Горай Иван Иванович, Журавлёв Дмитрий Анатольевич

СВОЙСТВА ГАМИЛЬТОНОВЫХ СЕТЕЙ, ИСПОЛЬЗУЕМЫХ В РАЗРАБОТКЕ ПРОГРАММНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ СЕТЕЙ СВЯЗИ СПЕЦИАЛЬНОГО НАЗНАЧЕНИЯ

Статья раскрывает возможность построения программного обеспечения, используемого при планировании и эксплуатации сетей специального назначения. Основное внимание авторы акцентируют на применении разработанных для этих целей алгоритма и кода решения задачи "Коммивояжер", а также тестировщика оценки эффективности их работы. Приведены общие свойства гамильтоновых сетей, позволяющие видоизменять исходные данные при тестировании программного обеспечения.

Источник

Альманах современной науки и образования

Тамбов: Грамота, 2015. № 12 (102). C. 58-64. ISSN 1993-5552.

Адрес журнала: www.gramota.net/editions/1.html

Содержание данного номера журнала: www.gramota.net/materials/1/2015/12/

17. **Покровский И. М.** Русские епархии в XVI-XIX вв., их открытие, состав и пределы. Опыт церковно-исторического, статистического и географического исследования: в 2-х т. Казань: Типо-литография Императорского университета, 1897-1913. Т. 1. 534 с.
18. **Поройков Н.** Исторические сведения о бывших и существующих монастырях, их строителях и основателях в Череповецком уезде Новгородской епархии // Новгородские Епархиальные Ведомости. 1895. № 3, 6, 7.
19. **Ратшин А.** Полное собрание исторических сведений о монастырях и церквях в России. М.: Унив. тип., 1852. 613 с.
20. **Токмаков И. Ф.** Историко-статистическое и археологическое описание города Устюжны с уездом Новгородской губернии. М.: Изд. П. Д. Иконникова, 1897. 144 с.
21. **Филарет (Гумилевский).** История Русской Церкви. В 5-ти периодах. М.: Издание книгопродавца М. А. Ферапонтова, 1888. 327 с.
22. **Шалашов Е. В.** Очерки по истории Череповецкого собора. 1780-1961 годы. Череповец: Изд. дом «ЧереповецЪ», 2007. 148 с.
23. **Шулятиков П. И.** Череповец, уездный город Новгородской губернии, и его уезд: справочная книжка. Новгород, 1894. Вып. I. 36 с.
24. **Юшков С. В.** Очерки по истории приходской жизни на Севере России в XV-XVII вв. // Летопись занятий имп. Археограф. комиссии за 1913 г. СПб., 1914. Т. 26. Вып. 23. С. 1-134.
25. **Ярославские Епархиальные Ведомости.** 1863. № 14.

HISTORY OF CHEREPOVETS RESURRECTION MONASTERY, CHURCHES AND HERMITAGES OF CHEREPOVETS REGION IN THE WORKS OF THE RESEARCHERS OF THE XIX – THE BEGINNING OF THE XX CENTURY

Galunova Svetlana Nikolaevna, Ph. D. in Art Criticism
Cherepovets State University
sng2052@yandex.ru

The article for the first time presents a summarized description of the papers of the XIX – the beginning of the XX century dealing with the history of Cherepovets Resurrection Monastery, churches and hermitages of Cherepovets region. These works include ecclesiastical and historical researches and papers on local history based on the lost sources of the XIV-XVI centuries. Studying the heritage of pre-revolutionary historians can be a reliable foundation to create a fundamental work on the church history of Cherepovets region.

Key words and phrases: Cherepovets Resurrection Monastery; Cherepovets district; bonded hermitage; history; historiography; regional studies.

УДК 621.391
Технические науки

Статья раскрывает возможность построения программного обеспечения, используемого при планировании и эксплуатации сетей специального назначения. Основное внимание авторы акцентируют на применении разработанных для этих целей алгоритма и кода решения задачи «Коммивояжер», а также тестировщика оценки эффективности их работы. Приведены общие свойства гамильтоновых сетей, позволяющие видоизменять исходные данные при тестировании программного обеспечения.

Ключевые слова и фразы: алгоритм; программное обеспечение; задача «Коммивояжер»; приближенное решение; тестирование.

