# II. ИНФОРМАЦИОННЫЙ МЕНЕДЖМЕНТ. УПРАВЛЕНИЕ КОНФЛИКТАМИ И РИСКАМИ

**УДК 658.314.7:330**

**© Еналеев А.К., Цыганов В.В.**
**Enaleev A., Tsyganov V.**

## ПОЛИГОНЫ ИНФОРМАЦИОННОГО УПРАВЛЕНИЯ В БОЛЬШИХ СОЦИАЛЬНЫХ И ЭКОНОМИЧЕСКИХ СЕТЯХ

## POLYGONS OF INFORMATION MANAGEMENT IN LARGE-SCALE SOCIAL AND ECONOMIC NETWORKS

***Аннотация.*** *Поставлены задачи определения числа центров и границ полигонов информационного управления большими системами. Определены методы и алгоритмы построения иерархических структур информационного управления в крупномасштабных социальных и экономических сетях.*

***Annotation.*** *The tasks of determining the number of points and polygon boundaries of information management in large-scale systems are stated. Methods and algorithms for the construction of hierarchical structures of information management in large-scale social and economic networks are defined.*

***Ключевые слова.*** *Информация, управление, большая система, иерархия, структура, организация, сеть.*

***Key words.*** *Information management, large-scale system, hierarchy, structure, organization, network*

### Введение

По мере углубления глобальных противоречий, ускорения изменений и достижения глобальных пределов роста обостряется информационное противоборство [1–3]. Для решение возникающих проблем все шире используется информационное управление (ИУ) [4,5]. Необходимость многоуровневой организационной структуры ИУ в больших системах (таких, как система национальной безопасности [6]) обусловлена большим числом связанных друг с другом и территориально распределенных процессов, описываемых с помощью социальных и экономических сетей. Оптимизация организационной структуры ИУ порождает задачу разбиения этих сетей на подсети или полигоны - зоны ответственности региональных органов ИУ[1]. В работе рассматривается иерархическая система ИУ, включающая центральный аппарат (ЦА), подчиненные ему центры ИУ полигонами (ЦУП) и, собственно, сеть, разбитую на полигоны. Для эффективного разбиения сети на полигоны ИУ необходима равномерная загрузка ЦА и ЦУП. Формальные модели иерархических систем такого рода рассматривались в работе [7].

### 1. Описание модели

Пусть задана сеть $S$ с $n$ вершинами, среди которых имеется $N$ выделенных вершин, $N<n$, $N_{\min} \le N \le N_{\max}$. Предположим, что сеть может быть разбита на $N$ связных подграфов (подсетей) $g^N = \{g_1,...,g_N\}$ так, что $g_i \bigcap g_j = \varnothing$ для $i \ne j$, $\bigcup_{i=1}^{N} g_i = S$. Здесь $g^N = \{g_1,...,g_N\}$ – семейство $N$ подсетей, называемое разбиением на $N$ полигонов. Будем рассматривать разбиения $g^N$, границы которых прохо-

[1]Такие задачи могут возникать при контроле процессов обмена данными и распространения информации не только в социальных и экономических, но и в производственных сетях, например, при управлении перевозками и обслуживания инфраструктуры в сложных транспортных сетях (например, железнодорожных).

*Еналеев Анвер Касимович – кандидат технических наук, старший научный сотрудник, Институт проблем управления им. В.А.Трапезникова РАН, тел. (495)334-90-51;*
*Цыганов Владимир Викторович – доктор технических наук, профессор, главный научный сотрудник, Институт проблем управления им. В.А.Трапезникова РАН, тел. (495)334-91-91.*

*Enaleev Anver – doktor of engineering sciences, senior researcher of V.A. Trapeznikov Institute of Control sciences Russian academy of sciences, tel.(495)334-90-51.*
*Tsyganov Vladimir – doktor of engineering sciences, chief researcher of V.A. Trapeznikov Institute of Control sciences Russian academy of sciences, tel.(495)334-91-91.*

