

АЛГОРИТМЫ ОПТИМИЗАЦИИ ТОПОЛОГИИ ИВС НА МНОЖЕСТВЕ РАДИАЛЬНО- УЗЛОВЫХ СТРУКТУР

БЕСКОРОВАЙНЫЙ В.В., ИМАНГУЛОВА З.А.

Предлагается метод и алгоритмы решения задачи оптимизации радиально-узловых структур ИВС. Суть метода состоит в сокращении множества мест размещения узлов за счет исключения из него подмножества пунктов, в которых узлы размещать нерационально. Предлагаются алгоритмы для определения подмножеств пунктов сети, на базе которых образование узлов нецелесообразно. Проводится сравнительный анализ алгоритмов оптимизации радиально-узловых структур, предлагаются рекомендации по их применению и повышению эффективности.

При проектировании крупных территориально-распределенных ИВС неизбежно возникает задача синтеза их топологических структур. Топологическая структура оказывает существенное влияние на такие характеристики ИВС как пропускная способность, устойчивость к отказам ее оборудования, надежность обслуживания запросов абонентов, наращиваемость, стоимость [1].

В зависимости от выполняемых функций, требований по эффективности и надежности, ИВС могут строиться по централизованной, децентрализованной и смешанной (комбинированной) схемам [2, 3]. ИВС с централизованной структурой принадлежит к числу наиболее распространенных. Они, к примеру, составляют основу большинства систем мониторинга и управления, служат составными частями сетей, построенных по децентрализованной или комбинированной схеме. Основу такой структуры составляет главный центр распределения и обработки информации — головной ВЦ (хост-ЭВМ), в котором выполняется основная по объему обработка информации. В простейшем случае множество абонентов непосредственно связывается с ВЦ. Это соответствует радиальной структуре ИВС. Однако при большом количестве абонентов и их значительной территориальной рассредоточенности такая структура неприемлема из-за низкой загрузки каналов связи, а также большой их протяженности [3].

Более эффективны структуры ИВС, в которых связь абонентов с ВЦ осуществляется через узлы (У). В узлах могут быть размещены коммутаторы или концентраторы, а также средства обработки информации. Введение дополнительного уровня в виде узлов позволяет сократить общую длину каналов связи путем увеличения их загрузки, а следовательно, сократить затраты на создание и эксплуатацию ИВС. К таким структурам относятся древовидные и радиально-узловые. В радиально-узловых структурах абоненты подключаются к ВЦ

либо непосредственно, либо через узлы, а в древовидных связь абонента с ВЦ может осуществляться через множество узлов и связей, при этом каждый абонент непосредственно связан только с одним узлом [3,4]. К достоинствам таких структур следует отнести высокую экономичность, возможность расширения, а также простоту маршрутизации сообщений.

Территориально-рассредоточенные ИВС, с большим количеством абонентов, обычно строятся по иерархической многоуровневой схеме. Такой подход позволяет привести ИВС в соответствие с объемами трафика, вместо того, чтобы пытаться перераспределить потоки данных в жесткой топологической структуре. Так, абонентская часть ИВС обычно имеет централизованную структуру. А на самых высоких уровнях иерархии между центрами обработки информации, которые обслуживают основной трафик ИВС, разворачивается один из видов децентрализованных структур. В общем случае задачу синтеза многоуровневой иерархической ИВС можно свести к задачам синтеза множества централизованных сетей.

Рассмотрим задачу топологической оптимизации централизованной ИВС в следующей постановке.

Задано: множество абонентов $I = \{i : i = \overline{1, n}\}$ и их территориальное размещение, местоположение ВЦ, стоимость узла и каналов связи.

Основные допущения: узлы размещаются в местах расположения абонентов, технические характеристики элементов сети (ВЦ, узлов, каналов связи) достаточны для обслуживания закрепленных объектов.

Необходимо определить: количество узлов, места их размещения, списки абонентов, обслуживаемых каждым из узлов сети.

В качестве критериев эффективности функционирования ИВС могут использоваться [3]: общая стоимость ИВС, ее производительность, среднее время задержки при передаче сообщений, загрузка, среднее время пребывания сообщений в системе, параметры надежности ИВС.

При разработке большинства ИВС в качестве основного критерия обычно используется стоимость системы, а другие показатели могут быть переведены в разряд ограничений.

