

ИНФОКОММУНИКАЦИИ

Условия структурной реализуемости системы тактовой сетевой синхронизации для ее математического моделирования при разработке методики синтеза

The conditions of the structural feasibility of the system of clock network synchronization for its mathematical simulation in the development of synthesis methods

Ключевые слова: структурная реализуемость – structural feasibility; система тактовой сетевой синхронизации – the system of clock network synchronization.

В работе приведены результаты исследований условий структурной реализуемости системы тактовой сетевой синхронизации транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети для построения её математической модели на этапе синтеза с целью введения ряда ограничений к целевой функции минимизации стоимости.

The work shows the results of research of conditions of structural feasibility of the system of clock network synchronization of transportation and access networks of the telecommunication network to build the mathematical model at the stage of synthesis with the purpose of introduction of a number of restrictions to the target function of minimizing the cost.

В процессе системного проектирования (синтеза) системы тактовой сетевой синхронизации (СТСС) возникает задача построения ее адекватной математической модели, которая сводится к общей формализованной постановке задачи синтеза, анализу параметров качества сигналов синхронизации и режимов работы этой системы.

Кроме этих исследований важное место отводится исследованиям условий структурной реализуемости СТСС для уточнения математической модели за счет введения дополнительных ограничений к целевой функции минимизации стоимости.

МОРОЗОВ / MOROZOV G.

Геннадий Григорьевич

(morozov@loniis.org)
заместитель начальника центра,
Филиал ФГУП «Ленинградское отделение центрального
научно-исследовательского института связи»,
Санкт-Петербург

ОСАДЧИЙ / OSADCHIY A.

Александр Иванович

(ai_osad@mail.ru)
директор, доктор технических наук,
Филиал ФГУП «Ленинградское отделение центрального
научно-исследовательского института связи»,
Санкт-Петербург

ЧУРСИН / CHURSIN I.

Игорь Николаевич

(i.chursin@minsvyaz.ru)
(ichursin@rossvyaz.ru)
заместитель руководителя,
Федеральное агентство связи,
Санкт-Петербург

ЯСИНСКИЙ / JASINSKI S.

Сергей Александрович

(yasinsky777@mail.ru)
доктор технических наук, доцент,
главный научный сотрудник,
Филиал ФГУП «Ленинградское отделение
центрального научно-исследовательского
института связи»,
Санкт-Петербург

Система тактовой сетевой синхронизации в основном состоит из генераторного оборудования с устройствами фазовой автоподстройки частоты, размещенного на сетевых узлах синхронизации $a_i \in A_c$, и путей передачи сигналов синхронизации

(СС), которые организуются по цифровым линиям передачи между этими узлами [1].

Формирование структуры СТСС представляется целесообразным осуществлять на основе потокового графа транспортной сети транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети, так как в данном случае известны номиналы скоростей цифровых потоков информации, передаваемых по ребрам графа. Это позволит в процессе построения структуры СТСС осуществлять определение на потоковых ребрах дуг, которые будут использоваться для передачи СС. Формирование структуры потоковой составляющей транспортной сети и сетей доступа телекоммуникационной сети возможно одним из двух известных методов: путевым методом или методом сечений (метод Форда-Фалкерсона) [2]. Исследования показали, что методом сечений не всегда в многополюсных сетях можно найти минимальное рассекающее множество, а физический смысл минимального сечения (МС) в подобных случаях сводится к аналогичному формированию структуры квазипараллельным путевым методом [1].

Квазипараллельный путевой метод, заключается в представлении всей структуры СТСС наложением двухполюсных сетей в виде совокупности параллельных пучков последовательных путей передачи СС, образуемых на всех направлениях их передачи. В данном случае под двухполюсной сетью рассматриваются пары вершин (узлов), где в одной из них всегда имеется источник СС, а ко второй необходимо передать СС. Метод предполагает осуществлять формирование структуры путём последовательно-параллельного ее нахождения для каждой пары узлов.

Однако нахождение рациональной структуры СТСС, даже при наличии достаточного опыта и объема знаний по структурным свойствам, представляет собой трудноразрешимую задачу, при решении которой возникает необходимость учета целого ряда противоречивых требований и ограничений. Сложность использования для этой цели процедур формирования структуры СТСС на основе методов насыщенного сечения, замены и устранения ветвей ограничена ввиду их общего недостатка — в них не предложен способ построения начальной структуры, удовлетворяющей всем или наиболее важным требованиям. Большинство авторов предполагают выбирать начальную структуру случайным образом, что не предполагает ее рациональность и вынуждает проектировщиков введения структур с большой избыточностью дуг. Поэтому процесс построения начальной структуры усложняется из-за увеличения вычислительной сложности решаемой задачи путевыми методами.

