Петров Назар Сергеевич – Южный федеральный университет; e-mail: kafmps@ttpark.ru; 347900, г. Таганрог, ул. Петровская, 81; кафедра микропроцессорных систем; аспирант.

Petrov Nazar Sergeevich – Southern Federal University; e-mail: kafmps@ttpark.ru; 81, Petrovskayastreet, Taganrog, 347900, Russia; the department of microprocessor systems; post-graduate student.

УДК 681.327

Е.М. Герасименко

МЕТОД ПОТЕНЦИАЛОВ ДЛЯ ОПРЕДЕЛЕНИЯ ЗАДАННОГО ПОТОКА МИНИМАЛЬНОЙ СТОИМОСТИ В НЕЧЕТКОМ ДИНАМИЧЕСКОМ ГРАФЕ*

Описывается метод нахождения потока минимальной стоимости в нечетком динамическом графе. Для вычисления потока минимальной стоимости будем применять алгоритм, основанный на введении потенциалов для каждой из вершин нечеткого графа. Данный алгоритм позволяет избежать необходимости оперирования отрицательными стоимостями, т.е. работает с так называемыми «приведенными стоимостями». Данная модификация приводит к увеличению быстродействия алгоритма. Значения потенциалов вычисляются согласно путям минимальной стоимости от начальной вершины к остальным вершинам графа. При этом нет необходимости просматривать все вершины графа, так как критерием окончания алгоритма является приписывание постоянной пометки конечной вершины. Использование потенциалов вершин ведет к необходимости оперирования «приведенными стоимостями», полученными на основе исходных стоимостей и вычисления потенциалов вершин. Описаны правила построения «развернутого во времени» графа, соответствующего исходному, а также правила построения нечеткой остаточной сети, оперирующей приведенными стоимостями. Учитывается возможность параметров графа меняться во времени.

Нечеткий динамический граф; поток минимальной стоимости; потенциалы вершин; развернутый во времени граф.

E.M. Gerasimenko

POTENTIALS METHOD FOR MINIMUM COST FLOW DEFINING IN FUZZY DYNAMIC GRAPH

This article describes a method for minimum cost flow finding in a fuzzy dynamic graph. Algorithm based on the potentials introduction for any arc of the fuzzy graph will be applied for minimum cost determining. Present algorithm allows escaping the necessity of operating with negative costs, as it deals with «кreduced costs». This modification leads to improving of time complexity of the algorithm. Potentials are computed according to the paths of minimum cost from the initial node to other nodes of the graph. It is not necessary to check all nodes of the graph, as termination condition of the algorithm is assigning the permanent label to the final node. Using node potentials leads to necessity of operating with «reduced costs», receiving based on the initial meanings of the transmission costs and computing of the node potentials. The rules of the «time-expanded» graph construction corresponded to the initial and fuzzy residual network construction, which operates reduced costs are described. The fact that parameters of the graph can be changed in time is taken into account.

Fuzzy dynamic graph; minimum cost flow; node potentials; time-expanded graph.

---

* Работа поддержана РФФИ, проект № 11-01-00011а.

Введение. Задача определения потока минимальной стоимости является актуальной, так как позволяет находить маршруты перевозки груза, имеющие минимальную стоимость, из начальной точки в конечную с учетом ограничений на пропускные способности участков дорог. Такие параметры сети, как пропускные способности и стоимости перевозок, не могут быть точно измерены. Следовательно, данные параметры необходимо представлять в нечетком виде. Необходимость задания таких параметров в нечетком виде представлена в [1]. Эти параметры могут быть заданы экспертами [2] на основе анализа информации о транспортной сети. Учитывая нечеткий характер параметров транспортных сетей, в частности пропускных способностей дорог и стоимостей перевозок, приходим к постановке задачи определения потока минимальной стоимости в нечеткой транспортной сети [3]. Также необходимо учесть возможность параметров сети меняться во времени. В этом случае мы приходим к «динамическим» сетям [4], в отличие от «стационарно-динамических», принятых к рассмотрению в литературе по потокам. Отличие этих видов сетей в том, что «стационарно-динамические» сети учитывают лишь фактор немгновенного прохождения потока по дугам сети, в то время как «динамические» сети позволяют принять во внимание также зависимость параметров сети от времени.

