

ОПТИМИЗАЦИОННЫЕ ТЕХНОЛОГИИ ФОРМИРОВАНИЯ ДОКУМЕНТАЦИОННОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ УПРАВЛЕНИЯ КОМПАНИИ

Введение

Электронная система документационного обеспечения управления (ДООУ) предназначена для решения как стратегических, так и тактических задач компании. Решение стратегических задач заключается в обеспечении функционирования централизованно контролируемых вертикальных и горизонтальных каналов циркуляции распорядительной и информативной документации, которые позволили бы эффективно руководить территориальными подразделениями, дочерними и смежными предприятиями. Сюда же входит задача, решение которой обеспечивает руководство компании и её подразделений рекомендациями по поддержке принятия управленческих решений. К числу тактических задач относятся, прежде всего, задачи увязки документооборота подразделений в единый процесс, подчиняющийся единым нормативным и методологическим требованиям [1, 2]. При этом необходимо обеспечить:

- оперативное доведение распоряжений руководства и информации, содержащейся в документах, до адресата (исполнителя), не дожидаясь доставки бумажной копии посредством курьеров, экспедиции или почты;
- контроль исполнения распоряжений руководства в режиме реального времени;
- накопление информации, содержащейся в документах, с последующей возможностью быстрого её нахождения по любым признакам документа (регистрационному номеру, дате регистрации, имени корреспондента, адресата, теме и пр.);
- организацию учёта внутренней служебной документации, имеющей хождение между отделами и управлениями исполнительного аппарата и территориальными подразделениями;
- централизованный контроль доступа к информации;
- информационное обеспечение подсистемы ППР.

Электронная система ДООУ должна иметь общекорпоративный характер с единством методологии и организационно-технических подходов в решении поставленных задач и обеспечивать безбумажную технологию делопроизводства.

Корпоративная автоматизированная система управления документооборотом

Следует признать, что в конце 90-х годов в ОАО «АЭРОФЛОТ» стал ощущаться разрыв между внедрением передовых технологий в области самолетных перевозок и состоянием документационного обеспечения деятельности. Стало очевидным и несоответствие делопроизводства в подразделениях компании требованиям новых нормативов и ГОСТа, определяющих правила работы с документами. Одной из важнейших мер по обеспечению управляемости компании и всех её подразделений оказалось решение о создании корпоративной автоматизированной системы управления документацией (КАСУД) (Приказ № 394 от 27 ноября 2000 года), основанной на «Lotus Notes».

Внедрение КАСУД позволило обеспечить:

- автоматизацию основных функций делопроизводства персонала;
- ускорение процессов документооборота между аппаратом компании и её подразделениями;
- текущий учёт и контроль перемещения документов;
- централизованный контроль исполнения директив (резолуций, приказов, решений);
- быстрый поиск документов по различным реквизитам;
- создание хранилища документов для использования его в справочных целях.



На рис. 1 – 4 представлены укрупненные схемы технологии передачи, накопления, хранения и обработки информации в КАСУД с учетом намечаемых перспектив включения в КАСУД реляционной базы данных и создания подсистемы ППР [2].

Отчетность, предоставляемая представительствами, сама по себе недостаточна для анализа и, тем более, для функционирования подсистемы ППР системы электронного ДОУ авиакомпании.