Следовательно, возникает необходимость рассмотрения возможности сочетания путевого метода с МС, так как последний позволяет уменьшить вычислительную сложность решаемой задачи квазипараллельным вариантом путевого метода для каждого из сечений. Для упрощения решения данной задачи предлагается основную систему сечений (ОСС) строить в виде оствного дерева, которое одновременно является первым (кратчайшим) путем минимального ранга и (или) длины. Деревом называется связный ациклический граф. Ориентированный граф является ациклическим, если он не содержит контуров (ряд авторов подменяют понятие контуров на циклы). Оствным деревом графа называется дерево, содержащее все его вершины и не имеющее циклов, то есть контуров.

Выбор ранга сечений ОСС и определение ориентации их дуг дадут возможность формирования структуры СТСС в виде ациклического ориентированного графа:

$$\vec{G}_c(A_c, \vec{B}_c), A_c = A_{\Pi} = \{a_i; i = 1, N\},$$

$$\vec{B}_c = \{\vec{b}_{ij}; i, j = 1, N; i \neq j; \vec{b}_{ij} \neq \vec{b}_{ji}\}, \quad (1)$$

где A_c — множество вершин графа СТСС; \vec{B}_c — множество дуг (простых путей или цепей для передачи СС в СТСС) [1]. Базовый СС имеет частоту 2048 кГц и передается с требуемыми коэффициентами связности без образования контуров (циклов). При наличии правильно сформированной ОСС можно всегда наиболее рационально находить структуру СТСС в рамках решения общей оптимизационной задачи синтеза транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети. В то же время задача синтеза СТСС может решаться и при известной структуре транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети, но с выработкой предложений по её совершенствованию в плане повышения структурно-потоковой устойчивости (СПУ).

Строящиеся на основе МС алгоритмы имеют простую вычислительную схему, но из-за недостаточной изученности свойств ОСС и необоснованности возможности исключения нахождения для ориентированных графов минимального рассекающего множества делают методики синтеза структуры СТСС сложными и в недостаточной степени обоснованными.

Исходя из того, что формирование структуры СТСС предлагается осуществлять сочетая методы путей и сечений, где применение метода сечений невозможно без определения ОСС на ацикли-

ИНФОКОММУНИКАЦИИ

ческом ориентированном графе (1), то необходимо сначала исследовать основные свойства ОСС данного графа.

Сечением графа называется не избыточная совокупность дуг, которые надо изъять из сети, чтобы нарушилась его связность. Путь – это упорядоченный набор дуг, начинающихся в вершине a_i и заканчивающийся в вершине a_j , в котором, конец каждой предыдущей дуги совпадает в промежуточной вершине с началом последующей дуги. Каждый из путей будем обозначать, как

$$\pi_{k_{(i-j)}} \in \Pi_k, \quad (2)$$

где $k = \overline{1, K}$ – номер пути между конкретными a_i (начальная) и a_j (конечная) вершинами для заданных Π_k -подмножеств образуемых путей для передачи СС из всего их множества в СТСС:

$$\Pi = \bigcup_{k=1}^K \Pi_k.$$

Путь, начинающийся и кончащийся в одной и той же вершине и не проходящий дважды через какую-либо вершину ориентированного (или неориентированного) графа, называется контуром (или циклом). Следовательно, в формализованном виде учет образованных контуров в рамках Π_k -подмножеств образуемых путей для передачи СС можно записать следующим образом:

$$\pi_{k_{(i-j,i)}} \in \Pi_k.$$

Одной из основных задач по обеспечению устойчивой работы СТСС является задача недопущения образования контуров при передаче СС, то есть при формировании путей (2) должно выполняться требование

$$\{\pi_{k_{(i-j,i)}}\} = \emptyset.$$

Рангом пути передачи СС $\rho(\pi_{k_{(i-j)}})$ будем называть число дуг, входящих в данный путь. Этот ранг пути не должен превышать допустимого значения ($\mathcal{D}\mathcal{Z}$), то есть

$$\rho(\pi_{k_{(i-j)}}) \leq \rho(\pi_{k_{(i-j)}})_{\mathcal{D}\mathcal{Z}}. \quad (3)$$

Для каждого q_l -направления синхронизации (НС), из всего множества

$$Q = \{q_l\} = \{(a_{s_l}, a_{t_l})\}; l = \overline{1, L},$$

требование к рангу пути передачи СС (3) в более конкретизированном виде может быть представлено следующим образом:

$$\rho_{q_l}(\pi_{k_{(i-j)}}) \leq \rho_{q_l}(\pi_{k_{(i-j)}})_{\mathcal{D}\mathcal{Z}}; \quad l = \overline{1, L}; \quad k = \overline{1, K}. \quad (4)$$

