ПРИМЕР ИСПОЛЬЗОВАНИЯ ТЕОРЕТИКО-ИГРОВОГО ПОДХОДА В ЗАДАЧАХ ОБЕСПЕЧЕНИЯ КИБЕРБЕЗОПАСНОСТИ ИНФОРМАЦИОННЫХ СИСТЕМ

***Калашников Андрей Олегович**, доктор технических наук*

В работе рассматривается пример использования теоретико–игрового подхода при решении задач обеспечения кибернетической безопасности информационных систем с использованием «ложных» информационных объектов.

***Ключевые слова**: антагонистическая игра, кибербезопасность, «ложный» информационный объект*

EXAMPLE OF USING OF GAME-THEORETIC APPROACH IN PROBLEMS OF ENSURING CYBER SECURITY OF INFORMATION SYSTEMS

***Andrey Kalashnikov**, Doctor of Technical Sciences*

In this paper we consider an example of using game–theoretic approach for solving the tasks of ensuring cyber security information systems, using false information objects.

***Keywords**: zero–sum game, cyber security, false information object*

1. Введение

Приоритетной целью государственной политики на современном этапе является переход на инновационный путь развития. Данный переход характеризуется интенсивным внедрением и использованием передовых информационных технологий в сферах экономики и финансов, промышленности и энергетики, транспорта и связи, государственного управления и национальной безопасности, науки и культуры, образования и здравоохранения и многих других.

Однако, широкое и повсеместное использование информационных технологий немыслимо без повышенного внимания к проблемам их собственной безопасности [1]. Это внимание проявляется не только в развитии и совершенствовании традиционных методов и средств защиты информации, но и в появлении новых подходов к обеспечению кибербезопасности информационных технологий и систем. Одним из примеров подобного подхода может служить постепенное внедрение методов активной защиты, включающей, в том числе методы дезинформации потенциального нарушителя, введения его в заблуждение. Частым случаем такого подхода может служить метод защиты «истинных» информационных объектов, находящихся в системе, путем создания защитником «ложных» информационных объектов. Данный подход не является чем-то принципиально новым, поскольку давно используется в военных и специальных операциях, однако в сфере информационных технологий данный метод только начинает обретать популярность, подтверждением чему служат последние редакции документов отечественных регуляторов (смотри, например [2]).

Необходимо отметить, однако, что использование подобного подхода требует обязательного учета возможных стратегий потенциального нарушителя, собственных стратегий защитника, а так же ясного понимания возникающих при реализации тех и других стратегий угроз и рисков. Иными словами, защитнику необходимо уметь принимать эффективные решения в условиях конфликтного взаимодействия с потенциальным нарушителем. В тоже время, представляется достаточно очевидным, что добиться требуемой эффективности при принятии решений без использования определенного математического аппарата будет достаточно затруднительно. Учитывая изначальную конфликтность взаимодействия защитника и нарушителя представляется целесообразным рассмотреть возможность использования для указанных целей аппарат теории игр.

Ниже будет рассмотрен один из примеров использования теоретико-игрового подхода для решения задач обеспечения кибернетической безопасности информационных систем с использованием «ложных» информационных объектов.

2. Постановка задачи

Рассмотрим формальную постановку задачи. Пусть $O=\{o_1,...,o_N\}$ – множество «истинных» информационных объектов. Обозначим $a_i>0$ – ценность «истинного» информационного объекта $o_i\in O$.

Предположим, что Игрок I (защитник) имеет возможность создать $m_i\geq 0$ «ложных» копий информационного объекта $o_i\in O$. Будем считать, что для любого «истинного» информационного объекта $o_i\in O$ стоимость создания одной его «ложной» копии одинакова и равна $c\geq 0$.

Обозначим

$$\mathfrak{M}=\{(m_1,...,m_N)\,|\,m_i\geq 0,\sum_{i=1}^{N}m_i=m, m=1,...,M\}$$

– множество векторов вида $(m_1,...,m_N)$, где, для всех $i=1,...,N$, $m_i\geq 0$ – целые неотрицательные числа, которые характеризуют распределение «ложных» копий на множестве «истинных» информационных объектов. Будем рассматривать вектор $(m_1,...,m_N)\in\mathfrak{M}$ в качестве чистой стратегии, а множество $\mathfrak{M}$ в качестве множества всех чистых стратегий Игрока I.