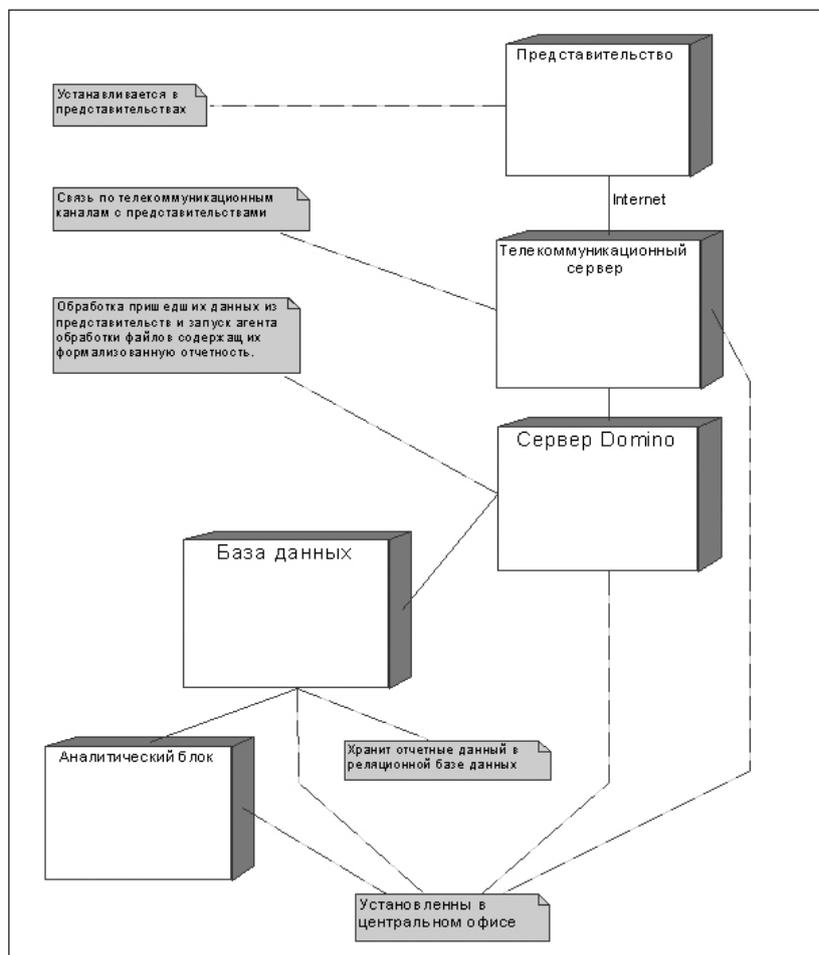


Рис. 1. Структурная схема элементов системы

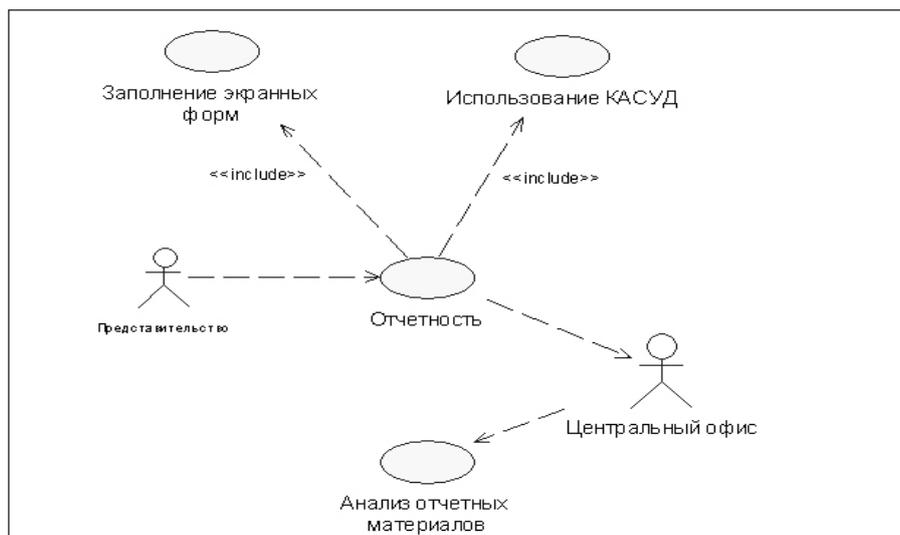


Рис. 2. Схема вариантов использования



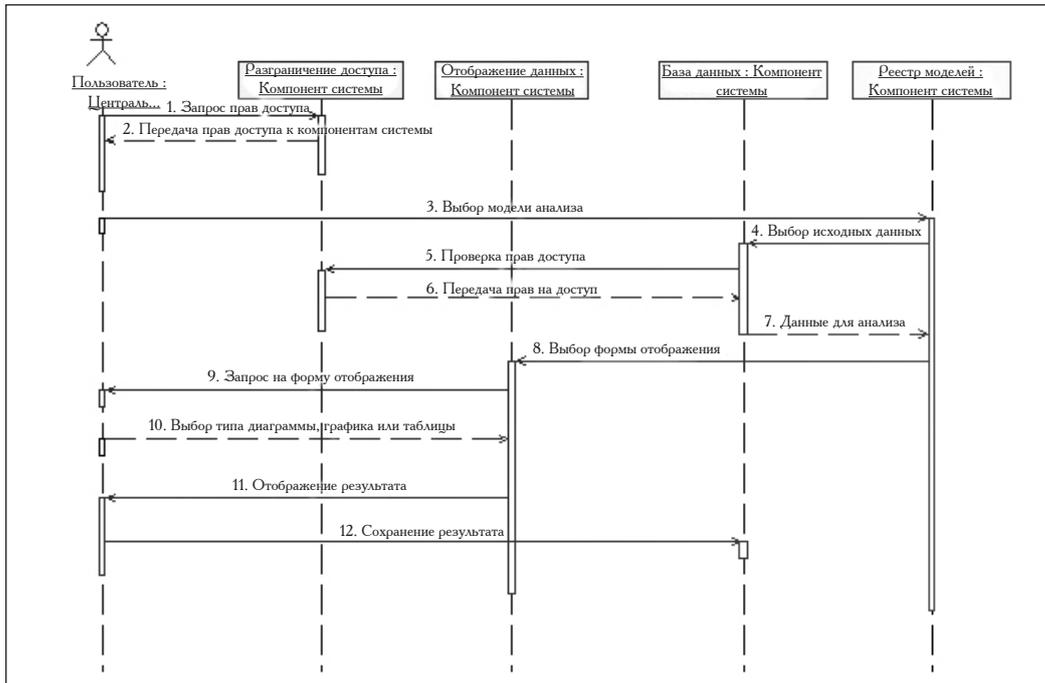


Рис. 3. Диаграмма взаимодействия центрального офиса

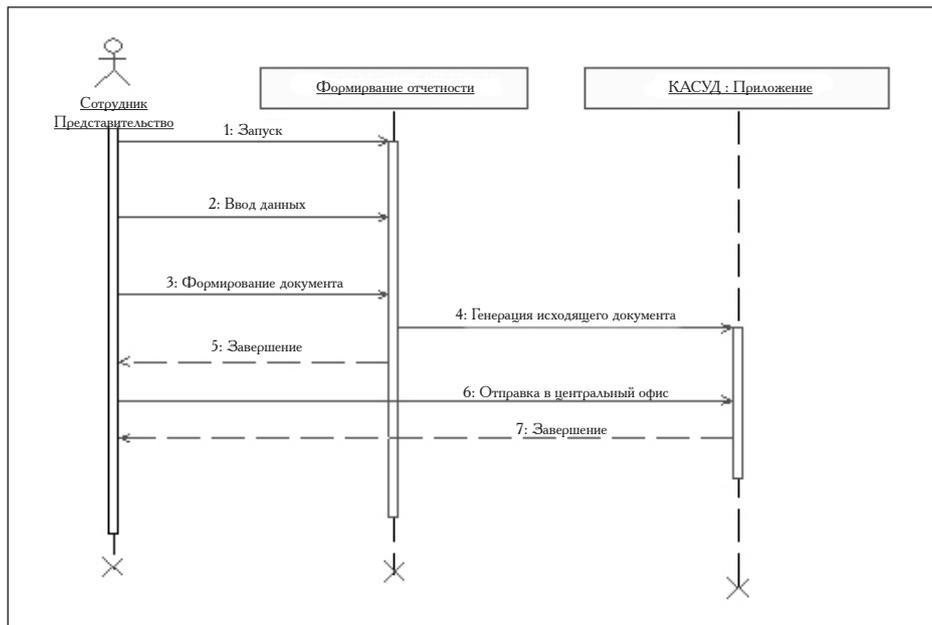


Рис. 4. Диаграмма взаимодействия представительств

Функционирование КАСУД, как правило, связано с обработкой большого числа информационных массивов (ИМ) и формированием потока выходных финансовых документов, что требует существенных затрат машинного времени. В связи с этим становится актуальной задача минимизации времени обработки документов.

Содержательная постановка задачи. В основе любой автоматизированной информационной системы лежит информационная модель компании, которая включает в себя внешние и внутримашинные информационные потоки [1–3]. Внешние информационные потоки — это направленное движение документов от источников формирования информации к ее получателям.



Информационные потоки дают более полную картину информационной системы объекта, так как с их помощью выявляются пространственно-временные и объемные характеристики процессов и явлений, отражается динамичность информационных процессов и их взаимодействие. Информационные потоки отражают организационно-функциональную структуру компании. Единицами информационных потоков могут быть документы, представленные в виде