Модель задачи. Постановка задачи нахождения потока минимальной стоимости в нечетком динамическом графе может быть сформулирована следующим образом:

$$Minimize \tag{1}$$

$$\sum_{\theta=0}^{p}\left(\sum_{x_j\in\Gamma(x_i)}\tilde{\xi}_{ij}(\theta)-\sum_{x_j\in\Gamma^{-1}(x_i)}\tilde{\xi}_{ji}(\theta-\tau_{ji}(\theta))\right)=\tilde{\rho}(p),x_i=s, \tag{2}$$

$$\sum_{\theta=0}^{p}\left(\sum_{x_j\in\Gamma(x_i)}\tilde{\xi}_{ij}(\theta)-\sum_{x_j\in\Gamma^{-1}(x_i)}\tilde{\xi}_{ji}(\theta-\tau_{ji}(\theta))\right)=\tilde{0},x_i\neq s,t;\theta,\theta-\tau_{ji}(\theta)\in T, \tag{3}$$

$$\sum_{\theta=0}^{p}\left(\sum_{x_j\in\Gamma(x_i)}\tilde{\xi}_{ij}(\theta)-\sum_{x_j\in\Gamma^{-1}(x_i)}\tilde{\xi}_{ji}(\theta-\tau_{ji}(\theta))\right)=-\tilde{\rho}(p),x_i=t, \tag{4}$$

$$\tilde{0}\le\tilde{\xi}_{ij}(\theta)\le\tilde{u}_{ij}(\theta),\forall(x_i,x_j)\in\tilde{A},\theta\in T. \tag{5}$$

Выражение (1) означает, что необходимо найти минимальный маршрут перевозки заданного количества потока в транспортной сети за заданное количество моментов времени. Выражение (2) показывает, что заданный поток $\tilde{\rho}$ за p периодов времени, равен потоку, выходящему из источника за p периодов времени $\sum_{\theta=0}^{p}\sum_{x_j\in\Gamma(x_i)}\tilde{\xi}_{ij}(\theta),x_i=s$. Выражение (4) показывает, что заданный поток $\tilde{\rho}$ за p периодов времени равен потоку, входящему в сток за p периодов времени $\sum_{\theta=0}^{p}\sum_{x_j\in\Gamma^{-1}(x_i)}\tilde{\xi}_{ji}(\theta-\tau_{ji}(\theta)),x_i=t$. Количество потока $\sum_{\theta=0}^{p}\sum_{x_j\in\Gamma^{-1}(x_i)}\tilde{\xi}_{ji}(\theta-\tau_{ji}(\theta)),x_i=s$, входящее в источник за p периодов времени, равно количеству потока, покидающему сток $\sum_{\theta=0}^{p}\sum_{x_j\in\Gamma(x_i)}\tilde{\xi}_{ij}(\theta),x_i=t$ за p периодов времени и равно нулю. В (3) утверждается, что для каждого узла x_i, кроме источника и стока и каждого момента времени θ количество потока $\sum_{\theta=0}^{p} \sum_{x_j \in \Gamma^{-1}(x_i)} \tilde{\xi}_{ji}(\theta - \tau_{ji}(\theta)), x_i \neq s,t$, вошедшее в x_i в момент времени $(\theta - \tau_{ji}(\theta))$, равно числу единиц потока $\sum_{\theta=0}^{p} \sum_{x_j \in \Gamma(x_i)} \tilde{\xi}_{ij}(\theta), x_i \neq s,t$, выходящему из x_i в момент θ. Неравенство (5) показывает, что потоки $\xi_{ij}(\theta)$ для всех моментов времени должны быть меньше пропускных способностей по соответствующим дугам.

