АРБИТРАЖНАЯ МОДЕЛЬ РЕСУРСНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ ИНФОРМАЦИОННОЙ БЕЗОПАСНОСТИ ОРГАНИЗАЦИОННЫХ СИСТЕМ

Калашников А.О.
(*ООО «Центр технологий безопасности ИБС», Москва*)
AKalashnikov@ibs.ru

Введение

Эффективное управление в настоящее время является ключевым требованием, предъявляемым к социальным и экономическим системам.

За последнее десятилетие в этой сфере произошли коренные изменения связанные, в первую очередь, с применением новых информационных технологий. Эти изменения принесли существенную выгоду, однако при этом они потребовали и гораздо более серьезного отношения к обеспечению информационной безопасности (ИБ) со стороны правительств, коммерческих предприятий, иных организаций и частных пользователей. К основным факторам, определяющим актуальность указанной проблемы, можно отнести, в первую очередь, постоянно возрастающее количество информационных угроз и рисков, а также недостаточный уровень обеспечения ИБ в существующих системах управления.

Существование информационных рисков делает необходимым управление ими. Управление информационными рисками или другими словами, управление ИБ, определяет возможность обеспечения устойчивости объекта, его способности противостоять неблагоприятным ситуациям, внутренним и внешним угрозам.

Ключевым элементом управления информационными рисками, является эффективная методология их снижения за счет реализации определенных контрмер, направленных на ликвидацию существующих уязвимостей и угроз. Основой указанной методологии должен стать механизм эффективного использования имеющихся в наличии ресурсов (финансовых, организационных, технологических и т.д.).

1. Анализ задачи

Рассмотрим организационную систему (ОС), состоящую из управляющего центра и агентов $\{a_1, \ldots, a_n\}$. Обозначим $N = \{1, \ldots, n\}$. Жизненный цикл основных мер по управлению ИБ может иметь следующий вид:

1. Центр устанавливает для i-го агента уровень допустимого риска $w_i^* \geq 0$, $i \in N$, который представляет собой приемлемый с точки зрения центра ущерб от реализации возможных угроз.

2. Центр (или агенты) проводят аудит ИБ и анализ рисков [6, 7], по результатам которого определяется уровень текущего риска w_i^0, $i \in N$, который представляет собой ущерб от реализации возможных угроз до применения каких-либо контрмер, а также уровень остаточного риска w_i^∞, $i \in N$, который никакими контрмерами не может быть устранен.

3. Агенты a_i сообщают значения w_i^0, w_i^∞, $i \in N$, центру.

Если для некоторого агента $k \in N$: $w_k^0 \leq w_k^*$, то такой агент на данном цикле управления ИБ исключается из рассмотрения. Для остальных агентов центр на основании установленных значений $w_i^* \geq 0$ и полученных значений w_i^0, $i \in N$, определяет количество ресурса $b_i \geq 0$, необходимое агенту для снижения текущего уровня риска w_i^0 до уровня допустимого риска w_i^*. Значение $b_i \geq 0$, $i \in N$, рассматривается как заявка i-го агента. Считаем, что b_i – предполагаемые затраты на создание эффективной системы ИБ (принятие эффективных контрмер).

4. На основании вектора заявок $b = (b_1, \ldots, b_n)$ центр выделяет количество ресурса $X = X(b)$. Будем предполагать, что $b_1 + \ldots + b_n \geq X(b)$, т.е. имеет место дефицит ресурса.

5. Центр, в соответствии с некоторым правилом распределяет ресурс X между агентами a_i: $\pi^*(X) = (\pi_1^*(X), \ldots, \pi_n^*(X))$, где $\pi_i^*(X) \geq 0$ – объем ресурса, выделенный i-му агенту. При этом $X(b) \geq \pi_1^*(X) + \ldots + \pi_n^*(X)$.

6. Агенты реализуют контрмеры в объеме полученного ресурса, после чего цикл управления ИБ повторяется.

Таким образом, целью управления ИБ с точки зрения центра является снижение текущих уровней рисков агентов до уровней их допустимых рисков, используя для этого некоторый ресурс.