Кроме общего требования к рангам путей передачи СС (4) для НС $q_l \in Q$, должно выполняться условие соблюдения ранжирования между всеми независимыми путями передачи СС в рамках этого же НС, то есть

$$\rho_{q_l}(\pi_{1_{(i-j)}}) \leq \rho_{q_l}(\pi_{2_{(i-j)}}) \leq \dots \leq \rho_{q_l}(\pi_{K_{(i-j)}}). \quad (5)$$

Если отдельные или все пути в соответствии с (5) по рангу равны, то для таких случаев целесообразно использовать условие их ранжирования по минимуму длин путей

$$L_{q_l}(\pi_{1_{(i-j)}}) \leq L_{q_l}(\pi_{2_{(i-j)}}) \leq \dots \leq L_{q_l}(\pi_{K_{(i-j)}}), \quad (6)$$

где каждая длина пути определяется как сумма входящих в него длин дуг

$$L_{q_l}(\pi_{k_{(i-j)}}) = \sum_{b_{ij} \in B_{CPII_{q_l}}(\pi_{k_{(i-j)}})} l_{ij_{CPII_{q_l}}}(\pi_{k_{(i-j)}})$$

с учетом того, что матрица структурной избыточности (СИ) длин L_{CI} ребер $b_{ij_{CI}} \in B_{CI}$ находится в полном соответствии с матрицей структурно-потоковой избыточности (СПИ) длин L_{CPII} ребер $b_{ij_{CPII}} \in B_{CPII}$, т. е.

$$L_{CI} \equiv L_{CPII} = \|I_{ij_{CPII}}\| = \|I_{ij_{CI}}\|.$$

Сущность метода сечений заключается в том, что многопродуктовый потоковый (Π) граф потоковый (Π) граф

$$G_{\Pi}(A_{\Pi}, B_{\Pi}), \quad A_{\Pi} = \{a_i; i = \overline{1, N}\}, \quad B_{\Pi} = \{b_j; i, j = \overline{1, N}\}, \quad (7)$$

где A_{Π} – множество вершин графа (узловая основа) и B_{Π} – множество ребер графа (линейная основа), представляется в виде суперпозиции конечного множества структур для различных состояний S . Это множество структур получается из исходной сети при задании на ней некоторой ОСС $\vec{\sigma}_{i_{q_l}}$ для каждого из $q_l \in Q$, как совокупности возрастающих по порядку нумерации элементарных («минимальных») сечений, так как

$$\vec{\sigma}_{i_{q_l}} \in \vec{S}_{OCC_{q_l}}; i = \overline{1, N_{q_l} - 1}; q_l \in Q. \quad (8)$$

В каждой ОСС число сечений полностью зависит от числа вершин N_{q_l} и определяется как

$$N_{OCC_{q_l}} = N_{q_l} - 1. \quad (9)$$

Рангом сечения будем называть число входящих в него дуг для каждого НС, которое не должно превышать допустимого значения, то есть

$$1 \leq \rho(\vec{\sigma}_{i_{q_l}}) \leq \rho(\overset{\rightarrow}{\sigma}_{i_{q_l}})_{D3}; i = \overline{1, N_{q_l} - 1}. \quad (10)$$

После введения основных понятий и увязанных с ними ограничений для рангов путей и сечений (4), (5) и (10), а также ограничений для длин путей (6), перейдем к рассмотрению основных свойств ОСС для ациклического ориентированного подграфа.

Свойство 1. Ориентированный подграф для каждого НС $q_l \in Q$ будет ациклическим, если в каждом из сечений $\vec{\sigma}_{i_{q_l}}$ его ОСС $\vec{S}_{OCC_{q_l}}$, где $i = 1, N_{q_l} - 1$, ориентация дуг одинаковая [3].

Доказательство этого свойства будем проводить от обратного, исследуя основные признаки ориентированного подграфа с циклами.

Если в ориентированном графе имеет место равенство между рангом пути $\rho(\pi_{k_{(i-j,i)}})$ и числом вершин в нем $N_{a_i}(\pi_{k_{(i-j,i)}})$, то есть

то это равносильно образованию цикла (контура). Это первый признак образования цикла в цепи (пути) передачи СС, а второй признак – у всех его вершин ненулевые полустепени заходов $d^-(a_i) \neq 0$ и полустепени исходов $d^+(a_i) \neq 0$, то есть число заходящих дуг в a_i -вершину и число исходящих дуг из a_i -вершины больше нуля, соответственно.