Используем в качестве целевой функции стоимость ИВС, определяемую выражением

$$Z = \sum_{j=0}^n f_j b_j + \sum_{i,j=0}^n c(l_{ij}) w_{ij} \rightarrow \min, \quad (1)$$

где f_j — фиксированная стоимость узла (центра) сети; $c(l_{ij})$ — стоимость связи пункта сети i с пунктом j (является функцией расстояния между пунктами — l_{ij}); n — количество абонентов сети (мест возможного размещения узлов);

$$w_{ij} = \begin{cases} 1, & \text{если пункт } i \text{ соединен с пунктом } j \text{ и } i \neq j, \\ 0 & \text{в противном случае;} \end{cases}$$

$$b_j = \begin{cases} 1, & \text{если } \sum_{i=0}^n w_{ij} > 1, \\ 0 & \text{в противном случае.} \end{cases}$$

Первая составляющая целевой функции представляет собой стоимость головного ВЦ и узлов сети, вторая — стоимость линий, соединяющих пункты сети (0 — номер, соответствующий головному ВЦ).

Структурные ограничения:

— каждый пункт сети должен быть соединен хотя бы с еще одним пунктом (У или ВЦ):

$$\sum_{j=0}^n w_{ij} \geq 1, (i = 0, 1, \dots, n); \quad (2)$$

— общее количество связей в сети:

$$\sum_{i=0}^n \sum_{j=0}^n w_{ij} = 2n; \quad (3)$$

— узлы могут быть подключены только к ВЦ и не могут быть связаны между собой:

$$b_j = 1 \rightarrow w_{jl} = 1. \quad (4)$$

Для ИВС с радиально-узловой структурой требуется выполнение ограничений (2)-(4), а для ИВС с древовидной структурой — только ограничений (2),(3).

Сформулированная задача относится к классу задач дискретного программирования. Сложность и особенности данной задачи делают неэффективным применение известных методов дискретной оптимизации для ее решения. Поэтому существующие методы и алгоритмы представляют собой в основном эвристические процедуры.

Если в приведенной математической модели не учитывать стоимость У и ВЦ, т.е. синтезировать структуру сети по критерию минимума стоимости (суммарной протяженности) линий связи, то задача оптимизации древовидной структуры ИВС сведется к нахождению минимального стягивающего дерева. Такую и подобные задачи можно решать с помощью алгоритмов Прима, Краскала, Соллина (комбинация алгоритмов Прима и Краскала), Шарма, Фогеля [3, 4].

Частным случаем древовидных являются радиально-узловые структуры. Стоимость ИВС с радиально-узловой структурой можно представить в виде суммы трех слагаемых:

$$Z = Z_y + Z_{yц} + Z_{ay}, \quad (5)$$

где Z_y — суммарная стоимость всех узлов и ВЦ;

$Z_{yц}$ — стоимость связей узлов с головным ВЦ;

Z_{ay} — стоимость связей абонентов с узлами.

Характерной особенностью таких структур является то, что огибающая локальных экстремумов

функции цели для них является одноэкстремальной функцией, которая вначале убывает, а затем возрастает (рис.1). При этом каждый локальный экстремум функции цели соответствует наилучшему варианту размещения узлов при их фиксированном количестве. Для отыскания минимума функции $Z(m)$ широко применяются методы направленного перебора, использующие эвристики ADD (добавление узлов) или DROP (удаление узлов) [5]. С вычислительной точки зрения более эффективны методы, построенные на эвристике добавления узлов. Таким образом, глобальный экстремум функции цели может быть найден путем последовательного вычисления ее локальных оптимумов при $m=1, 2$ до тех пор, пока стоимость ИВС не начнет возрастать. В [6] показано, что верхняя граница оптимального числа узлов равна $n/2$ для четных и $(n-1)/2$ для нечетных n .