дят только через вершины сети. При этом вершина, через которую проходит разбиение $g^N$, может принадлежать только одному полигону. Правильным разбиением (кратко *N*-разбиением) будем называть *N*–разбиение $g^N$, каждый из *N* полигонов которого включает одну и только одну выделенную вершину. Обозначим $G^N$ – множество всех *N*–разбиений сети *S*. Суммарную (протяженность) длину сети *S* обозначим $L$[1]. Длину полигона $g_i$, $i=1,\ldots,N$, при заданном разбиении $g^N$, обозначим $l_i$. Она равна сумме длин всех ребер, входящих в полигон $g_i$. Тогда

$$\sum_{i=1}^{N} l_i = L.$$

Обозначим число возможных центров (ВЦ) – вершин сети, в которых могут располагаться ЦУП – через *M*, $M \geq N_{\max}$. Комплект из *N* ЦУП можно выбирать из множества ВЦ. При фиксированном числе центров *N* и заданном количестве *M* потенциальных центров, максимальное число возможных вариантов расположения комплекта из *N* центров равно числу сочетаний $C_M^N = M!/((M-N)!N!)$. Обозначим как $r_M^N$ элемент сочетания, а $Q_M^N$ – множество всех таких сочетаний.

### 2. Сложность информационного управления

Пусть для каждого *N*–разбиения $g^N = \{g_1,\ldots,g_N\}$ задан обобщенный показатель – сложность ИУ (СИУ)

$$K(g^N) = K(N, l_1,\ldots,l_N, v_1,\ldots,v_N),$$

где $l_i$ – протяженность *i*-го полигона;

$v_i$ – другие параметры, характеризующие сложность ИУ *i*-м полигоном.

Содержательно СИУ характеризует сложность системы управления объектом. Соответственно, СИУ тем выше, чем сложнее объект управления и чем больше затраты времени и средств на ИУ. СИУ в рассматриваемой иерархической структуре складывается из СИУ ЦА и СИУ *N* ЦУП. Поэтому

$$K(g^N) = K_0(g^N) + \sum_{i=1}^{N} K_i^{g^N}(N, l_i, v_i),$$

где $K_0(g^N)$ – СИУ ЦА;

$K_i^{g^N}(N, l_i, v_i)$ – СИУ ЦУП *i*-го полигона при разбиении $g^N = \{g_1,\ldots,g_N\}$.

***Принцип равносложности управления***: *различие в СИУ полигонами должно быть минимальным.* Данный принцип отражает условие минимизации максимальной СИУ: необходимо определить *N*–разбиение $\bar{g}^N$ из множества $G^N$, удовлетворяющее соотношению

$$\min_{g^N \in G^N} \max_{1\leq i\leq N} K_i^{g^N}(N, l_i, v_i) = R^{\bar{g}^N}. \qquad (1)$$

Величина $\max_{1\leq i\leq N} K_i^{g^N}(N, l_i, v_i)$ определяет максимум СИУ при $g^N$. Назовем *N*–разбиение $\bar{g}^N$, удовлетворяющее (1), *уравновешенным*[2]. При таком разбиении, все полигоны имеют СИУ, равную $R^{\bar{g}^N}$.

### 3. Постановка задачи оптимизации

Задача определения оптимального уравновешенного разбиения (кратко *УN*–разбиения) имеет вид

$$\min_{N_{\min}\leq N\leq N_{\max}} \min_{r_M^N \in Q_M^N} [K_0(\bar{g}^N) + R^{\bar{g}^N}]. \qquad (2)$$

Содержательно нужно определить разбиение, обеспечивающее минимальное значение СИУ для *УN*- разбиений. При этом минимизация осуществляется по возможным расположениям сочетаний ЦУП и по их числу.