Таким образом, необходимо найти минимальную стоимость перевозки заданного количества единиц потока в нечетком динамическом графе с учетом зависящих от момента отправления потока стоимостей, пропускных способностей и параметров времени прохождения потока по дугам графа. Представим формальный алгоритм решения данной задачи.

Алгоритм решения задачи. Поскольку при решении данной задачи при построении остаточной сети будут появляться обратные дуги, имеющие отрицательные стоимости, алгоритм Дейкстры для поиска кратчайших путей (путей минимальной стоимости) не может использоваться. Следовательно, для поиска потока будем применять алгоритм Эдмондса, Карпа [5] и Томизавы [6], преобразующий отрицательные стоимости в неотрицательные с помощью введения потенциалов и модифицированный для случая нечетких динамических графов, т.е. таких, параметры которых могут меняться во времени [7].

Определение 1. Пусть $\tilde{\pi}(x_i,\theta), (x_i,\theta) \in X_p$ – некоторые заданные веса вершин (потенциалы вершин) в «развернутом во времени» нечетком графе $\tilde{G}_p$. Зададим так называемые *«приведенные стоимости»,* связанные с дугами остаточной сети:

$$\tilde{c}^{\pi}(x_i, x_j, \theta, \vartheta = \theta + \tau_{ij}(\theta)) = \tilde{c}^{\mu}(x_i, x_j, \theta, \vartheta) - \tilde{\pi}(x_i, \theta) + \tilde{\pi}(x_j, \vartheta),$$

где $\tilde{c}^{\mu}(x_i, x_j, \theta, \vartheta)$ – стоимости дуг, соединяющие вершины (x_i,θ) с вершинами (x_j,ϑ) в «развернутой во времени» остаточной сети $\tilde{G}_p^{\mu}$, т.е.

$$\tilde{c}^{\mu}(x_i, x_j, \theta, \vartheta) = \begin{cases} \tilde{c}(x_i, x_j, \theta, \vartheta), \textit{если}\,(x_i, x_j, \theta, \vartheta) \in \tilde{A}_p, \\ -\tilde{c}(x_j, x_i, \vartheta, \theta), \textit{в другом случае.} \end{cases}$$

Правило 1. Построение «развернутого во времени» нечеткого графа, соответствующего исходному динамическому графу, для нахождения нечеткого потока минимальной стоимости

Переходим от заданного нечеткого динамического графа $\tilde{G} = (X, \tilde{A})$ к «растянутому во времени» на p интервалов нечеткому статическому графу $\tilde{G}_p$ путем «растягивания во времени» исходного динамического графа за заданное количество временных интервалов и создания отдельной копии каждой вершины $x_i \in X$ в каждый рассматриваемый момент времени $\theta \in T$. Пусть $\tilde{G}_p = (X_p, \tilde{A}_p)$ представляет собой «растянутый во времени» граф исходного динамического графа. Множество вершин X_p графа $\tilde{G}_p$ задается как $X_p = \{(x_i,\theta) : (x_i,\theta) \in X \times T\}$. Множество дуг $\tilde{A}_p$ ставит в соответствие дугам $(x_i, x_j) \in \tilde{A}$ исходного динамического графа дуги, идущие из каждой пары «вершина–время» $(x_i,\theta)\in X_p$ в каждую пару «вершина–время» вида $(x_j,\vartheta=\theta+\tau_{ij}(\theta))$, где $x_j\in\Gamma(x_i)$ и $\vartheta=\theta+\tau_{ij}(\theta)\le p$. Пропускные способности дуг $\tilde{u}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$, соединяющих пары «вершины–время» (x_i,θ) с (x_j,ϑ) в $\tilde{G}_p$, равны $\tilde{u}_{ij}(\theta)$, стоимость перевозки $\tilde{c}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ единицы потока по дуге, соединяющей пару «вершина–время» (x_i,θ) с $(x_j,\vartheta=\theta+\tau_{ij}(\theta))$, равна $\tilde{c}_{ij}(\theta)$. Параметры времени прохождения потока $\tau(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$, соединяющие пары вершин (x_i,θ) с (x_j,ϑ) в $\tilde{G}_p$, равны исходным в динамическом графе $\tau_{ij}(\theta)$ [8].