Пусть задан некоторый объем ресурса $X \geq 0$ и распределение данного ресурса $x = (x_1, \ldots, x_n)$, такое, что $x_i \geq 0$. Здесь x_i – ресурс, который затрачивается на реализацию контрмер для снижения риска агентом a_i. Сопоставим каждому агенту функцию риска $w_i = w_i(x)$ и предположим, что $w_i(x)$ обладает следующими свойствами:

1. Для $\forall\ x = (x_1, \ldots, x_n)$: $w_i(x) \geq 0$, $i \in N$.

2. $w_i(0, \ldots, 0) = w_i^0 \geq 0$, $i \in N$.

3. Для $\forall\ x^1 = (x_1^1, \ldots, x_n^1)$ и $x^2 = (x_1^2, \ldots, x_n^2)$, таких, что $x_i^1 \geq x_i^2$, $i \in N$: $w_j(x^1) \leq w_j(x^2)$, $j \in N$, причем, если для некоторого k: $x_k^1 > x_k^2$, то $w_k(x^1) < w_k(x^2)$.

Из *свойств 1-3* следует

4. Для $\forall\ j \in N\ \exists\ w_j^\infty \geq 0$, такое, что $w_j(x) \geq w_j^\infty$, для $\forall\ x = (x_1, \ldots, x_n)$: $x_i \geq 0$, $i \in N$.

Более подробную информацию о функции риска можно получить, например, в [3], при этом необходимо отметить, что, как правило, конкретный вид функции риска лицу, принимающему решение (ЛПР) неизвестен. Детальный анализ свойств 1-4 функции риска приводится в [4, 5].

В дальнейшем будем полагать, что для агентов, участвующих в распределении ресурса, выполнено соотношение: (1) $0 \leq w_k^\infty \leq w_k^* < w_k^0$.

Обозначим $\Pi'(X) = \{\pi(X) = (\pi_1(X), \ldots, \pi_n(X))$: $\pi_k(X) \geq 0$, $k \in N$, $X \geq \sum_{k=1}^{n} \pi_k(X)\}$ – множество возможных дележей ресурса X, между агентами.

Предположим, что ЛПР известен конкретный вид функций риска для всех агентов. Тогда оптимальное распределение ресурса может быть найдено как решение следующей задачи:

(2) $\max_{i \in N} w_i(\pi(X)) \to \min_{\pi(X) \in \Pi(X)}$.

Решением задачи (2) будет подмножество «хороших» дележей $\pi^*(X)$, таких, что

(3) $\pi^*(X) = \arg \min_{\pi(X) \in \Pi(X)} \max_{i \in N} w_i(\pi(X))$.

Обозначим $\Pi^*(X) = \{\pi^*(X) = (\pi_1^*(X), \ldots, \pi_n^*(X))\} \subseteq \Pi(X)$ – множество дележей, являющихся решением задачи (2).

Решение задачи (3) может быть получено традиционными методами [11], при известных ЛПР функциях риска $w_i(\cdot)$, $i \in N$. Однако, если конкретный вид функций риска агентов неизвестен, а известны лишь заявки агентов $b_i \geq 0$, $i \in N$, то задача усложняется.

<u>Утверждение 1.</u> Пусть $w_i(\cdot)$, $i \in N$, удовлетворяют свойствам 1-4, и существует дележ $\pi(X) = (\pi_1(X), \ldots, \pi_n(X)) \in \Pi(X)$, такой, что $X = \sum_{k=1}^{n} \pi_k(X)$ и $w_i(\pi_1(X), \ldots, \pi_n(X)) = c = \text{const}$, для $\forall\ i \in N$. Тогда $\pi(X)$ – единственное решение задачи (2).

Утверждение 1 показывает, что цель управления ИБ с точки зрения центра может быть сведена к задаче поиска распределения ресурса, приводящего к выравниванию уровней текущих информационных рисков всех агентов на текущем цикле организационного управления. Решение указанной задачи должно представлять собой единое для всех циклов управления ИБ правило распределения ресурса между агентами (организационный механизм управления ИБ), зависящее от их заявок.