Таким образом, задача определения оптимального решения (1), (2) состоит в вычислении оптимального числа центров полигонов, оптимального их размещения на сети и оптимизации границ (распределения на уравновешенные подсети). Структура задачи (1), (2) позволяет декомпозировать ее на 3 подзадачи. Последовательное их решение позволяет приблизиться к оптимуму.

### 4. Оценка оптимального числа полигонов

Предположим, что параметры $v_i$ отражают веса длин ребер в СИУ. Тогда, суммируя взвешенные длины ребер, определим «приведенные» длины $\tilde{l}_i$ каждой подсети заданного *N*-разбиения. Приведенная длина $\tilde{L}$ всей сети равна сумме приведенных длин составляющих ее подсетей. Предположим также, что *N*-разбиение является уравновешенным, и СИУ полигонов приблизительно равны. Тогда СИУ всех ЦУП $R^{\bar{g}^N} = N\tilde{Z}(\tilde{L}/N)$, где $\tilde{L}$ – приведенная усредненная длина полигона; $\tilde{Z}(\tilde{L}/N)$ – СИУ одного полигона в *УN*-разбиении.

ЦА затрачивает время и средства на контроль работы каждого ЦУП. Поэтому одна из составляющих СИУ ЦА $a_1 N$ - пропорциональна числу полигонов. Кроме того, ЦА координирует и согласовывает взаимодействия пар ЦУП. Поэтому другую составляющую СИУ ЦА можно оценить квадратичной функцией $a_2 N^2$. Коэффициенты $a_1$ и

---

[1]Для сетей, описывающих процессы передачи информации в крупномасштабных социальных и экономических системах, с помощью понятия «протяженности» может описываться и такая характеристика сети, как пропускная способность. В дальнейшем для единообразия терминологии будем оперировать терминами протяженность или длина.

[2]Выражение (1) допускает также распределение сложностей информационного управления в заданных пропорциях, если заданы коэффициенты пропорций перед величинами $K_i^{g^N}(N, l_i, v_i)$.

$a_2$ характеризуют, например, время, затрачиваемое на управление каждым ЦУП и на координацию их взаимодействий. Таким образом, СИУ ЦА оценивается суммой $K_0(\bar{g}^N) = a_1 N + a_2 N^2$. Тогда

$$K_0(\bar{g}^N) + R^{\bar{g}^N} = a_1 N + a_2 N^2 + N\tilde{Z}(\tilde{L}/N).$$

Минимизируя эту величину по $N$, согласно (2), можно оценить оптимальное значение $N$.

Как указывалось в п.2, СИУ могут характеризовать затраты на управление. В этом случае $\tilde{Z}(\tilde{L}/N)$ – функция затрат. В работах [8-10] обоснована правомерность аппроксимации функции затрат квадратичной функцией. Примем $\tilde{Z}(\tilde{L}/N) = b_1 \tilde{L}/N + b_2 \tilde{L}^2/N^2$. Тогда из условия

$$\min_{N_{\min} \le N \le N_{\max}} [a_1 N + a_2 N_2 + b_1 + b_2 \tilde{L}^2/N]$$

можно определить оценку оптимального числа полигонов $N^*$. Из необходимых условий экстремума получаем уравнение для оценки $N^*$: $a_1 + 2a_2 N = b_2 L^2/N^2$ при условии $N_{\min} \le N \le N_{\max}$ [1].

### 5. Определение границ полигонов

Пусть найдено число $N^*$ и зафиксировано размещение ЦУП. Задача (1) является НП-сложной вследствие трудности перечисления всех элементов множества $G^N$. Поэтому, чтобы сократить размерность задачи, учитывается её специфика. Выделим три типа упрощения исходной задачи (1).