Правило 2. Построение нечеткой остаточной сети в «развернутом во времени» графе для нахождения нечеткого потока минимальной стоимости

Нечеткая остаточная сеть $\tilde{G}_p^{\mu}=(X_p^{\mu},\tilde{A}_p^{\mu})$ строится по «растянутой во времени» сети $\tilde{G}_p$ в зависимости от величин потоков $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$, идущих по дугам последней следующим образом: если $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)<\tilde{u}^{\mu}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ для дуг, соединяющих пары «вершина–время» (x_i,θ) с (x_j,ϑ) в $\tilde{G}_p$, то включаем дугу, соединяющую пары «вершина–время» (x_i^{μ},θ) с парами «вершина-время» (x_j^{μ},ϑ) в $\tilde{G}_p^{\mu}$ с остаточной пропускной способностью $\tilde{u}^{\mu}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)=\tilde{u}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)-\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$, временем прохождения потока по данной дуге $\tau^{\mu}(x_j,x_i,\vartheta,\theta)=-\tau(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ и приведенной стоимостью

$$\tilde{c}^{\pi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)=\tilde{c}^{\mu}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)-\tilde{\pi}(x_i(\theta))+\tilde{\pi}(x_j(\vartheta)),$$

где $\tilde{c}^{\mu}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)=\tilde{c}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$. Если $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)>\tilde{0}$ для дуг, соединяющих пары «вершина–время» (x_i,θ) с (x_j,ϑ) в $\tilde{G}_p$, то включаем дугу, соединяющую пары «вершина–время» (x_j^{μ},ϑ) с (x_i^{μ},θ) в $\tilde{G}_p^{\mu}$ с остаточной пропускной способностью $\tilde{u}^{\mu}(x_j,x_i,\vartheta,\theta)=\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$, временем прохождения потока по данной дуге $\tau^{\mu}(x_j,x_i,\vartheta,\theta)=-\tau(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ и приведенной стоимостью

$$\tilde{c}^{\pi}(x_j,x_i,\vartheta,\theta)=\tilde{c}^{\mu}(x_j,x_i,\vartheta,\theta)+\tilde{\pi}(x_i(\theta))-\tilde{\pi}(x_j(\vartheta)),$$

где $\tilde{c}^{\mu}(x_j,x_i,\vartheta,\theta)=-\tilde{c}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$.

Свойство 1. Поток $\tilde{\xi}^{*}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ оптимален только тогда, когда существует векторов потенциалов, такой что $\tilde{c}^{\pi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)\ge\tilde{0}$ для всех $\forall(x_i,x_j,\theta,\vartheta)\in\tilde{A}_p^{\mu}$.

Доказательство:

Предположим, существуют такие значения $\tilde{\pi}$, что $\tilde{c}^{\pi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)\ge\tilde{0}$ для $\forall(x_i,x_j,\theta,\vartheta)\in\tilde{A}_p^{\mu}$. Пусть $\tilde{H}_p^{\mu}$ – цикл в $\tilde{G}_p^{\mu}$, тогда

$$\tilde{c}(\tilde{H}_p^{\mu}) = \sum_{(x_i, x_j, \theta, \vartheta) \in \tilde{H}_p^{\mu}} \tilde{c}^{\mu}(x_i, x_j, \theta, \vartheta) = \sum_{(x_i, x_j, \theta, \vartheta) \in \tilde{H}_p^{\mu}} \tilde{c}^{\pi}(x_i, x_j, \theta, \vartheta) \geq \tilde{0}.$$

Следовательно, цикла отрицательной стоимости в $\tilde{G}_p^{\mu}$ не существует и, как следствие, поток оптимален.