информационных массивов. Выявление достоверных характеристик информационных потоков используется для обоснованного выбора вычислительных ресурсов, а также средств обработки и передачи данных. *Внутримашинные информационные потоки* формируют информационную среду для удовлетворения разнообразных профессиональных потребностей работников компании и её клиентов. Они включают все виды специально организованной на машинных носителях информации для восприятия, передачи и обработки техническими средствами. Поэтому информация также представляется в виде информационных массивов, на основе которых формируются банки данных. По содержанию внутримашинное информационное обеспечение должно адекватно отражать реальную деятельность компании и его подразделений, а также требует интеграции информационных данных (информационных массивов) в базы данных.

В этих условиях возникает проблема выявления дублирующей информации и соответствующих документов с целью минимизации времени их формирования в КАСУД авиакомпании. При этом задача минимизации времени формирования документов в КАСУД сводится к задаче поиска минимального «частичного» дерева на взвешенном орграфе, отвечающем этой задаче.

Функционирование КАСУД, как правило, связано с обработкой большого числа информационных массивов и формированием потока выходных документов, что требует существенных затрат машинного времени. Попытки сократить временные затраты обычно заключаются в повышении быстродействия баз данных за счет оптимальных способов организации массивов (последовательный, индексно-последовательный, относительный, прямой) и системы кодирования.

Однако эти подходы связаны с техническими аспектами повышения быстродействия. В работе предлагается методика, в основе которой лежит принцип оптимизации вычислительного процесса создания документов в КАСУД. Основными элементами информационной базы КАСУД являются информационные массивы (ИМ), предназначенные для длительного или кратковременного хранения информации. Массивы данных, размещаемые в БД для длительного хранения, централизованного их использования и обновления различными потребителями информации, называются основными. Все другие массивы, предназначенные для кратковременного хранения и использования, называются рабочими.

Благодаря тому, что содержимое различных рабочих ИМ часто пересекается, возникает возможность формирования такого порядка ИМ, который бы сократил время их обработки за счет взаимодействия друг с другом. Иными словами, часть рабочих массивов формируется не непосредственно на основании основных ИМ, хранимых в БД, а с использованием ранее сформированных и «более доступных» массивов. При этом допустимо формирование промежуточных рабочих ИМ, использование которых сокращает время формирования выходных документов, необходимых для работы администрации компании.