*Преобразование исходной приведенной сети к более простой (редуцированной),* с меньшим числом ребер и вершин, за счет объединения некоторых ребер и вершин; априорной привязки отдельных ребер и вершин к некоторым ЦУП; ограничения возможности привязки отдельных ребер и вершин к некоторым ЦУП. В последнем случае определяются ЦУП, только к которым может быть отнесена та или иная вершина или ребро. Указанное преобразование основывается на анализе конкретной сети, учете ее специфики, технологических особенностях передачи информации или организации ИУ, в том числе учете устойчивых пунктов «зарождения и погашения» информационных воздействий (возникновения и получения сообщений), типов обеспечения (формата данных), непосредственной близости участков сети к определенным ЦУП, учете технологической взаимозависимости отдельных участков сети.

*Поиск не точного оптимального решения, а приближенного,* с ослаблением требований к уравновешенности разбиения. Вводится понятие абсолютного показателя уравновешенности для заданного разбиения

$$\Delta^{g^N} = \max_{1 \le i \le N} K_i^{g^N}(N, l_i, v_i) - \min_{1 \le i \le N} K_i^{g^N}(N, l_i, v_i),$$

а также относительного показателя уравновешенности

$$\delta^{g^N} = \Delta^{g^N} \Big/ \max_{1 \le i \le N} K_i^{g^N}(N, l_i, v_i) \cdot$$

Чем меньше значения этих показателей, тем более уравновешенным является разбиение. Задавая приемлемый показатель уравновешенности $\Delta^*$ или $\delta^*$, можно ограничивать число перебираемых вариантов.

*Построение эвристических алгоритмов, основанных на локальной оптимизации.* Определяется некоторое начальное разбиение, а затем строятся процедуры последовательного его улучшения.

#### 5.1. *Подходы к построению алгоритмов формирования границ полигонов*

Обозначим $m_j$ число ребер инцидентных $j$-й вершине в сети $S$, $j$=1,2,..., $n$. Будем считать, что каждой вершине соответствует число $w_j$, называемое СИУ вершины, а каждому ребру ($j$, $i$) соответствует «приведенная длина», служащая эквивалентом СИУ ребра. Для каждой вершины $j$ введем понятие *редуцирования* сети в вершине $j$. При редуцировании сети вершина $j$ заменяется на вершину с тем же номером $j$, но с измененной СИУ, и при этом исходная сеть тоже изменяется («*сжимается*» в вершине $j$) следующим образом. Измененная вершина $j = j^1_{p_j}$ включает в себя подсеть $s^1_{p_j}(j)$, состоящую из одного или нескольких ребер, инцидентных к вершине $j$, длина которых строго положительна $(\tilde{l}_{ji} > 0)$, и вершин, с которыми соединяют эти ребра вершину $j$. Отметим, что если вершины с номерами $i_1$ и $i_2$ включены в редукцию и в сети имеется ребро ($i_1$, $i_2$), то ребро должно обязательно включено в рассматриваемую редукцию. Индекс вверху (в данном случае равен 1) указывает на порядок редукции вершины $j$. Нижний индекс $p_j^1$ обозначает множество номеров вершин исходной сети, присоединенных к вершине $j$ в процессе редуцирования. Число возможных вариантов редуцирования вершины $j$ равно $2^{m_j} - 1$, где $m_j$ – число ребер, инцидентных вершине $j$. При этом СИУ редуцированной вершины равен

$$w^1_{p_j^1}(j) = \sum_{i \in p_j^1} w(i) + \sum_{i \in p_j^1} \tilde{l}_{ji} + \sum_{i_1, i_2 \in p_j^1} \tilde{l}_{i_1, i_2} \quad .$$

Редукция второго порядка – это редукция, примененная к уже редуцированной вершине первого порядка, при этом верхний индекс в соответствующих

---

[1]Другой возможностью оценки числа $N$, основанной на принципе равных СИУ ЦА и усредненного ЦУП, является равенство $K_0(\bar{g}^N) = R^{\bar{g}^N}$, т.е. $a_1 N + a_2 N^2 = b_1 \tilde{L}/N + b_2 \tilde{L}^2/N^2$.