2. Решение задачи

2.1. ОБЩИЙ АНАЛИЗ ЗАДАЧИ

Рассмотрим ОС, состоящую из управляющего центра и агентов, которых для простоты дальнейшего изложения будем считать однородными. Определим для центра функцию бюджета, выделяемого на ИБ $X = X(b)$, обладающую следующими свойствами:

1. $X(0, \ldots, 0) = 0$;

2. $X(b)$ – непрерывна и строго монотонно возрастает по $b_1, \ldots, b_n$;

3. Пусть $P = \{p_1, \ldots, p_n\}$ – класс всех перестановок элементов множества $\{1, ..., n\}$, тогда для любого $(p_1, \ldots, p_n) \in P$ имеем $X(b_1, ..., b_n) = X(b_{p1}, \ldots, b_{pn})$.

Указанные свойства представляются вполне естественными и отражают следующие особенности поведения центра:

1) не выделять ресурс без необходимости;

2) в случае возрастания информационных рисков увеличить объем выделяемого ресурса для принятия адекватных контрмер;

3) все агенты считаются равными, и объем выделяемого ресурса не зависит от порядкового номера агента.

Будем предполагать, что агенты, сформировав свои заявки, в дальнейшем не могут оказать влияние на принятие центром решения по распределению ресурса. Фактически агенты делегируют центру полномочия по принятию такого решения. Такую структуру управления можно условно назвать «сильный центр – слабые агенты» (здесь понятия «сила» и «слабость» используются исключительно с точки зрения оценки влияния центра и агентов на процессы формирования и распределения бюджета на ИБ).

В данном случае центр выступает в роли своеобразного арбитра, который в соответствии с некоторым правилом выбирает эффективный дележ из множества допустимых дележей $\Pi(X)$. Заметим, что, поскольку для некоторого агента a_k, $k \in N$: если $w_k^0 \le w_k^*$, то $b_k = 0$ и, соответственно, $\pi_k^*(X) = 0$, то агенты объективно заинтересованы в участии в процессе распределения ресурса. В этом смысле точка $\pi(X) = 0$ является для агентов своеобразной точкой «status quo». Описанный механизм носит название арбитражной схемы [9, 10 и др.].

В [4, 5] были сформулирован и обоснован ряд «разумных», с точки зрения центра, требований, которым должен удовлетворять «хороший» дележ.

Требование 1 (оптимальность по Парето). Для $\forall\ \pi^*(X) \in \Pi^*(X)$: $X = \sum_{k=1}^{n} \pi_k^*(X)$.

Требование 2 (монотонность). Для $\forall\ X_1 \ge 0$ и $X_2 \ge 0$, таких, что $X_1 > X_2$ и $\forall\ \pi^*(X) \in \Pi^*(X)$ имеем: $\pi^*(X_1) > \pi^*(X_2)$, т.е. $\pi_k^*(X_1) \ge \pi_k^*(X_2)$, $k \in N$ и $\exists\, j \in N$ такое, что $\pi_j^*(X_1) > \pi_j^*(X_2)$.

Требование 3 (паритетность). Пусть $(p_1, \ldots, p_n)$ – перестановка множества $\{1, ..., N\}$, такая, что $b_{p1}^0 \ge b_{p2}^0 \ge \ldots \ge b_{pn}^0$, тогда для $\forall\ \pi^*(X) \in \Pi^*(X)$ имеем: $\pi_{p1}^*(X) \ge \pi_{p2}^*(X) \ge \ldots \ge \pi_{pn}^*(X)$.

Из приведенных требований следует, что, вообще говоря, при отсутствии информации о конкретном виде функций риска агентов w_k от «хорошего» правила распределения ресурса целесообразно потребовать, что бы *больший объем ресурса* выделялся для снижения *более значимого информационного риска*. Иными словами, выделяя агенту больший, по сравнению с другими агентами, ресурс центр как бы *стимулирует* этого агента, при этом, *не подавляя* других. Критерием значимости позволяющим ранжировать или упорядочивать риски может служить, в частности, значение заявки агента b_k, $k \in N$, определяющее объем ресурса, требуемого для снижения уровня текущего информационного риска до уровня допустимого риска.