Горай Иван Иванович, к.т.н.
Журавлёв Дмитрий Анатольевич, к.т.н.
Военная академия связи имени Маршала Советского Союза С. М. Буденного, г. Санкт-Петербург
ZhuravlevDmitriy84@yandex.ru

СВОЙСТВА ГАМИЛЬТОНОВЫХ СЕТЕЙ, ИСПОЛЬЗУЕМЫХ В РАЗРАБОТКЕ ПРОГРАММНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ СЕТЕЙ СВЯЗИ СПЕЦИАЛЬНОГО НАЗНАЧЕНИЯ©

Успешное функционирование сетей связи специального назначения (СС СН), обеспечивающих выполнение задач управления войсками и оружием, во многом определяется выбранным программным обеспечением (ПО). К нему предъявляется целый ряд требований, основными из которых являются: высокая точность осуществляемых расчетов; время вычисления, не превышающее заданное; защищенность от кибератак противника и др.

К сожалению, многие из задач, входящих в ПО СС СН, такие как: формирование баз данных; распределение каналов и сетевых потоков; распределение длин волн в оптических сетях; оценка живучести сетей, относятся к классу «трудно решаемых». Точное решение данных задач может быть найдено переборными методами, которые выполняются за время, существенно большее, чем время, отводимое на их расчёт. Это требует разработки и использования приближенных алгоритмов, которые позволяют с некоторой точностью решать задачи данного класса в рамках временного ресурса. Причем данные алгоритмы обладают рядом специфических («коварных») особенностей. Прежде всего, для них характерно условие: чем выше заказанная точность решения, тем больше времени может требоваться на работу алгоритма. С другой стороны, алгоритмы данных задач весьма критичны к заданию исходных данных (выбору структур сетей и их параметров). Так, например, алгоритм, который успешно решает задачи некоторого класса сетей, может грубо ошибаться при незначительных изменениях исходных данных в структуре сети или ее параметрах. По этой причине их использование возможно только при проведении тестирования разрабатываемых алгоритмов в рамках множества вариантов исходных данных, что характерно для СС СН. В теории труднорешаемых задач авторами [1-4] всесторонне изучены эти проблемы и выработаны рекомендации по составлению и оценке алгоритмов их решения. По мнению данных авторов, наиболее эффективным является метод «ветвей и границ», используемый при решении задачи коммивояжера. Как показал опыт расчета параметров СС СН, именно алгоритм решения задачи коммивояжера является наиболее эффективным и может быть рекомендован при составлении ПО СС СН.

В представленной статье предлагаются свойства гамильтоновых сетей, для которых решается задача коммивояжера. Они могут быть полезны на этапах задания и изменения исходных данных при решении задачи и оценке эффективности работы алгоритма на множестве исходных данных. Важной отличительной особенностью задач данного класса является их полиномиальная сводимость одной к другой, что расширяет возможности использования именно алгоритма «Коммивояжер».

Свойства гамильтоновых сетей

Свойство 1. В неориентированной сети $\tilde{G}_N$ изменение весов ребер, инцидентных узлу i, $i=1\div N$, на величину Δ_i не приводит к изменению ранжирования всех ее гамильтоновых циклов, а также порядка прохождения их ребер.

Доказательство. Пусть в $\tilde{G}_N$ определены гамильтоновы циклы, которые ранжированы в порядке увеличения суммарной величины весов их ребер (длины циклов):

$$H_1 \le H_2 \le H_3 \le \ldots \le H_m \le \ldots \quad (1)$$

Если H_1 меньше H_2, то первый гамильтонов цикл является минимальным. Если $H_1=H_2$, а $H_2<H_3$, то это означает, что в сети имеются два минимальных цикла, и т.д. В сети $\tilde{G}_N$ все гамильтоновы циклы могут иметь одинаковую величину. В этом случае в выражении (1) они будут связаны знаками равенства. Изменим веса ребер, инцидентных узлу i, на величину Δ_i (Рис. 1).

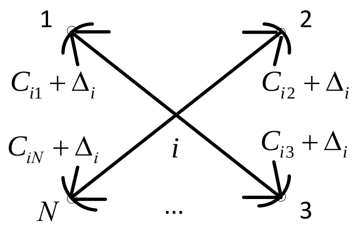

Рис. 1

Поскольку каждый из гамильтоновых циклов проходит через узел i (через те же два ребра, инцидентных узлу i, что и в исходной сети), то их величина изменится на $2\Delta_i$. Следовательно, можно утверждать, что последовательность $H_1+2\Delta_i$, $H_2+2\Delta_i$, $H_3+2\Delta_i$,..., $H_m+2\Delta_i$,... будет иметь то же ранжирование, что и в исходной сети, т.е. $H_1+2\Delta_i \le H_2+2\Delta_i \le H_3+2\Delta_i \le \ldots \le H_m+2\Delta_i \le \ldots$ Сохранение отношений между величинами гамильтоновых циклов доказывает, что их прохождения также остаются неизменными. Поскольку в преобразованной сети прохождения гамильтоновых циклов и их ранжирование соответствуют тому же, что и в исходной сети, то данное линейное преобразование будем называть эквивалентным, а сети, реализуемые с его помощью, – эквивалентными сетями.