обозначениях меняется на 2. Редуцированная вершина второго порядка включает в себя подсеть $s^2_{p_j^2}(j)$, где $p_j^2 = p_j^1 \bigcup q_{p_j^1}$ - множество номеров вершин, присоединенных к подсети $s^2_{p_j^2}(j)$. Здесь $q_{p_j^1}$ – множество номеров вершин, присоединяемых к редуцированной вершине первого порядка, $q_{p_j^1}$ является подмножеством всех вершин, связанных ребрами с рассматриваемой редуцированной вершиной первого порядка. Пусть число всех вершин, связанных ребрами с рассматриваемой редуцированной вершиной первого порядка, равно $m_j^1$. Тогда число возможных вариантов редукции второго порядка равно $2^{m_j^1} + 2^{m_j^2} - 2$. СИУ редуцированной вершины второго порядка равен

$$w^2_{p_j^2}(j) = w^1_{p_j^1}(j) + \sum_{i \in q_j^1} w(i) + \sum_{i_1 \in p_j^1, i_2 \in q_j^1} \tilde{l}_{i_1 i_2} + \sum_{i_1, i_2 \in q_j^1} \tilde{l}_{i_1 i_2}.$$

Аналогично по индукции можно определить редукцию сети в *j*-й вершине *k*-го порядка.

Редукция в вершине *k*-го порядка представляет собой подсеть $s^k_{p_j^k}(j)$, где $p_j^k = p_j^{k-1} \bigcup q_{p_j^{k-1}}$ – множество номеров вершин, присоединенных к подсети $s^k_{p_j^k}(j)$. Здесь $q_{p_j^{k-1}}$ – множество номеров вершин, присоединяемых к редуцированной вершине *k*-го порядка; $q_{p_j^{k-1}}$ является подмножеством всех вершин, связанных ребрами с рассматриваемой редуцированной вершиной *k*-го порядка. СИУ редуцированной вершины *k*-го порядка равен

$$w^k_{p_j^k}(j) = w^{k-1}_{p_j^{k-1}}(j) + \sum_{i \in q_j^{k-1}} w(i) + \sum_{i_1 \in p_j^{k-1}, i_2 \in q_j^{k-1}} \tilde{l}_{i_1 i_2} + \sum_{i_1, i_2 \in q_j^{k-1}} \tilde{l}_{i_1 i_2}.$$

Далее будем рассматривать редукции рассматриваемой сети в выделенных вершинах. Пусть для выделенной вершины с номером $j_1$ задана некоторая редукция порядка $k_1$, а для выделенной вершины $j_2$ задана некоторая редукция порядка $k_2$. Предположим, что эти две редуцированные вершины соединяет некоторое ребро $(j_1, j_2)$ с приведенной длиной $\tilde{l}_{j_1 j_2} > 0$. Будем считать, что допустима такая редукция сети в вершине $j_1$ порядка $k_1+1$, которая включает ребро $(j_1, j_2)$, но не включает вершину $j_2$. В этом случае соединим вершины $j_1$ и $j_2$ ребром $(j_1, j_2)$ длины $\tilde{l}_{j_1 j_2}=0$. Редуцированные вершины с номерами $j_1$ и $j_2$ будем называть соседними. Ребро $\tilde{l}_{j_1 j_2}=0$ при последующих редукциях не подлежит редуцированию.

Последовательная редукция выделенных вершин соответствует разбиению сети на полигоны. При этом в правильном разбиении каждая редуцированная выделенная вершина является соседней с какой-либо другой редуцированной выделенной вершиной, и в полученной редуцированной сети отсутствуют дуги ненулевой длины.