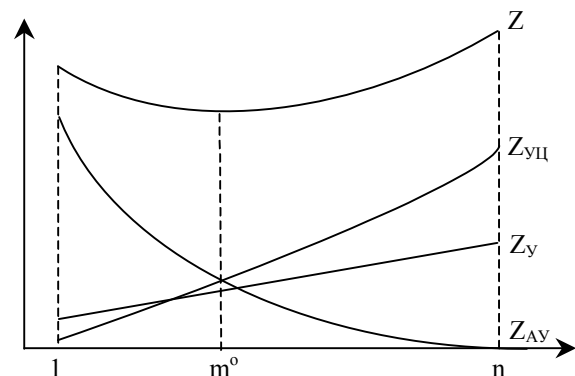


Рис. 1. Зависимость стоимости ИВС от количества узлов в сети m

Локальные экстремумы функции цели могут быть определены полным перебором всех возможных способов размещения m УК на множестве из n абонентов [7]. Все возможные варианты размещения при заданном m представляют собой множество сочетаний из n по m , поэтому перебор производится с помощью комбинаторного алгоритма перебора сочетаний. Данный алгоритм позволяет найти оптимальный вариант топологии ИВС путем анализа всех C_n^m вариантов. Высокая временная сложность данного алгоритма ($O[C_n^m]$) позволяет применять его для сетей с относительно небольшим количеством абонентов. Этот недостаток вызвал необходимость разработки эвристических алгоритмов, позволяющих ограничить перебор сочетаний или обойтись без него. Примером может служить алгоритм Дисарта-Георганаса, позволяющий на основе анализа множества “ближайших соседей” каждого абонента выделить подмножество потенциальных пунктов для размещения узлов сети [5]. Недостатком, ограничивающим практическое использование этого алгоритма, является субъективизм при определении размера области “ближайших соседей”, во многом определяющий результаты синтеза.

Суть предлагаемого метода состоит в сокращении множества мест возможного размещения узлов $I = \{i : i = \overline{1, n}\}$ за счет исключения из него подмножества пунктов $I^- = \{i\}$, в которых нерационально

размещать узлы. Метод является универсальным и применим для сетей произвольной структуры. При этом

$$I = I^+ \cup I^-, \quad I^+ \cap I^- = \emptyset, \quad (6)$$

где $I^+ = \{i\}$ — подмножество пунктов, размещение узлов в которых может уменьшить затраты на ИВС.

Представим ВЦ и множество абонентов $I = \{i : i = \overline{0, n}\}$ пунктами телекоммуникационной сети (ТКС), на базе которой создается ИВС. В этом случае фрагмент ТКС, который может быть задействован для ИВС, представляет собой граф $G=(I, W)$, где W — множество ребер графа (связей выделенного фрагмента ТКС). Исходя из потребности информационного обмена между пунктами $N = \{h_{ij}\}$ и связей фрагмента ТКС $G=(I, W)$, определим пути минимальной стоимости между парами вершин $I_{ij}, i, j = \overline{0, n}$. Решение этой задачи не вызывает затруднений и может быть получено с помощью алгоритмов Флойда-Уоршелла или Дейкстры за время, пропорциональное n^3 [8]. Исключим из путей минимальной стоимости окончательные пункты и обозначим подмножества промежуточных пунктов в этих путях через $I_{ij}^+, i, j = \overline{0, n}, i \neq j$. Объединение подмножеств дает множество пунктов, размещение узлов в которых может уменьшить затраты на ИВС:

$$I^+ = \bigcup_{i,j} I_{ij}^+. \quad (7)$$

Таким образом, из множества мест возможного размещения узлов ИВС $I = \{i : i = \overline{1, n}\}$ могут быть исключены пункты, не являющиеся транзитивными (узловыми) по сути $I^- = I \setminus I^+$.

Алгоритм формирования множества I^+ для ИВС с радиально-узловой структурой может быть представлен следующим образом:

1. $i := 1$.
2. $i := i + 1$.
3. Определить множество пунктов I_{i0} в кратчайшем пути от абонента i к ВЦ.
4. Сформировать подмножество I_{i0}^+ .
5. Если $i < n$, то перейти к п. 2.
6. Сформировать множество $I^+ = \bigcup_{i=1}^n I_{i0}^+$.
7. Конец вычислений.

При решении задач оптимизации топологии ИВС без учета топологии существующей ТКС (или на полносвязной сети) вместо путей минимальной стоимости необходимо построить стягивающее дерево (СД). Подмножество I^- образуют висячие вершины СД. Для построения СД минимальной стоимости может быть предложен следующий алгоритм. Идея алгоритма синтеза СД и выделения подмножества абонентов, на базе которых узлы образовываться не будут, состоит в том, что СД

строится от наиболее удаленных пунктов к центру. Пункты, находящиеся дальше от центра, присоединяются к тем, которые расположены ближе к центру. Для этого выбираем произвольную вершину i и присоединяем ее к центру. Затем находим вершину j , ближайшую к выбранной. Если $j \neq 0$ и выполняется условие $l_{0i} > l_{0j}$ (расстояние от центра до вершин i и j соответственно), то переприсоединяем i к j . Процедура повторяется до тех пор, пока не будут перебраны все вершины.