Фактически, можно считать, что выбирая стратегию $(m_1,...,m_N)\in\mathfrak{M}$, Игрок I трансформирует множество $O=\{o_1,...,o_N\}$ во множество

$$O(m_1,...,m_N)=\{\underbrace{o_1,...,o_1}_{m_1+1},\underbrace{o_2,...o_2}_{m_2+1},...,\underbrace{o_N,...,o_N}_{m_N+1}\},$$

в котором объект типа $o_i\in O$ присутствует m_i+1 раз. Будем также полагать, что никто кроме Игрока I не в состоянии отличить «истинный» информационный объект от «ложного».

Предположим, далее, что Игрок II (атакующий) имеет возможность атаковать $k_i\geq 0$ информационных объектов типа $o_i\in O$. Будем считать, что для любого «истинного» или «ложного» информационного объекта из множества $O(m_1,...,m_N)$ стоимость успешной атаки на него одинакова и равна $d\geq 0$.

Обозначим

$$\mathfrak{K}=\{(k_1,...,k_N)\,|\,k_i\geq 0,\sum_{i=1}^{N}k_i=k, k=1,...,K\}$$

– множество векторов вида $(k_1,...,k_N)$, где, для всех $i=1,...,N$, $k_i\geq 0$ – целые неотрицательные числа, которые характеризуют распределение количества успешных атак Игрока II на множестве «истинных» и «ложных» информационных объектов $O(m_1,...,m_N)$. Будем рассматривать вектор $(k_1,...,k_N)\in\mathfrak{K}$ в качестве чистой стратегии, а множество $\mathfrak{K}$ в качестве множества всех чистых стратегий Игрока II.

Назовем пару векторов $((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$ – ситуацией игры, а функцию $H((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$ – стоимостью игры в ситуации $((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$. Обозначим $h(m_i,k_i)$ для всех $i=1,...,N$:

(1)
$$h(m_i,k_i)=\begin{cases}\dfrac{k_i}{m_i+1}(a_i+cm_i)-dk_i, \text{если } k_i<m_i+1\\(a_i+cm_i)-dk_i, \text{если } k_i\geq m_i+1\end{cases}.$$

Рассмотрим выражение (1) более подробно. Учитывая ранее сделанное замечание о неразличимости «истинных» и «ложных» информационных объектов будем предполагать, что Игрок II выбирает объекты для атаки типа $o_i\in O$ случайным и равновероятным образом. Тогда, если $k_i<m_i+1$, то выражение $\dfrac{k_i}{m_i+1}(a_i+cm_i)$ представляет собой математическое ожидание ущерба Игрока I с учетом его затрат на создание «ложных» информационных объектов типа $o_i\in O$. Если же $k_i\geq m_i+1$ (то есть Игрок II успешно атакует все «истинные» и «ложные» информационные объекты типа $o_i\in O$), то ущерб Игрока I составит (a_i+cm_i). В свою очередь, выражение dk_i представляет собой затраты Игрока II на проведение k_i успешных атак.

Учитывая выражение (1), определим стоимость игры H в ситуации $((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$ следующим образом:

(2)
$$H((m_1,...,m_N),(k_i,...,k_N))=\sum_{i=1}^{N}h(m_i,k_i).$$

Будем считать, что в ситуации $((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$ выигрыш Игрока I равен

$H_I((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))=-H((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$,

а выигрыш Игрока II равен

$H_{II}((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))=H((m_1,...,m_N),(k_1,...,k_N))$.

Поскольку значения M и K предполагаются конечными, то множества $\mathfrak{M}$ и $\mathfrak{K}$, так же конечны. Естественно предполагать, что в указанных выше условиях, Игрок I будет стремиться минимизировать, а Игрок II максимизировать свои выигрыши. Тогда имеем конечномерную антагонистическую матричную игру, решение которой в смешанных стратегиях может быть найдено с использованием известных методов линейного программирования [3].