### 5.2. *Алгоритм оптимального разбиения, основанный на полном переборе вариантов*

Рассмотрим алгоритм оптимального разбиения, основанный на полном переборе вариантов. Этот алгоритм заключается в установлении последовательности формирования всех возможных вариантов правильных разбиений на полигоны и отбора разбиений с лучшими показателями уравновешенности[1]. На первом шаге осуществляются все варианты редукции первого порядка выделенной вершины с номером *j*=1. Для каждого варианта редукций первой вершины определяются все варианты редукций первого порядка для выделенной вершины с номером *j*=2, и так далее до вершины с номером *j*=*N*–1. Для каждого из рассмотренных вариантов редукции первого порядка определяются области связности оставшихся вершин (т.е. не вошедших в редукции *N*-1 вершин). Вершины и ребра, связанные с вершиной *N* и не вошедшие в редукции *N*-1 вершин, относим к полигону *N*.

Если среди оставшихся вершин и ребер имеются область *s*, которая не связана с вершиной *N*, то рассматриваем все варианты отнесения вершин и ребер этой области к вершинам, связанным с этой областью. Для этого используется схема перебора вариантов, в соответствии с описываемой в данном алгоритме схемой последовательной редукции выделенных вершин. Полученное распределение вершин и ребер образует вариант разбиения. Значение СИУ для этого варианта запоминается. Описанная процедура применяется для всех вариантов редукции первого порядка. Вариант разбиения с наименьшим значением СИУ запоминается.

Процедура применяется для всех вариантов редукции второго порядка для вершины с номером 1, затем для вершины 2 и так далее. Сравниваем значение СИУ для наилучшего разбиения с предыдущим и запоминаем наилучший вариант разбиения. Затем применяем разбиения с редукцией третьего порядка и так далее, пока не просмотрим все варианты. Из вышеизложенного видно, что алгоритм характеризуется крайне большой вычислительной сложностью и применять его можно только для задач с малой размерностью.

[1]Из-за того, что алгоритм полного перебора вариантов обычно требует затрат вычислительных ресурсов и времени расчетов, превышающих многократно имеющиеся возможности, использовать его для решения поставленной задачи можно только при достаточно малой размерности. В связи с этим ниже представлена только общая схема алгоритма, а более подробное описание, позволяющее осуществлять его программирование, здесь не приводится.

### 5.3. *Алгоритмы локально-оптимального разбиения с направленным выбором вариантов*

Рассмотрим алгоритмы локально-оптимального разбиения, основанные на направленном переборе вариантов. Сначала проводится редукция выделенных вершин на базе априорной информации о привязке к ним определенных ребер и вершин. Затем используются процедуры последовательного расширения полигонов, пока не будет получено полное разбиение сети. Процесс такого расширения осуществляется направленно для улучшения на каждом шаге показателя уравновешенности полигонов.

В описаниях алгоритмов предполагается, что начальное редуцирование сети уже произведено (в крайнем случае это хотя бы редукция первого порядка). Предполагается также, что определены СИУ всех вершин и ребер.

*Алгоритм* 1 (*алгоритм ближайшего центра*). Вычислим СИУ редуцированных выделенных вершин $w(j) = w^k_{p^k_j}(j)$, где $j$=1, ..., $N$ (порядок редукции в обозначении будем опускать, поскольку в описании данного алгоритма он не важен).

*Шаг алгоритма*. Определим кратчайшие расстояния между центрами редуцированной сети. Если кратчайшее расстояние между центрами равно 0, то это означает, что в соответствующей точке полигоны являются соседними. Этот факт фиксируется, но ребро нулевой длины из дальнейшего рассмотрения в алгоритме исключается. Обозначим $\tilde{\lambda}_{ji} > 0$ кратчайшее расстояние между $j$-м и $i$-м центрами редуцированной сети, $j \neq i$. Определим минимальное расстояние между всеми парами редуцированных центров $\tilde{\lambda}^1_{j^* i^*} = \min_{j \neq i} \tilde{\lambda}_{ji}$. Пусть это будет пара с номерами $j^*$, $i^*$. Сравним СИУ $w(j^*)$ и $w(i^*)$ этих редуцированных центров. Пусть $w(j^*) > w(i^*)$. Тогда в редукцию вершины $i^*$ добавляем ребро, инцидентное вершине $i^*$ вдоль рассматриваемого кратчайшего пути, и вершину, соединенную этим ребром с центром $i^*$. Пересчитываем СИУ $w(i^*)$, затем снова сравниваем СИУ $w(j^*)$ и $w(i^*)$, после чего добавляем ребро и вершину в редукцию того центра, у которого СИУ оказался меньше. В случае равенства СИУ, произвольно выбираем один из центров. В результате описанного редуцирования вдоль кратчайшего пути получим расстояние между центрами $j^*$, $i^*$, равное нулю. Это нулевое ребро из рассмотрения исключается. Алгоритм завершается, когда после очередного редуцирования не останется кратчайших расстояний ненулевой длины. Окончательная редукция определяет полигоны.