Формальная постановка задачи. Изложенная выше задача может быть описана с помощью аппарата теории графов. Пусть задан взвешенный ориентированный граф $G(X, U)$, где X – множество вершин ($|X| = n$), U – множество дуг ($|U| \leq n^2$). Каждой дуге $(i, j) \in U$ присвоен вес $t(i, j) \geq 0$. На множестве вершин X графа $G(X, U)$ выделены: вершина $s \in X$, не имеющая заходящих в нее дуг, и подмножество вершин $Q \subset X \setminus \{s\}$ такое, что любая вершина $q \in Q$ достижима из вершины s по дугам графа $G(X, U)$. На $G(X, U)$ требуется выделить подграф $G^1(X^1, U^1)$ такой, что:



- а) $G^1(X^1, U^1)$ является деревом с корнем в вершине s ,
 б) $Q \subset X^1$,
 в) $\sum_{(i,j) \in U^1} t(i,j) \rightarrow \min$ (1)

Покажем, что рассматривавшаяся выше задача оптимизации вычислительного процесса создания документов в КАСУД может быть сведена к задаче (1). Поставим в соответствие каждому ИМ вершину графа $G(X, U)$. Среди ИМ должны присутствовать как обязательные ИМ, необходимые для работы КАСУД, так и промежуточные ИМ, которые формируются для работы КАСУД для сокращения времени формирования документов в КАСУД. Две вершины соединим дугой $(i, j) \in U$, если j -й массив можно сформировать на основании i -го массива. Каждой дуге $(i, j) \in U$ присвоим вес $t(i, j)$, равный времени формирования j -го массива на основании i -го массива. На множестве вершин X графа $G(X, U)$ выделено подмножество вершин Q , отвечающее обязательным ИМ, выделена вершина $s \in X \setminus Q$, отвечающая основным ИМ. Таким образом, задача формирования ИМ, необходимых для работы КАСУД за минимальное время, сводится к задаче поиска экстремального дерева с корнем в s на графе $G(X, U)$.

Можно показать, что к задаче (1) сводится и случай, когда j -й массив формируется на основании нескольких ИМ за время τ . В этом случае в граф $G(X, U)$ вводится фиктивная вершина k , достижимая из тех же вершин, что и вершина j за нулевое время. На новом графе $G'(X', U')$ вершина j достижима только из k , причем $t(k, j) = \tau$.

Сформулированная выше задача (1) отвечает концепции, связанной с разработкой прикладного программного обеспечения для минимизации суммарного времени обработки документов в рамках КАСУД.

Заменяя аддитивный функционал цели задачи (1) минимаксными, получаем задачу о минимаксных деревьях:

$$в') \max_{(i,j) \in U^1} t(i,j) \rightarrow \min \quad (2)$$

$$в'') \max_{q \in Q} \sum_{(i,j) \in L(s,q)} t(i,j) \rightarrow \min \quad (3)$$

где $L(s, q)$ путь из $s \in X^1$ в $q \in Q \subset X^1$, компонентами которого являются дуги подмножества U^1 и вершины подмножества X^1 .

Функционал цели (2) отвечает направлению, связанному с минимизацией времени реакции системы на формирование любого ИМ, при наличии необходимой для него информации, а функционал цели (3) — на любой документ из заданного подмножества Q .

Формальная постановка задачи (1) является универсальной, и к ней могут быть сведены практически все задачи формирования документов в различных АСУ.

Все методы поиска экстремальных деревьев на взвешенных орграфах можно разделить на три группы [4, 5]. К первой группе относятся так называемые эффективные методы, гарантирующие глобально-оптимальное решение за полиномиальное время поиска, ко второй группе относятся переборные алгоритмы, время поиска которых экспоненциально, и к третьим можно отнести процедуры локальной оптимизации, такие как рандомизированный поиск или детерминированный спуск в лучшем направлении.

Так как большинство подходов такого рода алгоритмов базируется на методах неявного перебора, далее рассматриваются три основные операции, присущие этим методам: способ разбиения на подмножества, способ вычисления нижней оценки, правило выбора текущего подмножества.