Обозначим, как и раньше $\Pi^*(X) = \{\pi^*(X) = (\pi_1^*(X), \ldots, \pi_n^*(X))\} \subseteq \Pi(X)$ – множество «хороших» дележей, удовлетворяющих *требованиям* 1-3. Несложно показать, что «равномерный» дележ $e(X) = (e_1(X),..., e_n(X)) \subseteq \Pi^*(X)$, такой, что $e_k(X) = \dfrac{X}{n}$, $k \in N$ удовлетворяет *требованиям*1-3 и таким образом верно следующее утверждение:

<u>Утверждение 2.</u> Класс $\Pi^*(X)$ не пуст.

Приведенное утверждение о непустоте класса «хороших» дележей $\Pi^*(X)$ показывает, что решение задачи распределения ресурса, удовлетворяющее требованиям 1-3, существует. Очевидно, однако, что равномерный дележ решает задачу скорейшего снижения уровня информационных рисков не самым лучшим образом и возникает проблема существования правил, которые решают задачу скорейшего снижения уровня информационных рисков более эффективно.

2.2. СУЩЕСТВОВАНИЕ И ЕДИНСТВЕННОСТЬ «МАКСИМАЛЬНО СТИМУЛИРУЮЩЕГО» РЕШЕНИЯ (*МС – РЕШЕНИЯ*)

В соответствии с подходом, предложенным в работе [12], рассмотрим точечно-множественное отображение A: $B \to 2^V$, где B – n-мерный конус, а V – некоторое n-мерное пространство. Иными словами, каждой точке $b = (b_1, ..., b_n) \in B$ ставится в соответствие множество $A(b) \subset V$. Обозначим $v = (v_1, ..., v_n)$ элемент множества V. Будем рассматривать множество агентов $\{a_1, ..., a_n\}$ в качестве *игроков* некоторой игры $\Gamma(b)$, в которой заявка b_i агента i интерпретируется как «вклад» (понимаемый в самом широком смысле) игрока i в игру $\Gamma(b)$, а n-мерное пространство $A(b)$ – как совокупность всех допустимых исходов игры $\Gamma(b)$, при векторе вложений b, при этом, элементы v_i вектора $v \in A(b)$, интерпретируются как «*выигрыш*» игрока i (который соответствует получаемому агентом i ресурсу). Само множество $A(b)$ в рамках исследуемой модели формируется следующим образом:

$$(4)\ A(b) = \{v = (v_1, ..., v_n) \in V: v_i \geq 0,\ i \in N,\ X(b) \geq \sum_{i=1}^{n} v_i\}.$$

Заметим, что с учетом того, что в рамках рассматриваемой модели общий ресурс, выделяемый центром, представляет собой функцию от заявок агентов: $X = X(b_1, ..., b_n)$ множество $A(b)$ совпадает с определенным ранее множеством допустимых дележей ресурса X, между агентами – $\mathcal{T}(X)$.

Для применения общей арбитражной схемы основанной на принципах «стимуляции» и «неподавления» необходимо выполнение следующих условий [12]:

1. $0 = (0, \dots, 0) \subset A(0)$.

2. $A(b)$ – компактно для любого $b \in B$.

Пусть: $\bar{A}$ – замыкание множества A и $\delta(A)$ – граница множества A. Обозначим:

$V_+ = \{ v = (v_1, ..., v_n) \in V: v_i \geq 0, i \in N\}$,

$V_+^0 = \{ v = (v_1, ..., v_n) \in V: v_i > 0, i \in N\}$,

$K(b) = \delta(A(b)) \cap V_+^0$.

3. Для любого $b \in B$ множество $K(b)$ «охватывает» точку 0 в V_+, то есть любая исходящая из начала координат, содержащаяся в V_+, непрерывная и стремящаяся к бесконечности кривая (кривая l уходит в бесконечность, если для любого c существует $v \in l$, для которого найдется некоторое $j \in N$ такое, что $v_i > c$) пересекает $K(b)$.

Обозначим: $\Pi(b)$ – множество всех оптимальных по Парето точек $A(b)$.

4. Для любого $b \in B$ граничные точки $A(b)$, лежащие в V_+^0, эффективны, точнее $K(b) \subset \Pi(b)$.