С учетом этих двух признаков формализованный учет наличия петель при образовании путей передачи СС выглядит следующим образом:

$$d^-(a_i) \neq 0, d^+(a_i) \neq 0; a_i(\pi_{k_{(i-j,i)}}) \in A_C; \\ i=1, 2, 3, \dots, N_{a_i}(\pi_{k_{(i-j,i)}}); \quad (11)$$

$$\exists \pi_{k_{(i-j,i)}} \in \Pi_k \in \Pi: \rho(\pi_{k_{(i-j,i)}}) = N_{a_i}(\pi_{k_{(i-j,i)}}); \\ k = \overline{1, K}. \quad (12)$$

В качестве примера построим на потоковом графе (рис. 1) ориентированный подграф (рис. 2), который удовлетворяет признакам (11) и (12), так как в нем имеет место циклический (контурный) путь при возможных вариантах образования цепей передачи СС от a_1 ко всем остальным вершинам, то есть:

$$\exists \pi_{1_{(1,2,3,1)}} = (\vec{b}_{12}, \vec{b}_{23}, \vec{b}_{31}) \in \Pi_1 \in \Pi: \rho(\pi_{1_{(1,2,3,1)}}) = \\ = N_{a_i}(\pi_{1_{(1,2,3,1)}}) = 3; k = 1; i = 1, 2, 3.$$

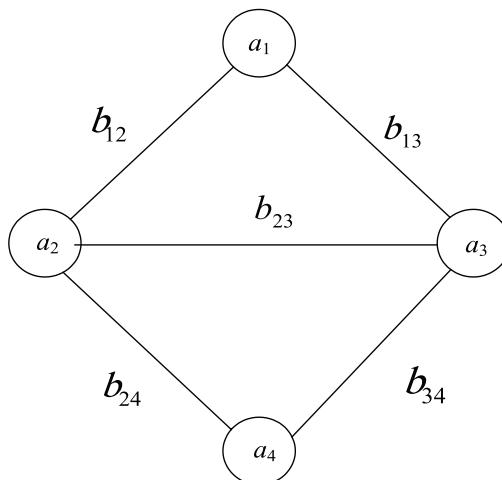


Рис. 1. Пример потокового графа

ИНФОКОММУНИКАЦИИ

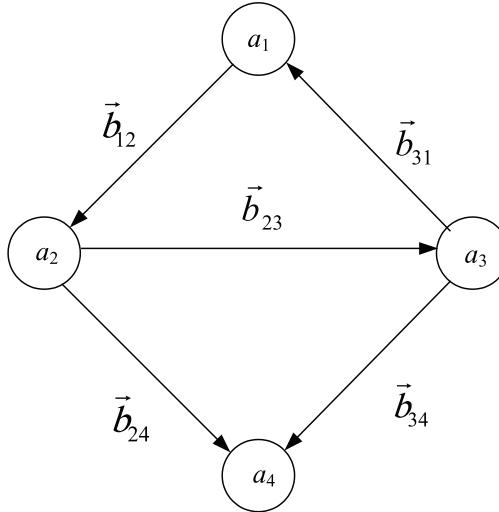


Рис. 2. Пример ориентированного подграфа, который удовлетворяет признакам (11) и (12)

Построим для этого подграфа (рис. 2) с использованием известных алгоритмов поиска кратчайшего пути (например, алгоритм Дейкстры [4]) оствное дерево (рис. 3). Выберем сечения относительно дуг этого оствного дерева введя нумерацию относительно a_1 , от которой изначально поступает СС. Совокупность этих сечений образуют ОСС для $q_i \in Q(8)$, которая для данного подграфа приведена на рис. 4 с числом сечений (9): $N_{OCC_{q_i}} = N_{q_i} - 1 = 4 - 1 = 3$.

Перенесем оствное дерево с ОСС (рис. 4) на рис. 2 и получим подграф на рис. 5.

Если инцидентные вершине дуги подграфа направлены от нее, то они имеют вес «+1», если они направлены к ней, то имеют вес «-1», то есть весовые значения дуг выражаются численно:

$$w_{\vec{b}_{ij}} = \begin{cases} +1, & \text{если дуга } \vec{b}_{ij} \text{ исходит из } a_i; \\ -1, & \text{если дуга } \vec{b}_{ij} \text{ заходит в } a_i. \end{cases} \quad (13)$$

С введением весов (13) для исходящих из a_i -вершины дуг и входящих в a_i -вершину дуг и формирования сечений ОСС (8) на оствном дереве, которое строится в виде кратчайшего пути для $q_i \in Q$, появляется возможность в рамках каждого из сечений производить учет не только полустепеней захода и исхода (11) для каждого из возможных путей передачи СС (12), но и учитывать число исходящих из a_i и заходящих в a_i дуг \vec{b}_{ij} , а также учитывать наличие образующих циклы дуг.