Алгоритм решения задачи

Этап 1. В исходном динамическом графе $\tilde{G}$ задаем начальные значения потоков, потенциалов и излишков вершин $\tilde{\xi}_{ij}(\theta) = \tilde{0},\ \tilde{\pi}(x_i) = \tilde{0},\ \tilde{e}(x_i) = \tilde{\rho}(x_i)$ для $\forall\ x_i \in X, (x_i, x_j) \in \tilde{A}$. Учитываем, что для промежуточных вершин $\tilde{\rho}(x_i) = \tilde{0}$, $\tilde{\rho}(x)_i > \tilde{0}$ для источника, $\tilde{\rho}(x_i) < \tilde{0}$ для стока.

Этап 2. Перейдем от заданного нечеткого динамического графа $\tilde{G} = (X, \tilde{A})$ к «растянутому во времени» на p интервалов нечеткому статическому графу $\tilde{G}_p$ согласно *правилу 1*. Необходимо вычислить максимальный поток, имеющий минимальную стоимость, вытекающий из группы источников во все моменты времени, втекающих в группу стоков во все моменты времени не позднее p. Для этого вводим искусственный источник s' и сток и t' и соединяем s' дугами с каждым истинным источником, а t' с каждым истинным стоком. Фиктивные дуги, идущие от искусственных вершин, имеют бесконечную пропускную способность.

Этап 3. В «развернутом во времени» графе $\tilde{G}_p$ задаем начальные значения потоков, потенциалов и излишков вершин
$\tilde{\xi}(x_i, x_j, \theta, \vartheta) = \tilde{0},\ \tilde{\pi}(x_i(\theta)) = \tilde{0},\ \tilde{e}(x_i(\theta)) = \tilde{\rho}_i$ для $\forall (x_i, \theta) \in X_p, (x_i, x_j, \theta, \vartheta) \in \tilde{A}_p$.

Заметим, что истинные источники, развернутые на заданное число моментов времени, будут иметь исходные излишки, равные $\tilde{0}$, так как эти вершины выступают в качестве промежуточных. Исходные значения излишка в s' и дефицита в t' в $\tilde{G}_p$ эквивалентны исходным значениям излишка в s и дефицита в t в $\tilde{G}$.

Этап 4. Проверка на существование излишка в вершине s'.

1. Если вершина s' имеет излишек $\tilde{e}(s') > \tilde{0}$, переходим к **этапу 5.**

2. Если вершина s' не имеет излишка, следовательно, поток, имеющий минимальную стоимость, найден, переходим к **этапу 11**.

Этап 5. Строим нечеткую остаточную сеть $\tilde{G}_p^{\mu}$ для «растянутого во времени графа» $\tilde{G}_p$ в зависимости от величин, идущих по дугам графа потоков согласно *правилу 2.*

Этап 6. Определяем кратчайший путь (путь минимальной стоимости) от s' к t' с помощью алгоритма Дейкстры в остаточной сети, основываясь на приведенных стоимостях $\tilde{c}^{\pi}(x_i, x_j, \theta, \vartheta)$.

1. Если путь существует, т.е. вершине t' приписывается постоянная пометка, останавливаемся и переходим к **этапу 6**.

2. Если пути не существует, т.е. вершина t' недостижима, то задача не имеет решения, выход.

Этап 7. Пусть $t^{'}$ – вершина с дефицитом, имеющая постоянную пометку. Получаем путь $\tilde{P}^{\mu}(s,t,\omega,\omega+\tau_{st}(\omega))$ от *s* к *t*.