5. Для любой пары $b_1 \geq b_2$ имеем: $A(b_2) \subseteq A(b_1)$, то есть каково бы ни было решение при b_2, если хотя бы один из игроков увеличивает свой «вклад», то возможем выбор нового решения, которое для всех игроков не хуже, чем ранее выбранное.

Можно показать, что в рамках рассматриваемой нами модели условия 1-5 выполнены и применима общая арбитражная схема, основанная на принципах «стимуляции» и «неподавления» [8, 12, 13]. Целью применения указанной схемы является нахождение единого правила, определяющего для каждого вектора $b = (b_1, ..., b_n) \in B$ решение игры $\Gamma(b)$, представленной множеством $A(b)$. Данное правило должно задаваться *селектором* точечно-множественного отображения A, то есть некоторым отображением π: $B \to V$, таким, что для любого вектора $b \in B$ значение вектора $\pi(b) = \pi(b_1, ..., b_n) \in A(b)$.

В [8, 12, 13] были сформулированы аксиомы, которым должен удовлетворять искомый селектор:

Аксиома 1 (оптимальность по Парето). Для $\forall$ вектора $b = (b_1, ..., b_n) \in B$: $\pi(b) = \pi(b_1, ..., b_n) \in \Pi(b)$.

Аксиома 2-1 (принцип «стимуляции»). Для $\forall\ i \in N$: $\pi_i(b)$ – не убывает по b_i.

Аксиома 2-2 (принцип «неподавления»). Для $\forall\ i \in N$: $\pi_i(b)$ – не убывает по b_j, где $j \neq i$.

Аксиомы 2-1 и 2-2, фактически, требуют монотонности функции $\pi_i(b)$ по всем аргументам.

Аксиома 2 (монотонность). Для $\forall$ пары векторов $b_1 \geq b_2$: $\pi(b_1) \geq \pi(b_2)$ иначе, для $i \in N$, $\pi_i(b_1) \geq \pi_i(b_2)$.

Пусть $P = \{p = (p_1, \ldots, p_n)\}$ – класс всех перестановок элементов множества $\{1, ..., n\}$.

Разобьем пространство B на непересекающиеся подпространства $B_p = \{b = (b_1, ..., b_n) \in B: b_{p1} \geq b_{p2} \geq \ldots \geq b_{pn}\}$ и обозначим:

$$d = \bigcap_p B_p = \{b = (b_1, ..., b_n) \in B: b_{p1} = b_{p2} = \ldots = b_{pn}\}.$$

Разобьем пространство V на непересекающиеся подпространства $V_p = \{v = (v_1, ..., v_n) \in V: v_{p1} \geq v_{p2} \geq \ldots \geq v_{pn}\}$ и обозначим:

$$\mathrm{D} = \bigcap_p V_p = \{v = (v_1, ..., v_n) \in V: v_{p1} = v_{p2} = \ldots = v_{pn}\}.$$

Аксиома 3. (паритетность) для $\forall$ вектора $b = (b_1, ..., b_N) \in B_p$: $\pi_{p1}(b) \geq \pi_{p2}(b) \geq \ldots \geq \pi_{pn}(b)$, причем, если $b \in d$, то $\pi_1(b) = \pi_2(b) = \ldots = \pi_n(b)$, иначе, если $b = (b_1, ..., b_n) \in B_p$, то $\pi(b) \in V_p$, причем, если $b \in d$, то $\pi(b) \in D$.

В соответствии с [8, 12] оказывается верным следующее утверждение:

Утверждение 3. Класс $\boldsymbol{C}$ – всех отображений π: $B \to V$, являющихся селектором $A(b)$ и удовлетворяющих аксиомам 1-3, не пуст.

Заметим, что приведенные в текущем разделе аксиомы 1-3, определяющие класс $\boldsymbol{C}$, по сути, совпадают с требованиями 1-3, предъявляемыми к «хорошим» правилам дележам и определяющими класс $\Pi^*(X)$, совпадающий с $\boldsymbol{C}$. Доказательства непустоты классов $\Pi^*(X)$ и $\boldsymbol{C}$, так же совпадают с точностью до определений [4, 5, 8, 12]. Таким образом, для поиска «хорошего» правила дележа возможно использование математического аппарата арбитражных схем, основанных на принципах «стимуляции» и «неподавления».