В качестве примера произведем формализованную запись сечений ОСС (рис. 4) через веса

входящих в эти сечения дуг $w_{\vec{b}_{ij}}$ относительно вершин подграфа на рис. 5, при условии, что $d^+(a_1) \neq 0$ и $d^-(a_1) = 0$:

$$\vec{\sigma}_{1q_1} \Rightarrow \left\{ w_{\vec{b}_{12}} = +1; w_{\vec{b}_{31}} = -1 \right\};$$

$$\vec{\sigma}_{2q_1} \Rightarrow \left\{ w_{\vec{b}_{24}} = +1; w_{\vec{b}_{23}} = +1; w_{\vec{b}_{31}} = -1 \right\};$$

$$\vec{\sigma}_{3q_1} \Rightarrow \left\{ w_{\vec{b}_{24}} = +1; w_{\vec{b}_{34}} = +1 \right\}.$$

Ациклический граф характеризуется отсутствием циклов и как следствие – односторонностью дуг в каждом из сечений ОСС. Выражение (10) позволяет учитывать ранг всех дуг в каждом из сечений с учетом соблюдения требований по их допустимому значению и является необходимым условием, но не достаточным, так как не позволяет определять конкретные дуги, образующие циклы при передаче СС. По аналогии с введением полустепеней исхода и захода для вершины введем понятие ранга (количества) в каждом из сечений ОСС исходящих дуг (с весом «+1») от всех отсеченных этим сечением вершин, а также понятие ранга входящих дуг (с весом «-1») во все отсеченные этим сечением вершины от следующих вершин в порядке роста их нумерации. Следовательно, возможность различного учёта допустимых значений исходящих из вершин и входящих в сечение ОСС дуг можно выразить следующим образом:

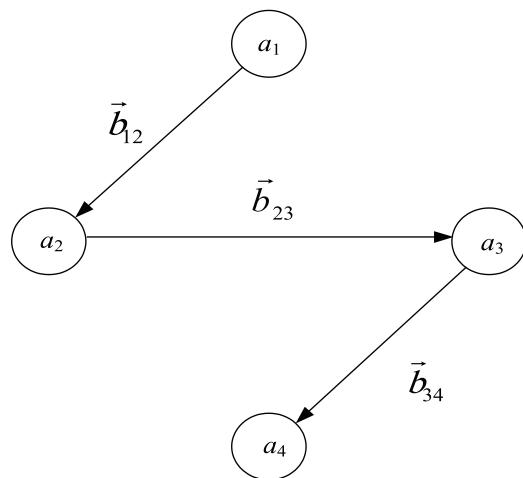


Рис. 3. Пример оствного дерева для подграфа на рис. 2

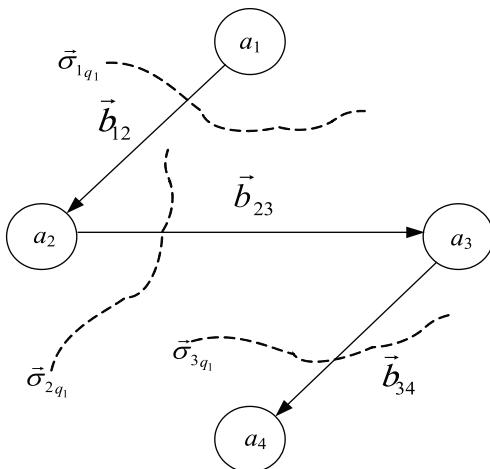


Рис. 4. Пример ОСС, построенной на оствном дереве (рис. 3)

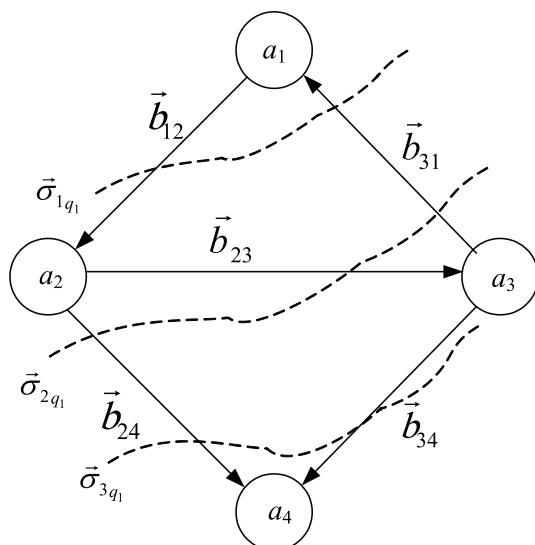


Рис. 5. Пример совмещения ОСС с подграфом на рис. 2

ИНФОКОММУНИКАЦИИ

$$1 \leq \rho^+(\vec{\sigma}_{i_{q_l}}) \leq \rho^+(\vec{\sigma}_{i_{q_l}})_{D3}; i = \overline{1, N_{q_l} - 1}. \quad (14)$$