Обозначим рассмотренную выше игру Γ_1. Очевидно, что игра Γ_1 однозначно задается кортежем:

(3) $$\Gamma_1 = \langle (I, II), N, M, K, (a_1,...,a_N), c, d, H(\cdot) \rangle .$$

Выражение (3) фактически является аналогом традиционного представления игры Γ_1 в нормальной форме, где указываются множества игроков, их стратегий и выигрышей в различных ситуациях игры.

3. Анализ задачи

В рамках анализа приведенной выше задачи представляется целесообразным отметить следующие ее особенности.

Значения M и K задают для игроков I и II максимально возможные количества создаваемых «ложных» информационных объектов и успешных атак соответственно. В этом случае, максимальные затраты Игрока I будут равны $C = c \cdot M$, а Игрока II – $D = d \cdot K$. Тогда, множество стратегий Игрока I можно представить в виде:

$$\mathfrak{M} = \{(m_1,...,m_N) \mid m_i \geq 0, \sum_{i=1}^{N}(c \cdot m_i) \leq C\},$$

а Игрока II, в виде:

$$\mathfrak{K} = \{(k_1,...,k_N) \mid k_i \geq 0, \sum_{i=1}^{N}(d \cdot k_i) \leq D\}.$$

Это дает возможность представить игру Γ_1 в альтернативной форме в виде кортежа:

$$\langle (I, II), N, (a_1,...,a_N), c, C, d, D, H(\cdot) \rangle .$$

Обозначим полученную игру Γ_2. Очевидно, что игры Γ_1 и Γ_2 эквивалентны и их нормальные формы совпадают. Выбор того или иного конкретного вида описания игры определяется исключительно удобством формулировок, зависящих от исходной постановки задачи.

Не смотря на то, что решение игры (3) существует (возможно, в смешанных стратегиях), его нахождение может вызвать определенные трудности, которые, прежде всего, связаны с размерностью задачи. Действительно, обозначим $|\mathfrak{M}|$ – мощность множества $\mathfrak{M}$, иными словами – количество чистых стратегий Игрока I. Обозначим $\mathfrak{M}(m)$ – подмножество множества $\mathfrak{M}$, такое что

$$\mathfrak{M}(m) = \{(m_1,...,m_N) \mid m_i \geq 0, \sum_{i=1}^{N} m_i = m\},$$

где $m \in \{1,...,M\}$ и $|\mathfrak{M}(m)|$ – мощность указанного подмножества. Очевидно, что $\mathfrak{M} = \mathfrak{M}(1) \cup ... \cup \mathfrak{M}(M)$.

В соответствии с [4] имеем:

$$|\mathfrak{M}(m)| = \sum_{m_1+...+m_N=m} \frac{m!}{m_1!...m_N!} = N^m,$$

тогда мощность множества $\mathfrak{M}$, или, иными словами, количество чистых стратегий Игрока I, будет равна: $|\mathfrak{M}| = \sum_{m=1}^{M} N^m$.

Аналогично, количество чистых стратегий Игрока II будет равно: $|\mathfrak{K}| = \sum_{k=1}^{K} N^k$. В этом случае общее количество ситуаций игры может быть оценено величиной $|\mathfrak{M}| \times |\mathfrak{K}|$. Очевидно, что уже при достаточно скромных значениях N, M и K размерность задачи линейного программирования для поиска решения игры Γ_1 становится чрезвычайно большой.

Большая размерность игры Γ_1, определяется, в первую очередь, тем фактом, что выбор игроками своих стратегий предполагается одновременным и независимым. Если отказаться от этого предположения, то размерность игры, в определенных случаях, может быть снижена.