Свойство 2. В неориентированной сети $\tilde{G}_N$ изменение весов ребер, инцидентных узлам 1, 2, 3,..., N, на величину Δ_i, $i=1\div N$, не приведет к изменению ранжирования гамильтоновых циклов и порядка их прохождения.

Доказательство. Выполним преобразование сети $\tilde{G}_N$ относительно ее первого узла. Полученная сеть $\tilde{G}_N^{(1)}$ в силу Свойства 1 остается в указанном смысле эквивалентной исходной. Выполним преобразование сети $\tilde{G}_N^{(1)}$ относительно второго узла. Образованная сеть $\tilde{G}_N^{(2)}$ остается эквивалентной $\tilde{G}_N^{(1)}$ и, следовательно, эквивалентной $\tilde{G}_N$. Полученная в результате преобразования сети $\tilde{G}_N^{(2)}$ сеть $\tilde{G}_N^{(3)}$ также будет эквивалентна всем предыдущим сетям и т.д. Поскольку выбор нумерации узлов сети был произвольным, то при его изменении может быть образована другая последовательность преобразованных сетей. Очевидно, что ранжирование гамильтоновых циклов и их прохождения не изменяются, если все ребра сети изменить на Δ. Это равносильно тому, что ребра, инцидентные узлу i, $i=1\div N$, изменяются на величину $\Delta/2$, а гамильтоновы циклы получают добавку $\Delta\times N$. В дальнейшем будет использовано преобразование, при котором веса ребер, инцидентных i-му узлу сети, выравниваются, т.е. выполняется условие $C'_{ij}=a_j$, $j=1\div N$, $i\neq j$. Причем a_j может быть любой величиной, в том числе и нулем. Следует заметить, что данное простое преобразование сетей играет важную роль в решении задачи нахождения минимального гамильтонова цикла и некоторых других задач, связанных с построением гамильтоновых циклов и путей.

Алгоритм «Равенство» (“R”), с помощью которого решается задача такого поиска, содержит две основные операции:

1. Для выбранного узла i определение Δ_j, $j=1\div N$, $i\neq j$:

$$\Delta_j=a_i-C_{ij}, \tag{2}$$

где a_i – вес ребер, инцидентных узлу i, в преобразованной сети.

2. Определение весов ребер преобразованной сети как сумм:

$C_{kl}=C_{kl}+\Delta_k+\Delta_l$, k, $l\in N$; $k\neq l$; k, $l\neq i$.

При определении верхней границы сложности алгоритма «Равенство» будем учитывать, что: в общем случае число ребер сети равно $0{,}5N(N-1)$; новое значение веса ребра преобразованной сети определяется путем сложения трех чисел. Можно утверждать, что в этом случае сложность алгоритма «Равенство» составит величину $1{,}5N^2$, определяемую как произведение общего числа ребер и числа операций сложения, выполняемых при нахождении веса одного ребра. Аналогичные Свойствам 1 и 2 утверждения можно сформулировать и доказать для ориентированных взвешенных гамильтоновых сетей. Причем, для ориентированных сетей изменения весов ребер, инцидентных одному узлу, выполняются раздельно для входящих в него и исходящих из него ребер.

Свойство 3. Если в $\tilde{G}_N$ относительно произвольного узла i выполнена операция «Равенство», то задача поиска минимального гамильтонова цикла в этой сети $\tilde{G}_N$ переходит в задачу поиска минимального пути максимального ранга (минимального гамильтонова пути) в сети, не содержащей узел i, т.е. $\tilde{G}_{N-(i)}$.

Доказательство. Пусть в произвольной сети $\tilde{G}_N$ относительно узла i выполнена операция $R(i)$ ($a_i=0$) и образована эквивалентная сеть $\tilde{G}_{N-(i)}$. Тогда вес ребер, инцидентных узлу i, равен нулю. Предположим, что в $\tilde{G}_{N-(i)}$ определен минимальный гамильтонов цикл, который проходит через узел i, образуя цепь $P(k-i-l)$. Помимо этого, в $\tilde{G}_{N-(i)}$ образовано множество цепей $P(x-i-y)$; x, $y\in N$; $x\neq y$; x, $y\neq k$, l, которые по своей величине равны цепи $P(k-i-l)$, так как по условию доказываемого свойства

$C_{ki}=C_{li}=C_{xi}=C_{yi}=0$.