Что касается требования к раздельному учету допустимых значений входящих дуг в отсеченные вершины сечением ОСС, то оно должно как правило равняться нулю, то есть даже в случае наличия таких дуг в дальнейшем должно выполняться условие:

$$\rho^-(\vec{\sigma}_{i_{q_l}}) \geq 0 \Rightarrow \rho^-(\vec{\sigma}_{i_{q_l}})_{D3} = 0; i = \overline{1, N_{q_l} - 1} \quad (15)$$

Следовательно, на основе (14) и (15) сформулируем свойство 2 для ориентированного подграфа с наличием циклов.

Свойство 2. Ориентированный подграф для каждого НС будет циклическим, если хотя бы в одном из сечений его ОСС имеется одна дуга или более одной входящих дуг в одну или более одной отсеченных вершин сечением, то есть выполняется условие (15) для одного из $\vec{\sigma}_{i_{q_l}} \in S_{OCC_{q_l}}$.

Из рис. 5 видно, что в сечениях $\vec{\sigma}_{1_{q_1}}$ и $\vec{\sigma}_{2_{q_1}}$ имеется дуга \vec{b}_{31} , направленность которой удовлетворяет свойству 2 и как следствие – этот подграф имеет цикл: $\pi_{l(1,2,3,1)} = (\vec{b}_{12}, \vec{b}_{23}, \vec{b}_{31})$. Для устранения подобного рода циклов в настоящее время известны три способа:

– исключение дуги (например, исключение \vec{b}_{31} из рис. 5 путем запрета передачи или приема СС по дуге, то есть получаем подграф на рис. 6;

– изменение направления передачи СС по потоковому ребру b_{13} , то есть изменение направленности дуги путем ее замены на противонаправленную (например, на рис. 5 вместо дуги \vec{b}_{31} образуется дуга \vec{b}_{13} , то есть получаем подграф на рис. 7);

– переход на другое качество передаваемого СС (например, от качества первичного эталонного генератора с $Q2$ к более низкому по рангу качеству от вторичного задающего генератора с $Q4$), алгоритм которого целесообразно исследовать в методике синтеза структуры СТСС.

Для отдачи предпочтения при выборе одного из способов устранения цикла должно проводится обоснование в каждом реальном ($p.$) случае с учетом необходимости выполнения условия по обеспечению требуемого ($mp.$) коэффициента связности для каждого из $q_l \in Q$ при передаче СС:

$$k_{c_{\text{cb}, mp, cc}}(q_l) \leq k_{c_{\text{cb}, p, cc}}(q_l). \quad (16)$$

Оказывается, что для НС $q_1 = (a_{1_l}, a_{4_l})$ на рис. 6 и рис. 7, при $l=1$, реальные коэффициенты связности при передаче СС (по независимым путям) равны, соответственно, $k_{c_{\text{cb}, p, cc}}(q_1) = 1$ и $k_{c_{\text{cb}, mp, cc}}(q_1) = 2$. Следовательно, если $k_{c_{\text{cb}, mp, cc}}(q_1) = 2$, то подграф на рис. 6 не будет обеспечивать требование по структурной устойчивости передаваемого СС для $q_1 = (a_{1_l}, a_{4_l})$, так как не выполняется условие (16) из-за следующего неравенства: $k_{c_{\text{cb}, mp, cc}}(q_1) = 2 > k_{c_{\text{cb}, p, cc}}(q_1) = 1$. Для заданного требования по связности подграф