*Алгоритм* 2 (*алгоритм ближайшей границы*).

*Шаг алгоритма*. Определим $j^*$ такое, что

$$w(j^*) = \min_{1 \le j \le N} w(j).$$

Рассмотрим редукцию выделенного центра $j^*$. Эта редукция представляет собой подсеть $s(j^*)$, которая редуцируется («сжимается») в редуцируемый центр $j^*$. Для сети $s(j^*)$ определим минимальный «радиус», который определяется как кратчайший путь от центра до «периферии», т.е. границы сети $s(j^*)$. Граница сети определяется вершинами, с которой инцидентны ребра, не входящие в состав рассматриваемой редукции. К вершине границы, соответствующей минимальному радиусу, добавим ребро, инцидентное этой вершине. Это ребро и связанную с ним вершину добавляем в редукцию центра $j^*$. Это добавление осуществляется только из числа ребер, не входящих в редукции других вершин. Если таких ребер несколько, то правило выбора из этих ребер устанавливает модификацию рассматриваемого алгоритма. На этом шаг алгоритма заканчивается. Переходим снова к началу описанного шага. В случае, если добавить ребро не удается (так как соседнее ребро находится в редукции другого центра), считаем, что найдена точка соприкосновения соседних полигонов. Эта точка исключается из граничных точек, к которым вычисляется радиус. Алгоритм заканчивается, когда все ребра, не входящие в какие-либо редукции, исчерпываются.

*Алгоритм* 3. (*алгоритм порядка редукции*). На каждом шаге этого алгоритма рассматривается редукция с минимальным $w$=$w(j)$. В эту редукцию добавляем ребро и соответствующую вершину, которая не меняет порядок редукции рассматриваемого выделенного центра, после чего пересчитываем $w(j)$. Если в рассматриваемой редукции не удается найти ребро, которое бы не изменяло порядок редукции, то переходим к рассмотрению редукции другого центра со следующей по возрастанию величине $w$. Если таких центров не оказалось, то увеличиваем порядок редукции у центра с минимальным $w$. И так до тех пор, пока вся сеть не будет разбита на полигоны[1].

*Алгоритм* 4 (*алгоритм центров и границ*) предполагает чередование шагов алгоритмов 1–3.

*Алгоритм* 5 (*адаптивный алгоритм*). Рассмотрим итеративную процедуру «улучшения» границ полигонов, позволяющую учитывать специфику сети. Пусть задано начальное число полигонов и распределение сети между ними. Для каждого полигона вычисляется СИУ и определяется исходный полигон с наименьшей СИУ.

[1]Заметим, что данный алгоритм можно комбинировать с алгоритмами 1, 2 и 3.

Среди соседних с ним полигонов определяется полигон с наибольшей СИУ. Затем рассматриваются стыки на границе этих двух полигонов, и решается вопрос присоединения участков этого полигона к исходному. Если присоединение снижает СИУ, то увеличиваем исходный полигон за счет присоединения пограничного участка. Затем сопоставляем СИУ полученных полигонов, переходим к рассмотрению полигона с наименьшим значением СИУ и т.д. В результате просмотра и изменений полигонов получаем локально-оптимальное решение при фиксированном числе полигонов и заданном начальном разбиении.