Следовательно, для образования минимального гамильтонова цикла, включающего цепь $P(k-i-l)$, путь между узлами k и l, проходящий через все узлы сети, кроме узла i, должен быть минимальным (среди всех путей такого же ранга, образованных в сети без i-го узла). Таким образом, если операция $R(i)$ была выполнена относительно узла i, то для определения минимального гамильтонова цикла достаточно в преобразованной сети, не содержащей узел i, найти минимальный гамильтонов путь. Другими словами, сеть, не содержащая i-го узла, является инвариантной по отношению к этому узлу, ибо его наличие не несет никакой информации о прохождении через него минимального гамильтонова цикла. Если в сети $\tilde{G}_N$ ищется максимальный гамильтонов цикл, то с выполнением операции $R(i)$ относительно i-го узла в полученной сети, не содержащей этот узел, должен быть найден максимальный путь максимального ранга (максимальный гамильтонов путь). Таким образом, как и в предыдущем случае, задача поиска $H_{\max}$ в $\tilde{G}_N$ заменяется задачей поиска $P_{\max}$ в преобразованной сети с исключенным i-м узлом.

Следует заметить, что это свойство играет важную роль в построении полиномиальных алгоритмов решения задачи коммивояжера. Обнаруживается, что задача построения минимального гамильтонова цикла в сети с N узлами может быть заменена задачей поиска минимального гамильтонова пути в сети с числом узлов на единицу меньше. Причем переход этот выполняется достаточно простым способом, а именно применением алгоритма «Равенство». Кроме того, важным является и то обстоятельство, что сеть, не содержащая узла i, в ряде случаев может рассматриваться как исходная. Если в ней известны минимальные гамильтоновы цикл и путь, то с их помощью возможно простым способом восстановить минимальный гамильтонов путь исходной сети $\tilde{G}_N$. В то же время для этой новой сети (не содержащей узла i) справедливы все предыдущие рассуждения, в том числе применим и алгоритм «Равенство». Таким образом, сеть $\tilde{G}_N$ может быть преобразована в некоторый набор пар эквивалентных сетей (Рис. 2).

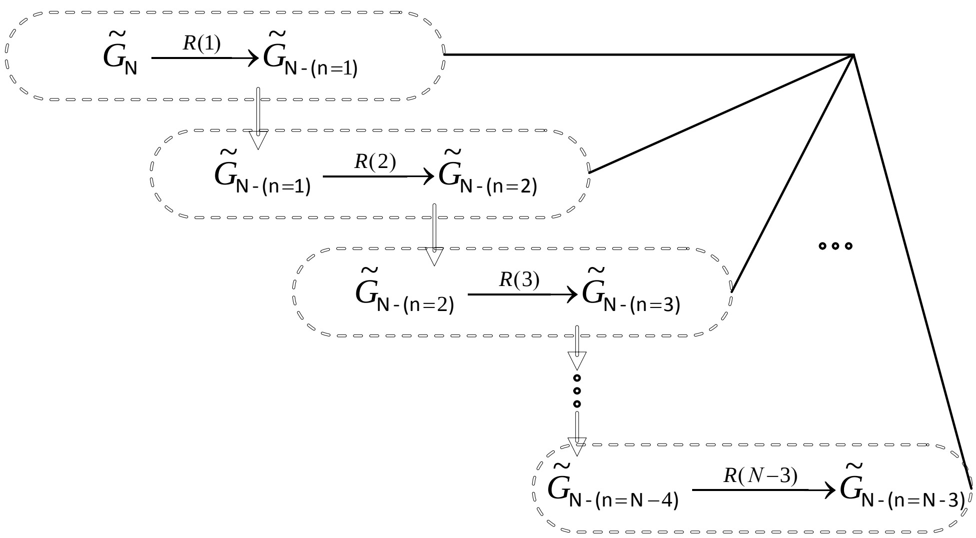

Рис. 2

Причем начальная сеть каждой пары рассматривается как исходная, и к ней применимы указанные выше преобразования.

Свойство 4. В сети $\tilde{G}_N$ ранжирование гамильтоновых путей P_{kl} между узлами k и l не изменится, если веса ребер, инцидентных узлу i, $i=1\div N$, $i\neq k$, l, будут уменьшены на Δ_i ($\Delta_i<\infty$).

Доказательство. Предположим, что в $\tilde{G}_N$ между узлами k и l определены и ранжированы по величине гамильтоновы пути

$P_1 < P_2 \leq P_3 \leq ... \leq P_m \leq ...$,

среди которых $P_1[k-...-(k+1)-...-(i-1)-i-(i+1)-...-(l-1)-l]$=min. Уменьшим веса ребер, инцидентных узлу i, на Δ_i. Поскольку узел i не является концевым (по условию рассматриваемого свойства $i \neq k$, l), то прохождение любого пути P_{kl} непременно связано с двумя инцидентными узлу i ребрами, вес каждого из которых уменьшен на Δ_i. Тогда следует принять, что все пути между узлами k и l, проходящие узел i (гамильтоновы пути проходят через все узлы сети), в том числе и P_1=min, будут уменьшены на $2\Delta_i$. Так как все гамильтоновы пути между узлами k и l уменьшены на одну и ту же величину $2\Delta_i$, то в преобразованной сети это не изменяет ранжирование по величине путей, т.е.