Поиск оптимального (локально-оптимального) решения далее интерпретируется как спуск по дереву ветвлений. На дереве ветвлений, отвечающем конкретному способу разбиения, от вершины, соответствующей исходному множеству, проводятся дуги к вершинам, соответствующим



подмножествам, на которые разбивается данное подмножество. Начальной вершине дерева ветвлений отвечает корневая вершина графа $G(X,U)$. Ветвью дерева ветвлений, отвечающей данной вершине дерева ветвлений, будем называть путь на дереве ветвлений, соединяющий начальную вершину дерева ветвлений с данной вершиной. Каждой ветви дерева ветвлений соответствует подмножество вершин графа $G(X,U)$. Подмножество вершин графа $G(X,U)$, вошедших в некоторую ветвь дерева ветвлений, будем называть списком помеченных вершин $\pi^k = \{1, i_1, i_2, \dots, i_k\}$ – ветвь дерева ветвлений, отвечающая k -му уровню дерева ветвлений, т.е. путь на дереве ветвлений, ведущий из начальной вершины дерева ветвлений в вершину i_k и проходящий через все вершины

$$i_r \in \pi^k, \quad r=2, 3, \dots, k$$

Каждому подмножеству на дереве ветвлений отвечает некоторая вершина графа $G(X,U)$. Разбиение множества на более мелкие подмножества организовано одним из следующих способов.

Первый способ. Подмножества, на которые разбивается данное множество, составляют те вершины графа $G(X,U)$, в которых на графе $G(X,U)$ заходят дуги непосредственно из вершин ветви дерева ветвлений, отвечающей данному множеству. Другими словами, подмножество висячих вершин дерева ветвлений, на которые разбивается данное множество, составляют вершины графа $G(X,U)$, связанные на графе $G(X,U)$ непосредственно с вершинами, вошедшими в список помеченных вершин (ветвь дерева ветвлений, отвечающая данному подмножеству), исходящими из этих вершин дугами. Из полученного подмножества висячих вершин удаляются те вершины, которые уже есть в списке помеченных вершин. Если среди подмножества висячих вершин есть одинаковые вершины, то оставляем одну из них, остальные удаляем. После проделанных операций оставшееся подмножество висячих вершин дерева ветвлений, отвечающее некоторой вершине дерева, будем обозначать через X_v . Первоначально список помеченных вершин $S = \{1\}$, т.е. начальной вершине дерева ветвлений отвечает корневая вершина графа $G(X,U)$ (корневой вершине присвоен номер равный 1).

Второй способ. Подмножество висячих вершин дерева ветвлений, на которые разбивается данное подмножество, составляют вершины графа $G(X,U)$, связанные на графе $G(X,U)$ непосредственно с последней вершиной, вошедшей в список помеченных вершин (этой вершиной будет данное множество), исходящими из этой вершины дугами. Из полученного подмножества висячих вершин удаляются те вершины, которые уже есть в списке помеченных вершин. Оставшееся подмножество висячих вершин дерева ветвлений, отвечающее данной вершине, будем обозначать, как и раньше, через X_v . Первоначально список помеченных вершин $S = \{1\}$. Очевидно, что при данном способе можно получить лишь локально-оптимальное решение.

Способы вычисления нижней оценки.

Первый способ вычисляется на основании выражения:

$$\Delta_1 = \sum_{j \in \pi^k} \min_{i \in B(j)} t(i, j) \quad (4)$$

В выражении (4) буква k означает номер уровня дерева ветвления, $i \in B(j)$ означает, что минимум берется по всем вершинам, предшествующим вершине j в ветви $\pi^k = \{1, i_1, i_2, \dots, i_k\}$ дерева ветвлений. Каждая вершина $i_r \in \pi^k$ ($r = 2, 3, \dots, k$) достижима на графе $G(X, U)$ из одной или нескольких вершин, которые предшествуют данной вершине в ветви дерева ветвлений. То есть существует одна или несколько дуг на графе $G(X, U)$, заходящих в данную вершину $i_r \in \pi^k$ из вершин, которые предшествуют данной вершине в ветви π^k , на графе $G(X, U)$ берется дуга с минимальным весом.