Этап 8. Определяем новые потенциалы вершин

$$\tilde{\pi}(x_i(\theta))=\begin{cases}\tilde{\pi}(x_i(\theta))-\tilde{\gamma}(s,x_i,\omega,\omega+\tau_{st}(\omega)), \textit{если вершина } x_i \\ \textit{имеет постоянную пометку}, \\ \tilde{\pi}(x_i(\theta))-\tilde{\gamma}(s,t,\omega,\omega+\tau_{st}(\omega)), \textit{в ином случае.}\end{cases}$$

Этап 9. Пускаем по найденному пути $\tilde{\delta}_p^{\mu}=\min\{\tilde{u}(\tilde{P}_p^{\mu}),\tilde{e}(s^{'}),-\tilde{e}(t^{'})\}$, где $\tilde{u}(\tilde{P}^{\mu})$ – пропускная способность пути $\tilde{P}^{\mu}$, определяемая минимальной из пропускных способностей ребер этого пути. $\tilde{u}(\tilde{P}_p^{\mu})=\min[\tilde{u}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)]$, $(x_i,x_j,\theta,\vartheta)\in\tilde{P}_p^{\mu}$.

Этап 10. Обновляем значения потоков в графе $\tilde{G}_p$: для дуг, соединяющих пару «вершина–время» (x_i^{μ},ϑ) с (x_j^{μ},θ) в $\tilde{G}_p^{\mu}$, изменяем поток $\tilde{\xi}(x_j,x_i,\theta,\vartheta)$ по соответствующим дугам, идущим из (x_j,θ) в (x_i,ϑ) из $\tilde{G}_p$ с $\tilde{\xi}(x_j,x_i,\theta,\vartheta)$ на $\tilde{\xi}(x_j,x_i,\theta,\vartheta)-\tilde{\delta}_p^{\mu}$. Для дуг, соединяющих пару «вершина–время» (x_i^{μ},θ) с (x_j^{μ},ϑ) в $\tilde{G}_p^{\mu}$ изменяем поток $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ по дугам, идущим из (x_i,θ) в (x_j,ϑ) из $\tilde{G}_p$ с $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ на $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)+\tilde{\delta}_p^{\mu}$, заменяем значение потока в графе $\tilde{G}_p: \tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)\to\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)+\tilde{\delta}_p^{\mu}\times\tilde{P}_p^{\mu}$ и переходим к **этапу 3,** начиная с нового значения потока по дугам и новых значений потенциалов вершин.

Этап 11. Если найдено заданное значение потока $\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)+\tilde{\delta}_p^{\mu}\times\tilde{P}_p^{\mu}=\tilde{\rho}(p)$ в графе $\tilde{G}_p$, определяемое множеством путей $\tilde{P}_p^{\mu}$ из фиктивного источника в фиктивный сток, заменяем приведенные стоимости $\tilde{c}^{\pi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ исходными $\tilde{c}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)$ и переходим к первоначальному динамическому графу $\tilde{G}$ следующим образом: отбрасываем искусственные вершины с потенциалами и дуги, соединяющие их с другими вершинами. Таким образом, в исходном динамическом графе $\tilde{G}$ получено заданное значение потока из источников (начальная вершина исходного графа, растянутая на *p* интервалов) в стоки (конечная вершина, растянутая на *p* интервалов), а каждый путь, соединяющий вершины (s,θ) и $(t,\varsigma=\theta+\tau_{st}(\theta)),\varsigma\in T$, по которому идет поток $\tilde{\xi}(s,t,\theta,\varsigma)$ стоимости $\tilde{c}(\tilde{\xi}(s,t,\theta,\varsigma))$ соответствует потоку $\tilde{\xi}_{st}(\theta)$ стоимости $\tilde{c}(\tilde{\xi}_{st}(\theta))$. Находим его минимальную стоимость $\tilde{c}(\tilde{\xi}(x_i,x_j,\theta,\vartheta)+\tilde{\delta}_p^{\mu}\times\tilde{P}_p^{\mu})$.

Заключение. Алгоритм нахождения нечеткого потока минимальной стоимости в динамическом графе позволяет решать актуальные задачи нахождения маршрутов минимальной стоимости и пускания по ним потока на реальных сетях железных, автомобильных, воздушных дорог. Особенность алгоритма в нечеткой постановке задачи, в зависимости параметров сети от времени, а также в применении потенциалов для возможности использования алгоритма Дейкстры, более быстрого по сравнению с алгоритмом Форда.