В [12], где впервые были рассмотрены подобные арбитражные схемы, было введено понятие так называемого «максимально стимулирующего» решения (МС – решения).

Определение 1. Назовем $\pi^*(b)$ «максимально стимулирующим» (МС) селектором если:

1. $\pi^*(b) \in \boldsymbol{C}$.

2. если $b \in B_p$, то $\pi^*_{p1}(b) = \sup\limits_{\pi(b)\in C} \pi_{p1}(b)$, $\pi^*_{p2}(b) = \sup\limits_{\pi(b)\in C_{p_1}} \pi_{p2}(b)$, … , $\pi^*_{pn-1}(b) = \sup\limits_{\pi(b)\in C_{p_1 p_2 \ldots p_{n-2}}} \pi_{pn-1}(b)$,

где $\boldsymbol{C}_{p1\ldots pi}(\pi^*_{p1}, \pi^*_{p2}, \ldots, \pi^*_{pi}) = \{\pi \in \boldsymbol{C}: \pi_{p1}(b) = \pi^*_{p1}(b), \pi_{p2}(b) = \pi^*_{p2}(b), \ldots, \pi_{pi}(b) = \pi^*_{pi}(b)\}$, $i = 1, \ldots, n-2$.

В [12] было доказано существование МС - селектора для случая $n = 2$ (случай игры двух лиц). В [12, 13] «двухмерный» результат был обобщен для случая $n \geq 2$ и доказана теорема существования и единственности МС – решения при некоторых дополнительных ограничениях на множество A, которые в случае $n = 2$ выполняются автоматически.

Утверждение 4. Существует единственный селектор $\pi^*(b) \in \boldsymbol{C}$, такой, что для любого $b \in B_p$: $\pi^*_{p1}(b) = \sup\limits_{\pi(b)\in C} \pi_{p1}(b)$, $\pi^*_{p2}(b) = \sup\limits_{\pi(b)\in C_{p_1}} \pi_{p2}(b)$, … , $\pi^*_{pn-1}(b) = \sup\limits_{\pi(b)\in C_{p_1 p_2 \ldots p_{n-2}}} \pi_{pn-1}(b)$,

где $\boldsymbol{C}_{p1\ldots pi}(\pi^*_{p1}, \pi^*_{p2}, \ldots, \pi^*_{pi}) = \{\pi \in \boldsymbol{C}: \pi_{p1}(b) = \pi^*_{p1}(b), \pi_{p2}(b) = \pi^*_{p2}(b), \ldots, \pi_{pi}(b) = \pi^*_{pi}(b)\}$, $i = 1, \ldots, n-2$.

Приведенное выше утверждение 4 о существовании и единственности МС – решения подтверждает возможность организации управления ИБ на основе «хорошего» правила распределения ресурса между агентами в соответствии с их заявками и, которое последовательно снижает сначала максимальный информационный риск, затем следующий по значимости и так далее. К сожалению, доказательство утверждения 4 не является конструктивным и не определяет решение в аналитической форме. Получение же конкретного вида МС – селектора, для большинства реальных задач представляет значительные сложности. Однако для ряда случаев это может быть сделано, что позволяет применить МС – решение на практике.

2.3. МС – РЕШЕНИЯ В НЕКОТОРЫХ ЧАСТНЫХ СЛУЧАЯХ

Предположим, что функция бюджета зависит только от *суммы заявок всех агентов*, что довольно часто встречается на практике и имеет вид: $X(b_1,...,b_n) = X(b_1 + ... + b_n) = X(Z)$, где $Z = b_1 + ... + b_n$, причем: 1. $X(0) = 0$; 2. $\frac{\partial X(Z)}{\partial b_k} > 0$, для $k \in N$.

Очевидно, что свойства 1-3 функции бюджета выполнены. Тогда, для случаев, когда функция бюджета выпукла, вогнута или линейна, удается представить МС – решение в аналитической форме:

а) функция бюджета выпукла

Утверждение 5-1. Пусть функция бюджета выпукла. Тогда МС-селектор имеет вид: $\mu^+_n(b) = \frac{1}{n} X(nb_n)$; $\mu^+_k(b) = \frac{1}{k}(X(kb_k + \sum_{i=k+1}^{n} b_i) - \sum_{i=k+1}^{n} \mu^+_i(b))$, $k = 1,\dots, n - 1$.