Алгоритм формирования СД может быть представлен следующим образом:

1. Выбрать $i := 1$.
2. Присвоить $j := 0$.
3. Добавить линию $i \rightarrow j$ (используем обозначение $i \rightarrow j$, чтобы показать, что вершина i присоединяется к вершине j).
4. Присвоить $j^* := j + 1$.
5. Если $i \neq j^*$ и $l_{ij} > l_{ij^*}$ и $l_{ii} > l_{ij^*}$, заменить $i \rightarrow j$ на $i \rightarrow j^*$. Присвоить $j := j^*$.
6. Увеличить j^* на 1.
7. Если $j^* > n$, то $i := i + 1$, иначе перейти к п. 5.
8. Если $i \leq n$, перейти к п. 2.
9. Конец вычислений.

Для построения СД минимальной стоимости может быть использован алгоритм Прима [4].

При описании предлагаемого алгоритма усеченного перебора вариантов радиально-узловых структур ИВС используем следующие обозначения: m — количество узлов; d — множество мест размещения узлов; md — номер очередного варианта (d размещение m узлов); $\omega_{md}, \omega(m), \omega^0$ — распределение абонентов между узлами и ВЦ соответственно для текущего md — варианта, лучшего из вариантов при фиксированном m и наилучшего из вариантов; $Z_{md}, Z(m), Z^0$ — стоимость вариантов размещения абонентов $\omega_{md}, \omega(m), \omega^0$ соответственно; $I = \{i : i = \overline{0, n}\}$ — множество пунктов сети; I^+ — множество пунктов сети, в которых могут размещаться узлы; I^- — множество пунктов сети, в которых не могут размещаться узлы; k — мощность множества I^- ; C_{n-k}^m — число сочетаний из $n-k$ по m .

Алгоритм перебора сочетаний:

1. $m := 0$; определить ω_{md} и вычислить Z_{md} для радиальной структуры; $\omega^0 := \omega_{md}$; $Z^0 := Z_{md}$.

2. Определить Γ^- и $\Gamma^+ = I \setminus \Gamma^-$; $k = |\Gamma^-|$.
3. $m := m + 1$; $Z(m) := \infty$.
4. Сгенерировать очередное сочетание md такое, что $d \subseteq \Gamma^+$.
5. Определить ω_{md} .
6. Вычислить Z_{md} .
7. Если $Z_{md} < Z(m)$, то $\omega(m) := \omega_{md}$ и $Z(m) := Z_{md}$.
8. Если $md < C_{n-k}^m$, то перейти к п.4.
9. Если $Z(m) < Z^0$, то $\omega^0 := \omega(m)$, $Z^0 = Z(m)$ и перейти к п.3.
10. Выдать окончательный результат: ω^0 , Z^0 .
11. Конец вычислений.

Общее количество рассматриваемых вариантов размещения узлов при применении алгоритма полного перебора сочетаний составляет

$$t(n, m) = \sum_{m=1}^{m^0+1} C_n^m, \quad (8)$$

здесь m^0 — оптимальное количество узлов; C_n^m — число сочетаний из n по m .

Общее число рассматриваемых вариантов размещения узлов при использовании алгоритма усеченного перебора сочетаний

$$t(n-k, m) = \sum_{m=1}^{m^0+1} C_{n-k}^m, \quad (9)$$

где $k = |\Gamma^-|$ — количество висячих вершин СД.

Зависимости отношений $t(n-k, m)/t(n, m)$ от размерности сети представлены на рис.2.

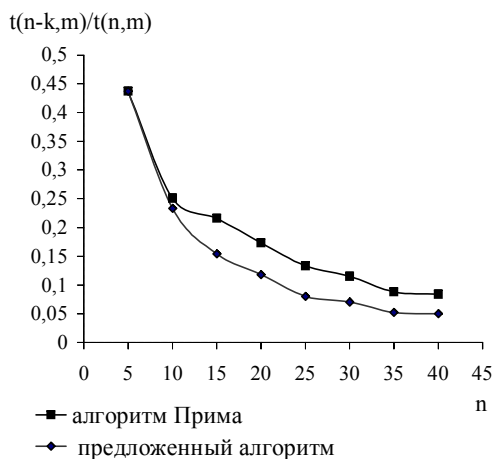


Рис. 2. Зависимости $t(n-k, m)/t(n, m)$ от количества абонентов ИВС

Зависимости показывают, какая часть вариантов размещения узлов от полного множества рассматривается при синтезе структуры ИВС по алгоритму усеченного перебора сочетаний. Подмножества вершин, в которых нецелесообразно размещать узлы, определялись с помощью алгоритма Прима и с помощью предложенного алгоритма.