Второй способ вычисления нижней оценки:

$$\Delta_2 = \Delta_1 + \Delta_3 \quad (5)$$



$$\text{где: } \Delta_1 = \sum_{j \in \pi^k} \min_{i \in B(j)} t(i, j) \qquad \Delta_3 = \sum_{j \in Q \setminus Q_{\pi^k}} \min_i t(i, j)$$

где Q_{π^k} — подмножество обязательных вершин, вошедших в ветвь π^k .

Третий способ. Так как по условию задачи (1) все вершины подмножества вершин Q должны быть достижимы из корневой вершины, то, следовательно, для каждой из вершин $q \in Q$ на графе $G(X, U)$ существует путь, ведущий из корневой вершины в данную вершину q . Введем следующие обозначения: L_{sq} — путь из s в q , $\{L_{sq}\}$ — множество путей из s в q .

$$x(i, j) = \begin{cases} 1, & \text{если дуга } (i, j) \in L_{sq} \\ 0 & \text{в противном случае} \end{cases}$$

$$\lambda_{sq} = \sum_{(i, j) \in L_{sq}} t(i, j)x(i, j) \qquad \text{— длина пути } L_{sq}$$

$$\lambda_q = \min_{L_{sq} \in \{L_{sq}\}} \sum_{(i, j) \in L_{sq}} t(i, j)x(i, j) \qquad \text{— длина кратчайшего пути, ведущего из } s \text{ в } q.$$

Используя введенные обозначения, запишем выражение для вычисления нижней оценки целевой функции:

$$(\Delta_4) = \sum_{j \in \pi^k} \min_{i \in B(j)} t(i, j) + \max_{q \in Q \setminus Q_{\pi^k}} \lambda_q \qquad (6)$$

В выражении (6) первое слагаемое имеет тот же смысл, что и в выражении (1), а второе слагаемое означает, что из всех кратчайших путей, ведущих из корневой вершины в вершины подмножества Q , на графе $G'(X', U')$, выбирается максимальный по длине путь. При стягивании вершин ветви π^k в корневую вершину, на графе $G(X, U)$ могут образоваться параллельные дуги. В этом случае оставляем лишь одну из параллельных дуг с минимальным весом. Кроме того, при стягивании вершин графа в корневую вершину, могут образоваться дуги, заходящие в корневую вершину. Такие дуги отбрасываем.

Правила ветвления:

1. Для очередного разбиения выбирается висячая вершина дерева ветвлений, имеющая минимальную оценку среди всех висячих вершин дерева ветвлений. В список помеченных вершин включается не одна вершина, имеющая минимальную оценку, а все вершины ветви дерева ветвлений, идущей от корневой вершины в вершину с минимальной оценкой. Старый список помеченных вершин уничтожается.

2. Вершины подмножества вершин ветвления X_v , получаемого на каждом уровне дерева ветвлений, упорядочиваются по возрастанию оценок. В список помеченных вершин включается очередная «крайняя слева» вершина подмножества вершин ветвления X_v .

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ:

1. Михеев Ю. А., Лощинин А. А., Бич М. Г. О некотором подходе к построению информационных моделей территориального управления. URL: <http://www.vniipvti.ru/stat/st5/st5.html>.
2. Бич М. Г. Электронный обмен документами в информационном обществе // Сборник научных трудов III Всероссийской НТК «Информационные технологии в науке, образовании и экономике (ИТНОЭ-2008)», Якутия, 2008. С. 95–97.
3. Бич М. Г. Развитие электронного бизнеса в России // Сборник тезисов докладов Московской НТК «Технологии информационного общества», М.: Инсвязьиздат, 2008. С. 44–45.
4. Росс Г. В., Клетин В. А. Модели оптимизации информации в человеко-машинных системах // Сборник научных трудов МНТК «Проблемы регионального и муниципального управления», М., 1999. С. 155–157.
5. Росс Г. В. Моделирование производственных и социально-экономических систем с использованием аппарата комбинаторной математики. М.: МИР, 2001. — 304 с.