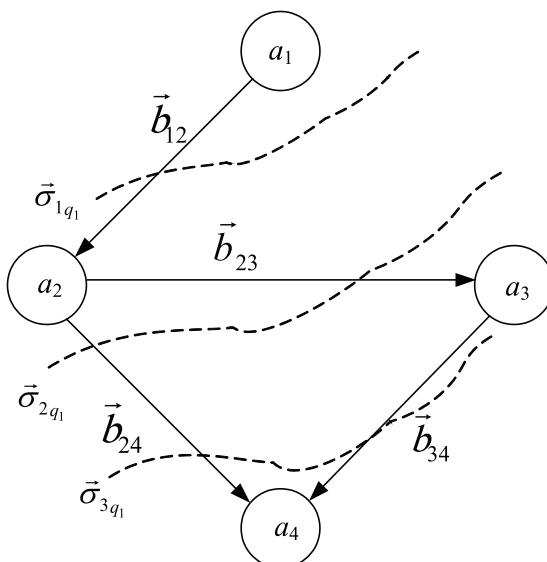


Рис. 6. Пример устранения цикла на рис. 5 путём исключения \vec{b}_{31}

на рис. 7 обеспечивает структурную устойчивость передаваемого СС для $q_1 = (a_{1_1}, a_{4_1})$, так как выполняется условие (16) из-за следующего равенства: $k_{c\sigma.mp.cc}(q_1) = k_{c\sigma.p.cc}(q_1) = 2$.

Однако выполнение условия неравенства в выражении (16) не всегда оправдывается экономически, так как введение необоснованной избыточности ресурса средств синхронизации в СТСС будет противоречить целевой функции минимизации затрат на ее построение. Как следствие, заложенные методы оптимизации в методику синтеза структуры СТСС транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети будут позволять производить коррекцию процедур выбора числа независимых путей передачи СС для каждого из НС в сторону однозначного перехода от неравенства в (16), то есть от неравенства

$$k_{c\sigma.mp.cc}(q_l) < k_{c\sigma.p.cc}(q_l),$$

к строгому равенству в (16), то есть к уравнению

$$k_{c\sigma.mp.cc}(q_l) = k_{c\sigma.p.cc}(q_l) \quad (17)$$

В процессе формирования высокоустойчивой структуры СТСС транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети могут возникать случаи, когда потоковая структура сети не позволяет образовать требуемое число независимых путей передачи СС для отдельных НС, так как

$$k_{c\sigma.mp.cc}(q_l) < k_{c\sigma.p.cc}(z_k),$$

при условии наличия соответствия между КПУ и НС, то есть когда

$$\begin{aligned} z_k &= q_l = (a_{s_k}, a_{t_k}) = (a_{S_l}, a_{T_l}); \\ l &= k; l = \overline{1, L}; k = \overline{1, M}. \end{aligned} \quad (18)$$

Для выполнения предъявленного требования по обеспечению высокой структурной устойчивости могут вводиться дополнительные линии передачи в сети, которые моделируются на потоковом графе (7) путем ввода дополнительных потоковых ребер с основной целью – обеспечение требуемого коэффициента связности для передачи СС. Следовательно, после введения таких дополнительных потоковых ребер возникает целесообразность не только передавать по ним СС, но и передавать потоки информации, которые образуются в процессе перераспределения передаваемых потоков из предыдущей структуры потокового графа без дополнительного ребра.

Предъявим к структуре подграфа на рис. 7 требование к коэффициенту связности для передачи СС равное числу 3, а реально на данной структуре коэффициент связности равен числу 2, то есть не выполняется условие (16), так как

$$k_{c\sigma.mp.cc}(q_l) = 3 > k_{c\sigma.p.cc}(q_l) = 2 \quad (19)$$

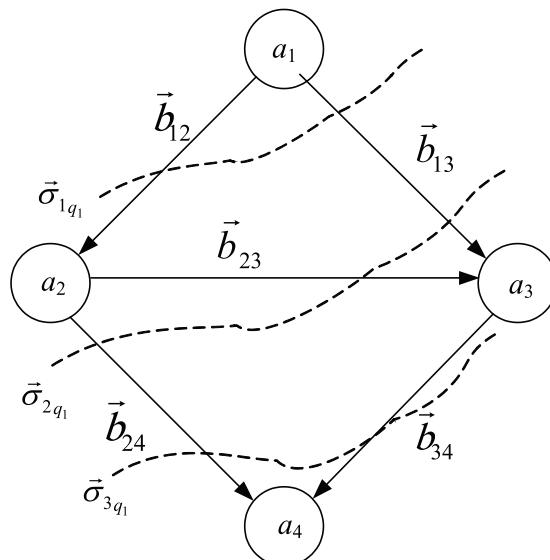


Рис. 7. Пример устранения цикла на рис. 5 путём изменения направленности дуги

ИНФОКОММУНИКАЦИИ

и $z_k = q_l = (a_{1_k}, a_{4_k}) = (a_{1_l}, a_{4_l})$ в соответствии с (18), где $z_k = (a_{1_k}, a_{4_k})$ – корреспондирующая пара узлов, при $k=1$. Следовательно, для обеспечения $k_{ce,mp,cc}(q_l) = 3$ добавим в потоковую структуру на рис. 1 ребро b_{14} (рис. 8), а затем на месте этого ребра построим дугу b_{14} и совместим с подграфом на рис. 7, что равносильно построению подграфа для передачи СС с $k_{ce,p,cc}(q_l) = 3$ на рис. 9.