Рассмотрим, например, следующую игру: сначала Игрок I выбирает свою стратегию из множества $\mathfrak{M}$, а затем, Игрок II, зная выбор Игрока I, осуществляет выбор своей стратегии из множества $\mathfrak{K}$. Выигрыши и проигрыши в данной игре задаются функцией H, определяемой выражениями (1) и (2). Обозначим полученную игру Γ_3. Несложно показать, что размерность игры Γ_3 равна N^{M+K} и, соответственно, меньше размерности игры Γ_1. Может показаться, что в игре Γ_3 Игрок I находится в гораздо менее выгодных условиях, чем Игрок II. В общем случае это действительно так, однако в определенных случаях, как это показано ниже, у Игрока I может существовать оптимальная стратегия, не зависящая от действий Игрока II. Размерность игры Γ_3 при этом становится приблизительно равной N^K.

Возможен и иной путь снижения размерности игры Γ_1. Если, например, стоимость создания «ложного» информационного объекта удовлетворяет соотношению: $c - a_i \leq 0$, для всех $i = 1,..., N$, то, как нетрудно показать, функция $h(m_i, k_i)$ из выражения (1) будет монотонно невозрастающей по m_i. Аналогично, если стоимость успешной атаки удовлетворяет соотношению:

$$\frac{1}{m_i + 1}(a_i + cm_i) - d \geq 0, \quad \text{для всех } i = 1,..., N, \text{ то}$$

функция $h(m_i, k_i)$, при дополнительном условии: $k_i < m_i + 1$, будет монотонно неубывающей функцией по k_i. Тогда, в условиях игры Γ_1 Игроку I имеет смысл ограничить область поиска свои оптимальные стратегии только множеством $\mathfrak{M}(M)$, а Игроку II – множеством $\mathfrak{K}(K)$. Обозначим подобную игру $\Gamma_1(M,K)$. Несложно показать, что размерность игры $\Gamma_1(M,K)$, как и размерность игры Γ_3, равна N^{M+K} и, соответственно, так же меньше размерности игры Γ_1.

Игра Γ_1, так же может быть обобщена следующим образом. Предположим, что стоимость создания «ложного» информационного объекта $o_i \in O$ равна $c_i \geq 0$, а стоимость успешной атаки на него – $d_i \geq 0$ для всех $i = 1,\ldots,N$. Тогда выражение (1) примет вид:

(4)
$$h(m_i,k_i) = \begin{cases} \frac{k_i}{m_i+1}(a_i + c_i m_i) - d_i k_i, \text{если } k_i < m_i + 1 \\ (a_i + c_i m_i) - d_i k_i, \text{если } k_i \geq m_i + 1 \end{cases}.$$

Учитывая выражения (4) и (2), можно определить стоимость игры H в ситуации $((m_1,\ldots,m_N),(k_1,\ldots,k_N))$.

Обозначим рассмотренную выше игру Γ_4. Игра Γ_4 однозначно задается кортежем:

(5)
$$\Gamma_4 = \langle (I,II), N, M, K, (a_1,\ldots,a_N), (c_i,\ldots,c_N), (d_i,\ldots,d_N), H(\cdot) \rangle$$

Очевидно, что возможности по дальнейшему обобщению игры Γ_1 выражением (5) не исчерпываются.

4. Пример решения задачи

Пусть в условиях игры Γ_1 имеем: $M=1$ и $K=1$. То есть, Игрок I имеет возможность создать лишь один «ложный» информационный объект, а Игрок II имеет возможность успешно атаковать один из $N+1$ информационных объектов. Будем так же считать, что для значений $a_i > 0$ и $c \geq 0$ выполнено следующее соотношение:

(6) $$a_1 > a_2 > \ldots > a_N > c \geq 0.$$

Последнее неравенство в выражении (6) отражает предположение, что стоимость создания «ложного» объекта меньше ценности любого «истинного» информационного объекта из множества $O = \{o_1,\ldots,o_N\}$. В этих условиях имеем: $\frac{1}{2}(a_i + c) < a_i$ для любого $i = 1,\ldots,N$.