$P_1-2\Delta_i < P_2-2\Delta_i \leq P_3-2\Delta_i \leq ... \leq P_m-2\Delta_i \leq ...$

Свойство доказано. Известно, что ребро $\rho\,(k-l)$, стягивающее минимальный гамильтонов путь, но не принадлежащее ему, имеет наибольший вес среди всех ребер, принадлежащих минимальному гамильтонову пути. Если в $\tilde{G}_N$ P_1 является минимальным гамильтоновым путем, то уменьшение веса ребер, инцидентных узлу i, не изменяет указанного неравенства, т.е. $C_{kl}>\max C(P_1)$. Однако если Δ_i имеет положительный знак (веса ребер, инцидентных узлу i, увеличиваются), то при некоторых его значениях указанное неравенство нарушается, и C_{kl} может быть меньше $\max C(P_1)$. Предположим, что в $\tilde{G}_N$ между узлами k и l образовано множество гамильтоновых путей: $P_1 \leq P_2 \leq ... \leq P_m \leq ...$

Если узлы k и l являются концевыми, то можно установить, что условие $C_{kl} \geq \max C(P_1)$ нарушается в том случае, если

$$\Delta_i > \max(C_{kl}-C_{i,\,i+1},\ C_{kl}-C_{i,\,i+1}). \quad (3)$$

Обобщая рассуждения, отметим, что уменьшение весов ребер, инцидентных узлу, который не является концевым, не изменяет ранжирование гамильтоновых путей и не может быть причиной появления меньшего, чем P_1 (если P_1=min в $\tilde{G}_N$), гамильтонова пути. Если веса ребер увеличивать, то ранжирование путей P_{kl} также не изменяется (путей, образованных между узлами k и l). Однако в $\tilde{G}_N$ при известном из выражения (3) значении Δ_i будет образован гамильтонов путь меньшей величины, чем P_1. В этом новом минимальном гамильтоновом пути концевыми узлами будут i, $i-1$, если $C_{i,\,i-1} > C_{i,\,i+1}$, или i, $i+1$, если $C_{i,\,i-1} < C_{i,\,i+1}$.

Свойство 5. Если веса ребер, инцидентных узлу k (l) (либо тому и другому одновременно), увеличить на Δ_k (Δ_l), то это не нарушит ранжирования гамильтоновых путей, образованных между узлами k и l, по их величине.

Доказательство. Предположим, что в $\tilde{G}_N$ между узлами k и l образовано множество гамильтоновых путей $P_1 \leq P_2 \leq P_3 \leq ... \leq P_m \leq ...$

Если узлы k и l являются концевыми, то любой из путей P_{kl} проходит по одному ребру, инцидентному узлу k, и по одному, инцидентному узлу l. Увеличим веса всех ребер, инцидентных узлу k (l), на Δ_k (Δ_l). Очевидно, что длины путей будут увеличены на одну и ту же величину Δ_k (Δ_l). Если одновременно изменить веса ребер, инцидентных узлам k и l, то гамильтоновы пути также получат равную для каждого из них добавку: $\Delta_k+\Delta_l$. Следовательно, в том и другом случае ранжирование гамильтоновых путей не изменится, что и требовалось доказать. Следует заметить, что операция увеличения весов ребер, инцидентных концевым узлам k и l, не изменяет, как это следует из доказанного свойства, ранжирование гамильтоновых путей (по величине), образованных именно между этими узлами. Однако если в сети минимальный гамильтонов путь имел другие концевые узлы, то при некоторых величинах Δ_k и Δ_l минимальный путь между узлами k и l становится минимальным в $\tilde{G}_N$. Покажем это. Предположим, что $P_{\min}$ в $\tilde{G}_N$ образован между узлами m и n, $m, n \neq k, l$. Увеличим веса ребер, инцидентных узлам k и l, на Δ_k и Δ_l. При этом пути P_{kl} получат добавку $\Delta_k+\Delta_l$, а пути P_{mn}, среди которых находится и минимальный в $\tilde{G}_N$, – добавку $2\Delta_k+2\Delta_l$. Последнее связано с тем, что пути P_{mn} проходят через узлы k и l и по двум ребрам, инцидентным узлу l. Тогда, действительно, при определенных значениях Δ_k и Δ_l минимальный путь между узлами k и l будет меньше минимального пути между узлами m и n. Значение $\Delta_k+\Delta_l$ находят из следующего условия: $\Delta_k+\Delta_l > P_{kl\ \min}-P_{mn\ \min}$, где $P_{kl\ \min}$ и $P_{mn\ \min}$ – величины минимальных гамильтоновых путей соответственно между узлами k, l и m, n в исходной сети.