Структура подграфа на рис. 9 позволяет устранить проблему в (19) и обеспечить выпол-

нение требования (17), так как в данном случае $k_{ce,mp,cc}(q_l) = k_{ce,p,cc}(q_l) = 3$.

Кроме исследованных выше свойств ориентированных графов для создания условий структурной (физической) реализуемости СТСС следует также учитывать при разработке методики синтеза её структуры еще два известные свойства из теории графов [3]:

– в ациклическом ориентированном графе имеются, по крайней мере, одна вершина с нулевой

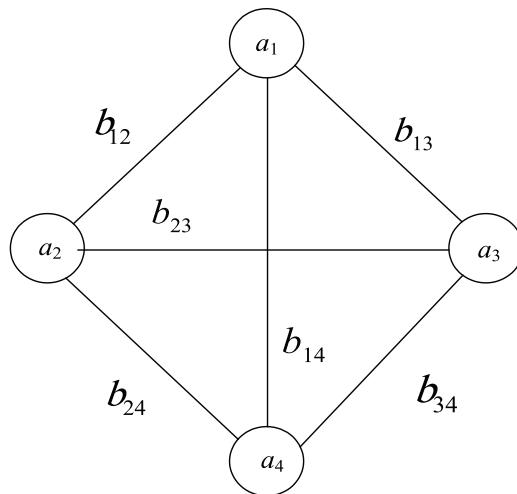


Рис. 8. Потоковая структура на рис. 1 с добавленным ребром b_{14}

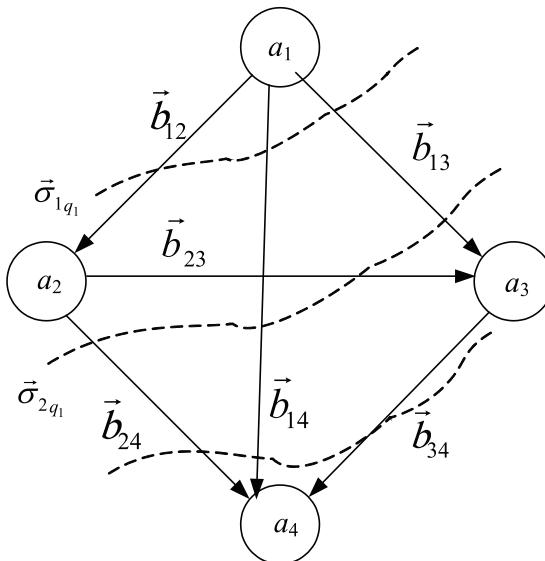


Рис. 9. Подграф для передачи СС с $k_{ce,p,cc}(q_l) = 3$

полустепенью захода и одна вершина с нулевой полустепенью исхода, так как в максимально ориентированном пути этого графа (a_1, a_2, \dots, a_N) всегда выполняется условие $d^-(a_1) = d^+(a_N) = 0$;

— ориентированное сечение в ориентированном графе — это сечение $\bar{\sigma}_{i_{q_l}} \in S_{occ_{q_l}}$, где все дуги исходят из него или заходят в него, то есть все дуги ориентированы в одном направлении (одного веса), а появление обратно (противоположно) направленных дуг характеризует образование циклов в графе и преобразование его из ациклического в циклический.

Таким образом, приведенные выше результаты исследований для определения условий структурной реализуемости системы тактовой сетевой синхронизации транспортной составляющей и сетей доступа телекоммуникационной сети позволяют определиться с перечнем ограничений к целевой функции минимизации стоимости на этапах математического моделирования и синтеза структуры этой системы синхронизации.

Литература

1. Ясинский С.А. Унифицированные математические модели для анализа и синтеза элементов телекоммуникационных сетей. — СПб.: Военный университет связи, 2003. — 184 с.
3. Беленький А.С. Исследование операций в транспортных сетях: идеи и схемы методов оптимизации планирования. — М.: Мир, 1992. — 584 с.
3. Свами М., Тхуласираман К. Графы, сети и алгоритмы: Пер. с англ. — М.: Мир, 1984. — 455 с.
4. Кормен Т., Лейзерсон Ч., Ривест Р. Алгоритмы: построение и анализ. — М.: МЦНМО, 2000. — 960 с.