Экспериментальные исследования предложенных алгоритмов оптимизации топологических структур проводились на выборках из 10 сетей различной размерности. Расчеты производились на ЭВМ с тактовой частотой процессора 200 МГц. Результаты исследований приведены в табл. 1 и 2. В табл. 1 представлено время оптимизации сети. В табл. 2 приведена относительная погрешность решений, в скобках указана максимальная погрешность для данной выборки.

Таблица 1

n	Полный перебор (мин: с: мс)	Усеченный перебор – 1 (мин: с: мс)	Усеченный перебор – 2 (мин: с: мс)
15	0:00:060	0:00:008	0:00:006
20	0:01:460	0:00:168	0:00:115
25	0:25:466	0:01:986	0:01:195
30	8:35:570	0:36:931	0:22:480
35	57:40:355	9:47:823	5:47:350
40	329:17:649	33:12:090	20:42:583

Таблица 2

n	Усеченный перебор – 1	Усеченный перебор – 2
5	0	0
10	0,0028 (0,018)	0,001 (0,01)
15	0,0028 (0,028)	0,0025 (0,024)
20	0,003 (0,012)	0,0028 (0,012)
25	0,0034 (0,018)	0,0028 (0,016)
30	0,0039 (0,018)	0,0028 (0,011)
35	0,0027 (0,007)	0,0016 (0,008)
40	0,0026 (0,018)	0,0015 (0,009)

По результатам расчетов можно сделать следующие выводы. Вследствие большой вычислительной сложности алгоритма полного перебора сочетаний его целесообразно применять для оптимизации сетей небольшой размерности (до 40 абонентов). Наибольший эффект применение данного алгоритма дает на сетях размерностью до 30 абонентов, так как он позволяет получить оптимальный вариант сети и время вычислений при этом не превышает нескольких минут. Применение алгоритма усеченного перебора позволяет значительно сократить время вычислений. Использовались две модификации алгоритма. В первой для определения подмножества абонентов, на базе которых нецелесообразно образовывать узлы, использовался алгоритм Прима. В другой модификации применялся предложенный алгоритм.

Полученные результаты позволяют сделать вывод, что предложенный алгоритм гораздо эффективнее формирует подмножество абонентов, которые исключаются из рассмотрения при переборе сочетаний, чем алгоритм Прима.

Предложенные метод и реализующие его алгоритмы позволяют получать за приемлемое время решение задач оптимизации топологии крупномасштабных ИВС на множестве радиально-узловых структур с числом абонентов до 40–50. Они расширяют

область применения метода направленного перебора локальных экстремумов за счет сокращения области поиска эффективных решений путем исключения мест нерационального размещения узлов.

Разработанные алгоритмы могут быть также использованы для оптимизации топологических структур централизованных систем транспорта, обслуживания, управления. Их эффективность в дальнейшем может быть повышена путем использования оценок структурных параметров сетей и итерационных алгоритмов оптимизации размещения узлов [5, 9,10].

Литература: 1. *Вычислительные машины, системы и сети* /А.П. Пятибратов, С.Н.Беляев, Г.М. Козырева и др. М.: Финансы и статистика, 1991. 400 с. 2. *Высокопроизводительные сети*. Энциклопедия пользователя: Пер. с англ. / М.Спортак, Ф.Паппас, Э.Рензинг и др. К.: ДиаСофт, 1998. 432 с. 3. *Зайченко Ю.П., Гонга Ю.В.* Структурная оптимизация сетей ЭВМ. К.: Техника, 1986. 168 с. 4. *Болотов А.Б.* Методы и алгоритмы структурно-топологической оптимизации централизованных сетей передачи данных // Управляющие системы и машины. 1981. №5. С. 11-16. 5. *Optimierung von Telekommu-nikationsnetzen. Optimale Knoten / Verfasst von L. Schade.* Dresden: ZSf HSFS, 1991. 64 S. 6. *Петров Э.Г., Болотов А.Б., Бескорвайный В.В.* Алгоритм структурно-топологической оптимизации цент-