Свойство 5 и представленное ниже Свойство 6 могут служить основой для образования эквивалентных сетей (в смысле сохранения ранжирования и прохождения гамильтоновых путей между указанными узлами), если изменение весов ребер происходит в ограниченном числе инцидентных им узлов сети. Правомерен вопрос о сохранении эквивалентности для сетей, у которых уменьшение весов ребер произведено в любом числе инцидентных им узлов (в том числе и во всех узлах сети, кроме концевых). Для уяснения этих возможностей рассмотрим следующее свойство.

Свойство 6. Если веса ребер, принадлежащих любому числу узлов, в том числе и всем узлам $\tilde{G}_N$, кроме концевых узлов k и l, уменьшить на Δ_i, $i=1\div N$, $i\neq k, l$, то ранжирование гамильтоновых путей P_{kl} не изменится.

Доказательство. Рассмотрим порядок прохождения гамильтоновых путей между узлами k и l. Если узлы k и l являются концевыми, то любой P_{kl} проходит по одному ребру, инцидентному k, одному – l и по двум ребрам, инцидентным всем другим узлам сети. Уменьшим веса ребер, инцидентных, например, двум узлам (m и n) сети. Это приведет к уменьшению всех путей P_{kl} на одну и ту же величину $2\Delta_m+2\Delta_n$ и тем самым к сохранению их ранжирования. Используя аналогичные рассуждения, можно убедиться, что изменение весов ребер, инцидентных любому числу узлов, не может изменить ранжирования путей P_{kl}. Их ранжирование не нарушится и в том случае, если веса ребер, инцидентных всем узлам сети $\tilde{G}_N$ (кроме k и l), уменьшаются на величину Δ_i. Свойство доказано. В качестве замечания следует сказать о том, что ранжирование величин гамильтоновых путей не изменится, если одновременно с уменьшением весов ребер, инцидентных всем узлам сети, кроме k и l, происходит увеличение весов ребер, инцидентных концевым узлам k и l. Если указанное преобразование в $\tilde{G}_N$ выполнено, то при определенных значениях Δ_i, $i=1\div N$, $i \neq k, l$, Δ_k и Δ_l, минимальный гамильтонов путь между узлами k и l становится минимальным (если он таковым не был) и для преобразованной сети $\tilde{G}_N$.

Свойство 7. Если в $\tilde{G}_N$ узел k является концевым для пути $P_{\min}$, а величина $C_{ki}=\min C(\tilde{G}_N)$, то ребро $\rho(k-i)$ будет принадлежать этому пути.

Доказательство. Предположим, что $\rho(k-i)$ не принадлежит $P_{\min}$, который имеет прохождение $P[k-(k+1)-...-(i-1)-i-(i+1)-...-(l-1)-l]$. Тогда в $\tilde{G}_N$ найдется новый гамильтонов путь $P[(i-1)-...-(k+1)-k-i-(i+1)-...-(l-1)-l]$, длина которого будет меньше, чем у указанного. Это объясняется тем обстоятельством, что оба пути отличаются друг от друга ребрами $\rho[(i-1)-i]$ и $\rho(k-i)$. В первом исключено ребро $\rho(k-i)$, а во втором – ребро $\rho[(i-1)-i]$, которое заменено ребром $\rho(k-i)$. По условию доказываемого свойства $C_{ki}<C_{i-1,i}$, а следовательно, гамильтонов путь с ребром $\rho(k-i)$ – более короткий. Однако в данном пути узел k не является концевым, что противоречит условию свойства. Тогда следует признать, что если узел k является концевым в $P_{\min}$ и $C_{ki}=\min C(\tilde{G}_N)$, то $\rho(k-i)$ должно принадлежать $P_{\min}$. Свойство доказано.

Свойство 8. Если в сети $\tilde{G}_N$ ее максимальное остовное дерево (МхОД) имеет вид «расходящихся лучей» с началом в узле k, то узел k является концевым для $P_{\min}$ в $\tilde{G}_N$.

Доказательство. Предположим, что в $\tilde{G}_N$ МхОД имеет вид «расходящихся лучей» с началом в узле k (фрагмент сети $\tilde{G}_N$ показан на Рис. 3).