БИБЛИОГРАФИЧЕСКИЙ СПИСОК

1. *Bozhenyuk Alexandr and Gerasimenko Evgeniya*. Flows Finding in Networks in Fuzzy Conditions // Cengiz Kahraman, Basar Oztaysi (eds.), Supply Chain Management Under Fuzziness, Studies in Fuzziness and Soft Computing, Springer-Verlag Berlin Heidelberg. – 2014. – Vol. 313. – P. 269-291.
2. *Боженюк А.В., Шадрина В.В.* Использование нечеткого логического вывода для управления технологическим процессом на компрессорной станции // Обозрение прикладной и промышленной математики. – 2007. – Т. 14. – Вып. 5. – С. 857-858.
3. *Bozhenyuk Alexander and Gerasimenko Evgeniya.* Methods for Maximum and Minimum Cost Flow Determining in Fuzzy Conditions // World Applied Sciences Journal 22 (Special Issue on Techniques and Technologies). – 2013. – P. 76-81.
4. *Боженюк А.В., Герасименко Е.М.* Разработка алгоритма нахождения максимального потока минимальной стоимости в нечеткой динамической транспортной сети // Инженерный Вестник Дона. – 2013. – № 1. – С. 12.
5. *Edmonds J., Karp R.M.* Theoretical improvements in algorithmic efficiency for network flow problems // In Combinatorial Structures and Their Applications, New York, NY, 1970, Gordon and Breach. – P. 93-96.
6. *Tomizawa N.* On some techniques useful for solution of transportation network problems // Networks. – 1971. – № 1. – P. 173-194.
7. *Chabini I.,Abou-Zeid M.* The Minimum Cost Flow Problem in Capacitated Dynamic Networks. In TRB 2003 Annual Meeting CD-ROM. – P. 1-30.
8. *Боженюк А.В., Герасименко Е.М., Розенберг И.Н.* Определение потока минимальной стоимости в нечетком динамическом графе // Известия ЮФУ. Технические науки. – 2013. – № 5 (142). – С. 149-154.

Статью рекомендовал к опубликованию д.т.н., профессор В.А. Петраков.

Герасименко Евгения Михайловна – Южный федеральный университет; e-mail: e.rogushina@gmail.com; 347928, г. Таганрог, пер. Некрасовский, 44; тел.: +79885315343; аспирантка.

Gerasimenko Evgeniya Michailovna – Southern Federal University; e-mail: e.rogushina@gmail.com; 44, Nekrasovskiy, Taganrog, 347928, Russia; phone: + 79885315343; postgraduate student.

УДК 621.05.1

Г.А. Нечитайло

МЕТОД ПОВЫШЕНИЯ УСТОЙЧИВОСТИ К СБОЯМ РАСПРЕДЕЛЕННОЙ СИСТЕМЫ СБОРА И ОБРАБОТКИ ИНФОРМАЦИИ ДАТЧИКОВ

Рассматривается система сбора и обработки информации датчиков, представляющая собой совокупность трех основных частей: – подсистема сбора и первичной обработки информации; – коммуникационный модуль; – подсистема вторичной обработки. Первая из этих частей состоит из множества микропроцессорных модулей и разбита на три яруса по характеру решаемых задач. Эти ярусы объединяются каналами, которые, независимо друг от друга, параллельно выполняют обработку собираемых данных. Нарушение в работе любого из модулей, входящих в систему, приведет к потере данных. Данная работа рассматривает один из возможных путей повышения надежности системы. В частности, данная работа посвящена повышению устойчивости к сбоям подсистемы сбора. Для этого в систему вводится механизм резервирования входных каналов. Проводится компьютерная оценка надежности системы при различных параметрах системы, таких как число входных каналов и различном числе резервирующих каналов.

Многоканальная система сбора; надежность; сбор информации датчиков; устойчивость к отказам; резервирование.