемой информации (трафик)  $h_i$  (б)

Отличительной особенностью данной задачи является существенно нелинейная зависимость функции затрат на передачу информации  $C_{nep}(h_i, l_{ij})$  от расстояния между пунктами (рисунок 1а). Зависимость  $C_{nep}(h_i, l_{ij})$  от объема ИВР имеет разрывный характер (рисунок 1б):

$$C_{nep}(h_i, l_{ij}) = C(l_{ij})]h_i / d[,$$

(знаком ] [ в первом и втором случае обозначено округление с избытком)

Таким образом, в результате исследования группы алгоритмов получены оценки с точки зрения оптимизации управления информационными потоками в сетях дистанционного обучения. Показано, что алгоритмы субоптимального (приближенного) решения поставленной задачи дают несущественное отклонение от теоретически возможного императивного оптимального решения, при этом обладают рядом преимуществ, в частности, по затратам времени и средств.

#### Литература

1. Агапонов С.В. и др. Средства дистанционного обучения. Методика, технология, инструментарий. / Авторы: Агапонов С.В., Джалиашвили З.О., Кречман Д.Л., Никифоров И.С., Ченосов Е.С., Юрков А.В. / Под ред. З.О. Джалиашвили. – СПб.: БХВ – Петербург, 2003. – 336 с.
2. Ольшевский А.И. Интеллектуальная система проектирования информационных сетей дистанционного обучения на базе ДонГИИИ // Искусственный интеллект. – 2007. – №1. – С. 244-249.
3. Guo-Quing Hu. Forest build tree algorithms for multiple destinations // The Potential. №3, 1998. – С. 13-16.