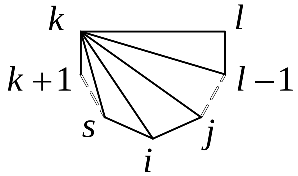

Рис. 3

Это позволяет утверждать, что $C_{ij} \le C_{ki}$, C_{kj}, $i, j \in N$, $i \ne j \ne k$. Нарушение указанного соотношения привело бы к изменению МхОД, а это противоречит условию свойства. Допустим, один из узлов сети (узел i) является концевым, а узел k перестал быть таковым. При этом образуется путь $P_2[i\text{-}s\text{-}\ldots\text{-}(k+1)\text{-}k\text{-}j\text{-}\ldots\text{-}(l\text{-}1)\text{-}l]$, который отличается от пути $P_1[k\text{-}(k+1)\text{-}\ldots\text{-}s\text{-}i\text{-}j\text{-}\ldots\text{-}(l\text{-}1)\text{-}l]$ лишь одним ребром ($\rho\,(i\text{-}j)$ в P_1 заменяется на $\rho\,(k\text{-}j)$ в P_2). Поскольку по условию доказываемого свойства $C_{ij} \le C_{ki}$, C_{kj}, то P_2 неизбежно будет больше пути P_1, а следовательно, для минимального гамильтонова пути узел k может быть только концевым. Свойство доказано.

Свойство 9. Если в результате выполнения операции R относительно узла i $[R(i)]$ в сети $\tilde{G}_N$ ее МхОД имеет вид «расходящихся лучей» с началом в узле k, то ребро $\rho\,(i\text{-}k)$ будет принадлежать $H_{\min}$ сети $\tilde{G}_N$.

Доказательство. Для доказательства используем Свойства 4 и 8. Пусть в $\tilde{G}_N$ выполнена операция $R(i)$ при a_i=0. Тогда цикл $H_{\min}$ в $\tilde{G}_N$ будет состоять из пути $P_{\min}$ в $\tilde{G}_{N\text{-}(i)}$ и цепи $P(k\text{-}i\text{-}l)$, связывающей $P_{\min}$ с узлом i (Свойство 5). Если при выполнении операции $R(i)$ в $\tilde{G}_{N-(i)}$ образовано МхОД типа «расходящихся лучей» с началом в узле k, то в силу Свойства 9 узел k будет являться концевым для $P_{\min}$ в $\tilde{G}_{N\text{-}(i)}$. Таким образом, если началом минимального гамильтонова пути в $\tilde{G}_{N\text{-}(i)}$ является узел k, то ребро $\rho\,(i\text{-}k)$ свяжет узел i с одним из концевых узлов пути $P_{\min}$ в $\tilde{G}_{N\text{-}(i)}$. Свойство доказано.

Свойство 10. В сети $\tilde{G}_N$ максимальный вес ребра, принадлежащего $H_{\min}$ (т.е. $\max C(H_{\min})$), не может быть меньше, чем $\max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$, i=1÷N, то есть $\max C(H_{\min}) \ge \max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$, где $\min(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})$ – минимальные веса двух ребер, принадлежащих узлу i ($C_i^{(1)} \le C_i^{(2)}$).

Доказательство. Предположим, что $H_{\min}$ составлен из ребер, каждая смежная пара которых (т.е. пара ребер, инцидентных узлу i) имеет минимальный вес среди ребер, подключенных к узлу i. В этом случае

$\max C(H_{\min}) = \max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$.

При любом другом, отличном от указанного, прохождении $H_{\min}$ его ребро максимального веса будет больше веса ребра, удовлетворяющего условию $\max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$, i=1÷N, что и требовалось доказать.

Свойство 11. В $\tilde{G}_N$ ребро $\rho\ (k\text{-}l)$, соединяющее концевые узлы минимального гамильтонова пути, не может иметь вес меньше, чем $\max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$, i=1÷N.

Доказательство. Что касается этого свойства, то его доказательство основано на двух фактах.

Первый: в $\tilde{G}_N$ $C_{kl} \ge \max C(H_{\min})$. Это действительно так, поскольку вес ребра, стягивающего концевые узлы $P_{\min}$, не может быть меньше, чем у ребра, принадлежащего $H_{\min}$ и имеющего максимальный вес. Знак равенства соответствует случаю, когда $P_{\min}$ и $H_{\min}$ совмещены и $\rho\,(k\text{-}l) \in H_{\min}$.

Второй: в $\tilde{G}_N$ $\max C(H_{\min}) \ge \max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$ (Свойство 9). Поскольку $C_{kl} \ge \max C(H_{\min})$, то C_{kl} тем более будет больше величины $\max[\min_i(C_i^{(1)}, C_i^{(2)})]$, что и требовалось доказать.