Селектор $\mu^+(b) \in \boldsymbol{C}$ задает правило, при котором игроки с меньшими вкладами получают «по-минимуму». Точнее, после того, как игроки с номерами n, $n - 1$, …, $n - (k - 1)$ получили свои выигрыши, игрок с номером k получает минимально возможную долю остатка.

б) функция бюджета вогнута

Утверждение 5-2. Пусть функция бюджета вогнута. Тогда МС-селектор имеет вид: $\mu^-_1(b) = \frac{1}{n} X(nb_1)$; $\mu^-_k(b) = \frac{1}{n-(k-1)}(X(\sum_{i=1}^{k-1} b_i + (n - (k - 1))b_k) - \sum_{i=1}^{k-1} \mu^-_i(b))$, $k = 2, \dots, n$.

Селектор $\mu^-(b) \in \boldsymbol{C}$ задает правило, при котором игроки с большими вкладами получают «по-максимуму». Точнее, после того, как игроки с номерами 1, …, $k - 1$ получили свои выигрыши, игрок с номером k получает максимально возможную долю остатка.

в) функция бюджета линейна

Утверждение 5-3. Пусть функция бюджета имеет вид $X = \alpha (b_1 + \dots + b_n) + \beta$. Тогда МС-селектор имеет вид: $\mu_k (b) = \alpha b_k$, где $k = 1, \dots, n$ и $\alpha > 0$.

Важным является то обстоятельство, что конкретный вид МС – селектора оказывается существенно зависимым от свойств функции бюджета $X(b)$. На практике это означает, что «хорошие» правила распределения ресурса, в случаях, когда в ответ на возрастающие запросы агентов центр готов выделять ресурс «опережающими темпами» (утверждение 6 – 1) или наоборот, ограничивать темпы роста выделяемого ресурса (утверждение 6 – 2), будут различными. Фактически, необходимым условием для формирования единого для всех циклов управления ИБ «хорошего» правила распределения ресурса между агентами становится четкое и однозначное формирование центром политики выделения ресурса и жесткое следование этой политике от одного цикла управления ИБ к другому. Если же поведение центра не отличается четкостью и постоянством, то формирование эффективных механизмов управления ИБ становится чрезвычайно затруднительным.

2.4. АНАЛИЗ «ПРОПОРЦИОНАЛЬНОГО» РЕШЕНИЯ

Во многих задачах распределения ресурса [1, 2, 9] в качестве «хорошего» выбирается так называемое «пропорциональное» решение. Введем формальное определение пропорционального селектора.

Определение 2. Селектор φ отображения $A(b)$ называется пропорциональным селектором (Р – селектором), если для любого $b \in B_p$: 1. $\varphi(b) \in \Pi(b)$ (иначе $\sum_{i=1}^{n} \varphi_i(b) = X(b)$) и 2. $\varphi_k(b) = X(b_1, \dots, b_n) \frac{b_k}{\sum_{i=1}^{n} b_i}$, $k \in N$.

Несложно показать, что в общем случае Р – селектор не является монотонным. В этой связи становится актуальным вопрос об условиях монотонности Р – селектора и его соотношении с МС – селектором.

Утверждение 6. Пусть для $M(b_1, \ldots, b_n) = X(b_1, \ldots, b_n)\ \frac{1}{\sum_{i=1}^{n} b_i}$

выполнено $\frac{\partial M(b_1,\ldots,b_n)}{\partial b_k} \geq 0$, $k \in N$, тогда $\varphi(b) \in \boldsymbol{C}$.

Сформулированные выше условия определяют принадлежность пропорционального селектора классу $\boldsymbol{C}$, однако оставляют открытым вопрос о том, когда Р – селектор является МС – селектором. Ответ на этот вопрос дает следующее утверждение:

Утверждение 7. Пусть функция бюджета имеет вид: $X = \alpha\,(b_1 + \ldots + b_n)$, $\alpha > 0$, $k \in N$, тогда МС – селектор является одновременно Р – селектором.

