

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 немислимо 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, на-

ходящихся 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.

Ложные информационные системы

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 $O = \{o_1, \dots, o_N\}$ – 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

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

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

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

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

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 $O(m_1, \dots, m_N)$ стоимость успешной атаки на него одинакова и равна $d \geq 0$.

Обозначим

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

– множество векторов вида (k_1, \dots, k_N) , где, для всех $i = 1, \dots, N$, $k_i \geq 0$ – целые неотрицательные числа, которые характеризуют распределение

количества успешных атак Игрока II на множестве «истинных» и «ложных» информационных объектов $O(m_1, \dots, m_N)$. Будем рассматривать вектор $(k_1, \dots, k_N) \in \mathfrak{K}$ в качестве чистой стратегии, а множество \mathfrak{K} в качестве множества всех чистых стратегий Игрока II.

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

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

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 $\frac{k_i}{m_i + 1} (a_i + cm_i)$ 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 $((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N))$ следующим образом:

$$(2) \quad H(m_1, \dots, m_N)(k_1, \dots, k_N) = \sum_{i=1}^N h(m_i, k_i).$$

Будем считать, что в ситуации $((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N))$ выигрыш Игрока I равен $H_I((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N)) = -H((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N))$, а выигрыш Игрока II равен $H_{II}((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N)) = H((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N))$.

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:

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

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:

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

а Игрока II, в виде:

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

Это дает возможность представить игру Γ_1 в альтернативной форме в виде кортежа: $\langle (I, II), N, (a_1, \dots, a_N), c, C, d, D, H(\cdot) \rangle$.

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

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

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

В соответствии с [4] имеем:

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

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 $i = 1, \dots, N$, 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:

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

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

Ложные информационные системы

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 $i = 1, \dots, N$. Тогда выражение (1) примет вид:

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

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

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

$$(5) \quad \Gamma_4 = \langle (I, II), N, M, K, (a_1, \dots, a_N), (c_1, \dots, c_N), (d_1, \dots, d_N), H(\cdot) \rangle$$

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:

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

Последнее неравенство в выражении (6) отражает предположение, что стоимость создания «ложного» объекта меньше ценности любого «истинного» информационного объекта из множества $O = \{o_1, \dots, o_N\}$. В этих условиях имеем:

$$\frac{1}{2}(a_i + c) < a_i \text{ для любого } i = 1, \dots, N.$$

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:

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

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

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

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: $(m_1, \dots, m_N) \in \mathfrak{M}(M)$, чистая стратегия Игрока II: $(k_1, \dots, k_N) \in \mathfrak{K}(K)$. Тогда в ситуации игры $((m_1, \dots, m_N), (k_1, \dots, k_N))$ для всех $i = 1, \dots, N$:

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

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

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

тогда, как несложно показать, стратегия

Пример использования теоретико-игрового подхода...

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

$$(11) \quad H((m_1^*, \dots, m_N^*), (k_1, \dots, k_N)) = \sum_{i=1}^N h(m_i^*, k_i) = aK.$$

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

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

Тогда имеем:

$$\begin{aligned} \Delta H &= H((m_1^0, \dots, m_N^0), (k_1, \dots, k_N)) - H((m_1^*, \dots, m_N^*), (k_1, \dots, k_N)) = \sum_{i=1}^N (h(m_i^0, k_i) - h(m_i^*, k_i)) = \\ &= (h(m_{i_1}^* - 1, k_{i_1}) - h(m_{i_1}^*, k_{i_1})) + (h(m_{i_2}^* + 1, k_{i_2}) - h(m_{i_2}^*, k_{i_2})) = \left(\frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^*} - \frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^* + 1}\right)a_{i_1} + \left(\frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^* + 2} - \frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^* + 1}\right)a_{i_2} = \\ &= \left(\frac{k_{i_1} m_{i_1}^* a_{i_1} + k_{i_1} a_{i_1} - k_{i_1} m_{i_1}^* a_{i_1}}{m_{i_1}^* (m_{i_1}^* + 1)} + \frac{k_{i_2} m_{i_2}^* a_{i_2} + k_{i_2} a_{i_2} - k_{i_2} m_{i_2}^* a_{i_2} - 2k_{i_2} a_{i_2}}{(m_{i_2}^* + 2)(m_{i_2}^* + 1)}\right) = \left(\frac{k_{i_1} a}{m_{i_1}^*} - \frac{k_{i_2} a}{(m_{i_2}^* + 2)}\right). \end{aligned}$$

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

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

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

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

Тогда имеем:

$$\begin{aligned} \Delta H &= H((m_1^1, \dots, m_N^1), (k_1, \dots, k_N)) - H((m_1^*, \dots, m_N^*), (k_1, \dots, k_N)) = \sum_{i=1}^N (h(m_i^1, k_i) - h(m_i^*, k_i)) = \\ &= (h(m_{i_1}^* + 1, k_{i_1}) - h(m_{i_1}^*, k_{i_1})) + (h(m_{i_2}^* - 1, k_{i_2}) - h(m_{i_2}^*, k_{i_2})) = \left(\frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^* + 2} - \frac{k_{i_1}}{m_{i_1}^* + 1}\right)a_{i_1} + \left(\frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^*} - \frac{k_{i_2}}{m_{i_2}^* + 1}\right)a_{i_2} = \\ &= \left(\frac{k_{i_1} m_{i_1}^* a_{i_1} + k_{i_1} a_{i_1} - k_{i_1} m_{i_1}^* a_{i_1} - 2k_{i_1} a_{i_1}}{(m_{i_1}^* + 2)(m_{i_1}^* + 1)} + \frac{k_{i_2} m_{i_2}^* a_{i_2} + k_{i_2} a_{i_2} - k_{i_2} m_{i_2}^* a_{i_2}}{m_{i_2}^* (m_{i_2}^* + 1)}\right) = \left(-\frac{k_{i_1} a}{(m_{i_1}^* + 2)} + \frac{k_{i_2} a}{m_{i_2}^*}\right). \end{aligned}$$

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

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

Откуда $\Delta H > 0$, если существует некоторая стратегия $(k_1, \dots, k_N) \in \mathfrak{K}(K)$ Игрока II, такая, что $k_{i_2} < k_{i_1}$. 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 $(m_1^*, \dots, m_N^*) \in \mathfrak{M}(M)$ у Игрока II появляется возможность

Ложные информационные системы

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 за-

дач 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/tehnicheskaya-zashchita-informatsii/dokumenty/110-tehnicheskaya-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 sodержasheysya v gosudarstvennih informatsionnih sistemah» (fstec.ru/tehnicheskaya-zashchita-informatsii/dokumenty/110-tehnicheskaya-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.