Вывод. Предлагаемые свойства гамильтоновых сетей, а также алгоритм и задача «Коммивояжер» могут быть полезны специалистам при разработке ПО СС СН.

Список литературы

1. **Гэри М., Джонсон Д.** Вычислительные машины и труднорешаемые задачи / пер. с англ. М.: Мир, 1982. 416 с.
2. **Кнут Д.** Искусство программирования для ЭВМ: в 3-х т. М.: Мир, 1976. Т. 1. Основные алгоритмы. 720 с.
3. **Кристофиденс Н.** Теория графов. Алгоритмический подход. М.: Мир, 1978. 429 с.
4. **Кук С. А.** Сложность процедур вывода теорем // Кибернетический сборник. Новая серия. 1975. Вып. 12. С. 5-15.

PROPERTIES OF HAMILTONIAN NETWORKS USED IN DEVELOPMENT OF SOFTWARE FOR SPECIAL-PURPOSE COMMUNICATION NETWORKS

Gorai Ivan Ivanovich, Ph. D. in Technical Sciences
Zhuravlev Dmitrii Anatol'evich, Ph. D. in Technical Sciences
S. M. Budjonny Military Academy of the Signal Corps in Saint Petersburg
ZhuravlevDmitriy84@yandex.ru

The article reveals the possibility of the development of the software used in the planning and operation of special-purpose networks. The focus of the authors' attention is on the application of the designed for these purposes algorithm and code for solving the Travelling Salesman Problem, as well as the tester of evaluating the efficiency of their work. The paper gives the general properties of Hamiltonian networks allowing modifying original data in the process of the software testing.

Key words and phrases: algorithm; software; Travelling Salesman Problem; approximate solution; testing.

УДК 39
Культурология

В статье рассматриваются предпосылки фундаментальной методики количественной оценки ментальности, разработанной нидерландским социологом Г. Хофстеде, а также формулы расчета индексов выделенных им культурных измерений и базовые эмпирически подтвержденные проблемные области, репрезентирующие эти культурные измерения. Авторы аргументируют преимущество модели культурных измерений перед типологическим подходом, разграничивают понятия ожидаемого и желаемого, а также анализируют значение корреляций в рамках этнометрических исследований.

Ключевые слова и фразы: этнометрический анализ; измерения культур; модель культурных измерений; эмпирическое исследование; социальные ценности; национальные различия.

Гришечко Овсанна Саввична, к. психол. н., доцент
Акопова Ася Савична, к. пед. н., доцент
Бабиян Тамара Вартаресовна
Южный федеральный университет
os-sfedu@yandex.ru; rsu-akopova@yandex.ru; aramat_7@mail.ru

ПРЕДПОСЫЛКИ И ФОРМУЛЫ ЭТНОМЕТРИЧЕСКОГО АНАЛИЗА КУЛЬТУРНЫХ ИЗМЕРЕНИЙ[©]

В первой половине XX века в рамках социальной антропологии развилась точка зрения о том, что все общества, современные или традиционные, сталкиваются с одинаковыми проблемами; единственное отличие состоит в ответах. Американские антропологи, в частности Р. Бенедикт [1] и М. Мид [9], сыграли важную роль в популяризации этой теории.

В дальнейшем встал вопрос определения проблем, общих для всех культурных групп. Эта проблема решалась в рамках концептуально-логического подхода, анализа практического опыта, а также на базе статистических исследований. В 1954 году американские исследователи А. Инкелес и Д. Левинсон опубликовали масштабную исследовательскую работу, в которой были обозначены следующие универсальные проблемы, влияющие на деятельность социумов, групп внутри этих социумов и индивидов внутри этих групп:

1) отношение к авторитету;
2) восприятие собственного «Я»;
3) взаимоотношения между индивидом и обществом;
4) понимание индивидом маскулинности и феминности;
5) способы разрешения конфликтов, включая контроль агрессии и выражение чувств [7, p. 418-506].

Двадцать лет спустя у нидерландского социолога Г. Хофстеде появилась возможность провести исследовательский анализ большого объема опросных материалов, полученных в результате работы с респондентами из более чем 50-ти стран [2]. Отличительная черта всех респондентов заключалась лишь в их национальной принадлежности, что обусловило четкую логику национально-ориентированного анализа их ответов.

Статистический анализ средних значений по результатам обработки полученных ответов позволил идентифицировать общие проблемы, получающие разные решения в отдельно взятых странах:

1) социальное неравенство, включая взаимоотношения с авторитетом;
2) взаимодействие между индивидом и группой;
3) концепты маскулинности и феминности (социальные и эмоциональные импликации, обусловленные гендерной принадлежностью);