Чистой стратегией Игрока I, в таком случае, можно считать порядковый номер i информационного объекта $o_i \in O$, для которого создается «ложный» объект, а чистой стратегией Игрока II, соответственно, порядковый номер j информационного объекта, на который совершается атака. В этом случае пара (i,j) будет являться ситуацией игры, а функция $H(i,j)$– стоимость игры будет иметь вид:

(7)
$$H(i,j) = \begin{cases} \frac{1}{2}(a_i + c) - d, \text{если } i = j \\ a_j - d, \text{если } i \neq j \end{cases}, i,j = 1,\ldots,N.$$

Несложно показать, что без ограничения общности можно полагать, что стоимость успешной атаки Игрока II $d = 0$, тогда выражение (7) примет вид:

(8)
$$H(i,j) = \begin{cases} \frac{1}{2}(a_i + c), \text{если } i = j \\ a_j, \text{если } i \neq j \end{cases}, i,j = 1,\ldots,N.$$

В ситуации (i,j) выигрыш Игрока II составит $H_{II}(i,j) = H(i,j)$, а проигрыш Игрока I $H_I(i,j) = -H(i,j)$. Обозначим i^* и j^* чистые оптимальные стратегии Игроков I и II, соответственно.

Игрок I будет стремиться минимизировать свой проигрыш, тогда, если он выбирает любую стратегию $i \neq 1$, то, поскольку Игрок II будет стремиться максимизировать свой выигрыш, то он выберет стратегию $j = 1$, обеспечивая себе максимально возможный выигрыш и, соответственно, максимально возможный проигрыш Игроку I, что, разумеется, не может того устроить. Следовательно, не зависимо от действий Игрока II, оптимальной стратегией Игрока I будет стратегия $i^* = 1$.

В свою очередь, Игрок II будет стремиться максимизировать свой выигрыш, тогда, поскольку оптимальной стратегией Игрока I будет стратегия $i^*=1$, то, как легко показать, оптимальной стратегией Игрока II будет стратегия $j^*=1$, если $\frac{1}{2}(a_1 + c) > a_2$ или стратегия $j^*=2$, если

$$\frac{1}{2}(a_1 + c) \leq a_2.$$

Приведенное выше решение для игры $\Gamma_1(1,1)$ представляет собой в известной степени «вырожденный» случай. Тем не менее, это решение иллюстрирует подход, которого может придерживаться Игрок I при формировании своей оптимальной стратегии и в более общем случае. В своих дальнейших рассуждениях будем опираться на результаты, изложенные в [5], не приводя при этом строгих доказательств.

Рассмотрим игру $\Gamma_1(M,K)$. Предположим, для простоты, что выполнено соотношение (6), причем $c=0$ и $d=0$. Чистая стратегия Игрока I : $(m_1,\ldots,m_N) \in \mathfrak{M}(M)$, чистая стратегия Игрока II: $(k_1,\ldots,k_N) \in \mathfrak{K}(K)$. Тогда в ситуации игры $((m_1,\ldots,m_N),(k_1,\ldots,k_N))$ для всех $i=1,\ldots,N$:

(9)
$$h(m_i,k_i) = \begin{cases} \frac{k_i}{m_i+1} a_i, \text{если } k_i < m_i + 1 \\ a_i, \text{если } k_i \geq m_i + 1 \end{cases}.$$

Предположим, что существует стратегия $(m_1^*,\ldots,m_N^*) \in \mathfrak{M}(M)$ такая, что:

(10)
$$\frac{a_1}{m_1^* + 1} = \frac{a_2}{m_2^* + 1} = \ldots = \frac{a_N}{m_N^* + 1} = a,$$

тогда, как несложно показать, стратегия

$(m_1^*,...,m_N^*)$ будет оптимальной стратегией Игрока I. Действительно, пусть $(k_1,...,k_N)\in\mathfrak{K}(K)$ некоторая стратегия Игрока II, тогда его выигрыш (соответственно, проигрыш Игрока I) с учетом (9) будет равен:

(11) $$H((m_1^*,...,m_N^*),(k_i,...,k_N))=\sum_{i=1}^{N}h(m_i^*,k_i)=aK.$$

Выберем произвольную пару индексов i_1 и i_2 таких, что $1\le i_1<...<i_2\le N$ и построим, если это возможно, стратегию $(m_1^0,...,m_N^0)\in\mathfrak{M}(M)$ так, что для всех $i=1,...,N$:

(12) $$m_i^0=\begin{cases}m_i^*,\ если\ i\ne i_1, i\ne i_2\\ m_i^*-1,\ если\ i=i_1\\ m_i^*+1,\ если\ i=i_2\end{cases}.$$

Тогда имеем:

$$\Delta H=H((m_1^0,...,m_N^0),(k_i,...,k_N))-H((m_1^*,...,m_N^*),(k_i,...,k_N))=\sum_{i=1}^{N}(h(m_i^0,k_i)-h(m_i^*,k_i))=$$

$$=(h(m_{i_1}^*-1,k_{i_1})-h(m_{i_1}^*,k_{i_1}))+(h(m_{i_2}^*+1,k_{i_2})-h(m_{i_2}^*,k_{i_2}))=(\frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^*}-\frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^*+1})a_{i_1}+(\frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^*+2}-\frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^*+1})a_{i_2}=$$

$$=(\frac{k_{i_1}m_{i_1}^*a_{i_1}+k_{i_1}a_{i_1}-k_{i_1}m_{i_1}^*a_{i_1}}{m_{i_1}^*(m_{i_1}^*+1)}+\frac{k_{i_2}m_{i_2}^*a_{i_2}+k_{i_2}a_{i_2}-k_{i_2}m_{i_2}^*a_{i_2}-2k_{i_2}a_{i_2}}{(m_{i_2}^*+2)(m_{i_2}^*+1)})=(\frac{k_{i_1}a}{m_{i_1}^*}-\frac{k_{i_2}a}{(m_{i_2}^*+2)}).$$

Из (6) и (10) следует, что $m_{i_1}\ge m_{i_2}+1$, тогда: $\Delta H>(\frac{k_{i_1}a}{(m_{i_2}^*+1)}-\frac{k_{i_2}a}{(m_{i_2}^*+1)})=\frac{a}{(m_{i_2}^*+1)}(k_{i_1}-k_{i_2})$.

Откуда $\Delta H>0$, если существует некоторая стратегия $(k_1,...,k_N)\in\mathfrak{K}(K)$ Игрока II, такая, что $k_{i_1}>k_{i_2}$. Очевидно, что такая стратегия существует.

Построим теперь, если это возможно, стратегию $(m_1^1,...,m_N^1)\in\mathfrak{M}(M)$ так, что для всех $i=1,...,N$:

(13) $$m_i^1=\begin{cases}m_i^*,\ если\ i\ne i_1, i\ne i_2\\ m_i^*+1,\ если\ i=i_1\\ m_i^*-1,\ если\ i=i_2\end{cases}.$$

Тогда имеем:

$$\Delta H=H((m_1^1,...,m_N^1),(k_i,...,k_N))-H((m_1^*,...,m_N^*),(k_i,...,k_N))=\sum_{i=1}^{N}(h(m_i^1,k_i)-h(m_i^*,k_i))=$$

$$=(h(m_{i_1}^*+1,k_{i_1})-h(m_{i_1}^*,k_{i_1}))+(h(m_{i_2}^*-1,k_{i_2})-h(m_{i_2}^*,k_{i_2}))=(\frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^*+2}-\frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^*+1})a_{i_1}+(\frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^*}-\frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^*+1})a_{i_2}=$$

$$=(\frac{k_{i_1}m_{i_1}^*a_{i_1}+k_{i_1}a_{i_1}-k_{i_1}m_{i_1}^*a_{i_1}-2k_{i_1}a_{i_1}}{(m_{i_1}^*+2)(m_{i_1}^*+1)}+\frac{k_{i_2}m_{i_2}^*a_{i_2}+k_{i_2}a_{i_2}-k_{i_2}m_{i_2}^*a_{i_2}}{m_{i_2}^*(m_{i_2}^*+1)})=(-\frac{k_{i_1}a}{(m_{i_1}^*+2)}+\frac{k_{i_2}a}{m_{i_2}^*}).$$

Из (6) и (10) следует, что $m_{i_1}\ge m_{i_2}+1$, тогда: $\Delta H>(\frac{k_{i_2}a}{(m_{i_1}^*+1)}-\frac{k_{i_1}a}{(m_{i_1}^*+1)})=\frac{a}{(m_{i_1}^*+1)}(k_{i_2}-k_{i_1})$.