Можно повторить эту процедуру, но для полигона с максимальной СИУ, и не присоединяя участки, а наоборот, отделяя их. Если какой-либо полигон имеет слишком большую СИУ, то его можно разбить на два и повторить процедуры формирования границ. Если, наоборот, какой-либо полигон имеет слишком малую СИУ, то его можно объединить с наименьшим соседним полигоном и повторить процедуру формирования границ. Данный подход к формированию границ полигонов наиболее прост и аналогичен процедурам локальной оптимизации. А её эффективность существенно зависит от начального распределения на полигоны. Поэтому алгоритм формирования границ должен иметь возможность внешнего вмешательства для учета неформализуемых требований. Отсюда следует необходимость создания интерактивной процедуры[1].

## 7. Краткие выводы

Дано описание модели и постановка задачи оптимизации числа центров и границ полигонов информационного управления (ИУ) на сети. Введено понятие сложности ИУ (СИУ). Задача оптимального разбиения сети на полигоны ИУ ставится как задача минимизации СИУ за счет её выравнивания. Наряду с точным решением, требующим полного перебора вариантов, определены пути приближенного решения задачи на основе ее декомпозиции на три подзадачи: определения числа полигонов, размещения центров ИУ полигонов (ЦУП), формирования границ полигонов. Предложены алгоритмы решения этих подзадач, в том числе алгоритмы формирования границ ЦУП при заданном их числе и местоположении на сети. К последним относятся: алгоритм оптимального разбиения, основанный на полном переборе вариантов; алгоритмы локально-оптимального разбиения, основанные на направленном переборе вариантов; алгоритм ближайшего центра; алгоритм ближайшей границы; алгоритм центров и границ; алгоритм порядка редукции; адаптивный алгоритм.

[1]В качестве измеримых показателей управляемости можно использовать затраты времени и средств на решение управленческих задач, фонд заработной платы и т.п.

*Литература*

*1. Цыганов В.В., Бухарин С.Н. Информационные войны в бизнесе и политике. Теория и методология. - М.: Академический проект, 2007.- 324с.*

*2. Бухарин С.Н., Цыганов В.В. Методы и технологии информационных войн. - М.: Академический проект, 2007.-387с.*

*3. Цыганов В.В., Бухарин С.Н. Информационный менеджмент. Механизмы управления и борьбы в бизнесе и политике. Словарь-справочник. - М.: Академический проект, 2009. - 506с.*

*4. Кульба В.В., Кононов Д.А., Малюгин В.Д., Цыганов В.В. Теоретические основы информационного управления // Информационные войны. - 2008. - №2. - С.16-25.*

*5. Цыганов В.В. Информационное управление, как решение проблемы социально-экономического застоя при ограничениях глобального роста // Информационные войны. - 2012. - №3. - С.59-69.*

*6. Шульц В.Л., Цыганов В.В. Модернизация системы национальной безопасности. Модели и механизмы федеральной, региональной, муниципальной и корпоративной безопасности. – М.: Наука, 2010.- 216с.*

*7. Воронин А.А., Губко М. В., Мишин С.П., Новиков Д.А. Математические модели организаций.- М.:Ленанд, 2008.-360 с.*

*8. Baumol W.J., Panzar J.C., and Willig R. Contestable Markets and the Theory of Industry Structure. San Diego, CA: Harcourt Bracejovanovich, 1982.*

*9. Fare R., Martins-Filho C., Vardanyan M. On Functional Form Representation of Multi-Output Production Technologies // Journal of Productivity Analysis.2010.33. P.81 – 96.*

*10. Tovar B., Jara-Diaz S.R., Trujillo L. A Multioutput Cost Function for Port Terminals: Some Guidelines for Regulation. http://www-wds.worldbank.org/servlet/WDS Content Server/WDSP/IB/2003/10 /27/000160016_200310271 24418/Rendered/PDF/wps3151).*

Материал поступил в редакцию 12. 08. 2013 г.