Проведенный анализ показывает, что популярное «пропорциональное» решение далеко не всегда является «хорошим» с точки зрения естественных требований 1 – 3 предъявляемых к «хорошему» правилу распределения ресурса в рамках цикла управления ИБ. Однако если центр принимает директивное решение о том, что в каждом цикле управления ИБ, суммарный выделяемый ресурс прямо пропорционален сумме заявок всех агентов с коэффициентом пропорциональности α, то в рамках сформулированных выше условий именно пропорциональное решение становится наиболее эффективным. В этом случае, механизм формирования ресурса и его распределения становится наиболее простым и логичным. На практике, этот вариант поведения центра встречается достаточно часто, что дает возможность построения и реализации достаточно простых методик управления ИБ.

Литература

1. БУРКОВ В.Н., ГОРГИДЗЕ И.А., НОВИКОВ Д.А. *Механизмы финансирования инновационного развития фирмы*. – М.: ИПУ РАН, 2005. – 66 с.
2. БУРКОВ В.Н., ЕНАЛЕЕВ А.К., НОВИКОВ Д.А. *Механизмы функционирования социально-экономических систем с сообщением информации* // Автоматика и Телемеханика. 1996. № 3. С. 3 – 26.
3. БУЯНОВ В.П., КИРСАНОВ К.А., МИХАЙЛОВ Л.М. *Рискология (управление рисками): Учебное пособие. 2-е изд. испр. и доп.* / В.П. Буянов, К.А. Кирсанов, Л.М. Михайлов. – М.: «Экзамен», 2003. – 384 с.
4. КАЛАШНИКОВ А.О. *Управление информационными рисками с использованием арбитражных схем* // Системы управления и информационные технологии. 2004, № 4 (16). С. 57 – 61.
5. КАЛАШНИКОВ А.О. *Управление информационными рисками с использованием математического аппарата арбитражных схем* / Материалы Международной конференции и российской научной школы «Системные проблемы надежности, качества информационных и электронных технологий. Информационные бизнес системы». – М.: Радио и связь, 2004. Часть 3. С. 166 – 174.
6. КАЛАШНИКОВ А.О., КОТУХОВ М.М., ЛИЧМАНОВ И.А. *Практические вопросы аудита информационной безопасности* / Тезисы докладов Всероссийской научно-практической конференции «Методы и средства технической защиты конфиденциальной информации». Обнинск: ГОУ «ГЦИПК», 2004. С. 89 – 90.
7. КАЛАШНИКОВ А.О., КОТУХОВ М.М., ЛИЧМАНОВ И.А. *Практические вопросы аудита информационной безопасности корпоративных информационных систем* // Information Security / Информационная безопасность. 2004, № 3. С. 28 – 31.
8. КАЛАШНИКОВ А.О., РОТАРЬ В.И. *Арбитражная схема, основанная на принципах «стимуляции» и «неподавления» (случай игры трех лиц)* / Вероятностные проблемы управления и математическая экономика. – М.: ЦЭМИ АН СССР, 1985. С. 53 – 65.
9. МУЛЕН Э. *Кооперативное принятие решений: аксиомы и модели.* – М.: Мир, 1991. – 464 с.
10. ПЕЧЕРСКИЙ С.Л., БЕЛЯЕВА А.А. *Теория игр для экономистов. Вводный курс. Учебное пособие.* – СП-б. Изд-во Европейского университета в СП-б., 2001. – 342 с.

11. ПОДИНОВСКИЙ В.В., НОГИН В.Д. *Парето-оптимальные решения многокритериальных задач* – М.: Наука, 1982. – 382 с.
12. РОТАРЬ В.И. *О принципе стимуляции в арбитражной схеме* // Экономика и математические методы. 1984. т. XVII. в. 4. – С. 751 – 764.
13. РОТАРЬ В.И., КАЛАШНИКОВ А.О. *О максимально стимулирующем решении задачи распределения доходов* / Тезисы докладов сообщений Всесоюзного симпозиума «Современные проблемы математической экономики». – Вильнюс: ИМК АН Литовской ССР, 1984. С. 48 – 49.