Из (6) и (10) следует, что $m_{i_1}\ge m_{i_2}+1$, тогда: $\Delta H>(\frac{k_{i_2}a}{(m_{i_1}^*+1)}-\frac{k_{i_1}a}{(m_{i_1}^*+1)})=\frac{a}{(m_{i_1}^*+1)}(k_{i_2}-k_{i_1})$.

Откуда $\Delta H>0$, если существует некоторая стратегия $(k_1,...,k_N)\in\mathfrak{K}(K)$ Игрока II, такая, что $k_{i_1}<k_{i_2}$. Очевидно, что такая стратегия так же существует.

Таким образом, показано, что даже при минимально возможном в условиях игры $\Gamma_1(M,K)$ отступлении Игрока I от своей оптимальной стратегии $(m_1^*,...,m_N^*)\in\mathfrak{M}$(M) у Игрока II появляется возможность увеличить свой выигрыш. Приведенные выше рассуждения не являются, конечно, строгим доказательством данного факта, но показывают путь, на котором указанное доказательство может быть получено.

5. Заключение

В работе был рассмотрен пример использования теоретико-игрового подхода для решения задач обеспечения кибернетической безопасности информационных систем с использованием «ложных» информационных объектов. Был сформулированы ряд теоретико-игровых задач, в том числе, в форме антагонистических матричных игр и рассмотрены пути их решения. Большинство рассмотренных задач носило постановочный характер, что оставляет широкий простор для будущих исследований.

Литература

1. Калашников А.О. Модели и методы организационного управления информационными рисками корпораций. М.: Эгвес, 2011. – 312 с.
2. Приказ ФСТЭК России от 11.02.2013 №17 «Об утверждении Требований о защите информации, не составляющей государственную тайну, содержащейся в государственных информационных системах» (fstec.ru/tekhnicheskaya-zashchita-informatsii/dokumenty/110-tekhnicheskaya-zashchita-informatsii/dokumenty/prikazy/703-prikaz-fstek-rossii-ot-11-fevralya-2013-g-n -17).
3. Протасов И.Д. Теория игр и исследование операций: Учебное пособие. – М.: Гелиос АРВ, 2003. – 368 с.
4. Сачков В.Н. Введение в комбинаторные методы дискретной математики. М.: Наука. Главная редакция физико-математической литературы., 1982. – 384 с.
5. Калашников А.О. Арбитражная модель ресурсного обеспечения информационной безопасности организационных систем// Управление большими системами. – 2006. – № 14. – С. 91 – 105.

References

1. Kalashnikov A.O. Modeli i metodi organizacionnogo upravleniya informatsionnimi riskami korporatsii. M.: Egves, 2011. – 312 s.
2. Prikaz FSTEK Rossii ot 11.02.2013 №17 «Ob utverjdenii Trebovanii o zashchite informatsii ne sostavlyayushei gosudarstvennuyu tainu soderjasheisya v gosudarstvennih informatsionnih sistemah» (fstec.ru/tekhnicheskaya-zashchita-informatsii/dokumenty/110-tekhnicheskaya-zashchita-informatsii/ dokumenty/prikazy/703-prikaz-fstek-rossii-ot-11-fevralya-2013-g-n-17).
3. Protasov I.D. Teoriya igr I issledovanie operatsii: Uchebnoe posobie. – M.: Gelios ARV, 2003. – 368 s.
4. Sachkov V.N. Vvedenie v kombinatornie metodi diskretnoi matematiki. M.: Nauka. Glavnaya radaktsiya fiziko-matematicheskoi literature., 1982. – 384 s.
5. Kalashnikov A.O. Arbitrajnaya model resursnogo obespecheniya informatsionnoi bezopasnosti organizatsionnih sistem // Upravlenie bolshimi sistemami. – 2006. – № 14. – S. 91 – 105.