рализованных сетевых систем // Механизация и автоматизация управления. 1986. №1. С. 28–31. 7. *Петров Э.Г., Болотов А.Б., Шабанов С.В.* Алгоритм топологической оптимизации централизованных сетей передачи данных // Механизация и автоматизация управления. 1980. №4. С. 56-60. 8. *Пападимитриу Х., Стайглиц К.* Комбинаторная оптимизация. Алгоритмы и сложность: Пер. с англ. М.: Мир, 1985. 512 с. 9. *Петров Э.Г., Писклакова В.П., Бескорвайный В.В.* Территориально-распределенные системы обслуживания К.: Техника, 1992. 208 с. 10. *Бескорвайный В.В., Имангулова З.А.* Реинжиниринг топологических структур территориально распределенных систем // 5-я Международная конф. “Теория и техника передачи, приема и обработки информации”. Научные труды, Харьков: ХТУРЭ, 1999. С.384-386.

Поступила в редколлегию 01.03.2000

Рецензент: д-р техн. наук Нефедов Л.И.

Бескорвайный Владимир Валентинович, канд. техн. наук, доцент кафедры системотехники ХТУРЭ. Научные интересы: структурный синтез ТРС; теория выбора решений. Адрес: Украина, 61166, Харьков, пр. Ленина, 14, тел. 40-93-06.

Имангулова Зульфия Алиевна, аспирантка кафедры системотехники ХТУРЭ. Научные интересы: структурно-топологическая оптимизация ИВС. Адрес: Украина, 61166, Харьков, ул. ак. Ляпунова, 9, кв. 66, тел. 19-55-43.

УДК 681.3+681.5:007

МЕТОДЫ ЗАЩИТЫ ИНФОРМАЦИИ В ДИСКРЕТНОМ КАНАЛЕ НА ОСНОВЕ ПОМЕХОУСТОЙЧИВЫХ К НЕСИММЕТРИЧНЫМ НЕРЕГУЛЯРНЫМ ВИРТУАЛЬНЫМ ПОМЕХАМ АЛГОРИТМОВ ПОИСКА ТОЧКИ С ХАРАКТЕРНЫМ ПРИЗНАКОМ

*АЛИПОВ Н.В., АЛИПОВ И.Н., БЕЛЯЕВ С.А.,
РЕБЕЗЮК Л.Н.*

Строятся помехоустойчивые алгоритмы поиска точки с характерным признаком в условиях несимметричного нерегулярного воздействия виртуальной последовательности, определяющие функционирование дискретных автоматов систем защиты информации.

Известно [1], что виртуальная помеха описывается такими параметрами: длительностью (l), интервалом между двумя соседними выбросами (импульсами) виртуальной помехи (h) и амплитудой помехи (a). Каждый из этих параметров может быть случайной либо неслучайной величиной. В работе рассматриваются такие виртуальные помехи (последовательности), у которых только один параметр l является случайной величиной. Поскольку пара-

метр h – неслучайная величина, то в виртуальной последовательности импульсы отделены друг от друга интервалами $h \cdot \Delta t$ (Δt – длительность шага алгоритма поиска точки с характерным признаком). На этом основании можно утверждать: длительность выброса не может быть меньше Δt . Будем в дальнейшем считать, что случайная величина l принадлежит диапазону $[l_1, l_2]$, где l_1 – минимальное значение параметра l ; l_2 – максимальное значение параметра l .

Любой алгоритм поиска точки [1] характеризуется: длительностью поиска (количеством шагов алгоритма) i ; количеством точек эксперимента, исполняемого на любом шаге алгоритма, k ; видом виртуальной последовательности (описанная в работе [2] виртуальная последовательность названа $A_{1,3}$ - последовательностью), критерием оптимальности (используется минимаксный критерий [3]). В этих условиях требуется, на основе принципа “пересечения” [4] и принципа “повторных” сравнений, точку x с характерным признаком за i шагов алгоритма заключить в интервал неопределенности наименьшей длины [3].

С учетом сказанного выполним эксперимент на первом шаге алгоритма. Расположим на первом шаге алгоритма в исходном интервале $(0,1)k$ точек эксперимента. По итогам выполнения первого шага алгоритма может возникнуть один из исходов:

$$a) \quad x(t_1) \in [0, x_1^1]; \quad б) \quad x_1 \in [x_q^1, x_{q+1}^1],$$