ЗАХИСТ ІНФОРМАЦІЇ

УДК 004.415.056.5(075)

І.М. Павлов,
кандидат технічних наук, доцент

МОДЕЛІ ДУЕЛЬНОЇ ДИФЕРЕНЦІЙНОЇ ГРИ ПІД ЧАС ПРОЕКТУВАННЯ ПРОЦЕСІВ ЗАХИСТУ ІНФОРМАЦІЇ

У статті пропонуються проектні моделі безшумової та шумової дуельних ігор загрози і механізму захисту процесу захисту інформації. Такі ігри розглядаються як частковий випадок загального процесу захисту інформації. Методом дослідження є теорія диференційних ігор.
Ключові слова: *виграш, загроза, гравці, інформаційна система, механізми захисту, моделі, теорія ігор, системи захисту інформації, ціна гри.*

В статье предлагаются проектные модели бесшумовой и шумовой дуэльных игр угрозы и механизма защиты процесса защиты информации. Такие игры рассматриваются как частный случай общего процесса защиты информации. Методом исследования выступает теория дифференциальных игр.
Ключевые слова: *выигрыш, игроки, информационная система, механизмы защиты, модели, система защиты информации, теория игр, цена игры, угроза.*

Paper proposes the design models of quiet and noise dueling games, threats and protection mechanism of the information security process. These games are considered as a special case of the general process of information security. The method of research is the theory of differential games.
Keywords: *advantage, players, information system, security mechanisms, models, information security system, game theory, the price of the game, threat.*

Під час аналізу процесів впливу загроз на системи захисту інформації важливо чітко розрізняти процеси взаємодії (гри) між собою загроз і механізмів захисту інформації. Такі ігри необхідно розглядати як безкінечні антагоністичні ігри двох гравців (як частковий випадок множини гравців з обох сторін), у яких вибір стратегій ототожнюється з вибором моменту часу виконання ходу. У теорії ігор такі ігри називаються дуельними іграми або іграми з вибором моменту часу.

Конфліктна ситуація процесу роботи системи захисту інформації, котра розглядається як дуельна гра, зводиться до такого: загроза впливає на інформаційну систему, яка перекривається системою захисту під час 3 чітких фаз [1]: вторгнення, дослідження і експлуатації. *Фаза вторгнення.* У цій фазі загроза дотримується доступу до системи захисту через різні сценарії атаки (нападу). Ці сценарії коливаються від спроб хакерських атак любителів до спланованих атак (нападів) професійних зловмисників. Ці спроби призначені для отримання вигоди з уразливих місць областей механізму захисту. *Фаза дослідження.* У цій фазі система захисту зламана і загроза вивчає внутрішню системну організацію і можливості інформаційної системи. Таким чином, загроза пізнає, як краще отримати і використати доступ для досягнення мети вторгнення. *Фаза експлуатації.* У цій фазі загроза отримує доступ до необхідної області інформаційної системи, виконує необхідні операції за призначенням.

Вторгнення, дослідження і експлуатація створюють спіраль роботи загрози.

Під час фаз вторгнення та дослідження загроза вступає в контакт з механізмом захисту, такий контакт буде розглядатися як гра двох протилежних сторін: кожен гравець може зробити один хід у будь-який момент з визначеного проміжку часу, коли необхідно прийняти рішення гравцям на здійснення ходу і отримати виграш. Чим пізніше буде зроблений хід протилежними сторонами, тим більша вірогідність однієї або іншої сторони на виграш, але якщо хід буде затриманий більше визначеного часу, то інший гравець може зробити свій хід і отримати виграш. Тобто загроза може вичікувати до певного часу, виходячи у фазу дослідження, а коли не спрацює механізм захисту, загроза увійде у фазу експлуатації своїх можливостей. У іншому випадку механізм захисту повинен зробити такий хід, при якому в загрози не буде часу на фазу дослідження.

У зв'язку з цим, створення проектних моделей дуельної диференційної гри, які розглядаються для моделювання процесів нападу загроз на систему захисту інформації, є *актуальними науковими завданнями*.

Аналіз останніх досліджень і публікацій дає змогу зробити висновок, що сучасні методичні підходи розрізнені, неповні, а у деяких випадках суперечливі.

Так, використання [2] не дає змогу обґрунтувати підходи до вибору методів дослідження теорії ігор під час проектування. Надається загальне визначення стратегій теорії ігор з точки зору гри з "природою". Нема конкретики для особи, яка займається проектуванням систем захисту інформації.

Математичні моделі теорії ігор [3–8] розкривають тільки моделі різних підходів до теорії гри, які не охоплюють проблеми процесів захисту інформації.

У [9] при обґрунтуванні процесів проектування систем захисту інформації автор не звертає увагу на аналіз методик та методів моделювання процесів захисту інформації, які ґрунтуються на методах теорії ігор. Особливо це важливо на сучасному етапі, коли велика кількість авторів звернула увагу на саму теорію ігор як теорію, яка дає можливість провести попередній аналіз ефективності застосування інформаційних систем під час проектування.

Аналіз робіт показав, що у сфері проектування систем захисту інформації на сьогодні доволі мало наукових робіт, які пов'язані з впровадженням теорії ігор під час проектування систем захисту інформації. Це особливо важливо для проведення аналізу проектів систем захисту інформації.

Для проведення аналізу процесів захисту інформації розробнику необхідно мати чітке уявлення про місце своїх досліджень у предметній області. Пропонуючи основні результати досліджень в області захисту інформації, необхідно відштовхуватися від зрозумілих посилань на місце аналітичних моделей прийняття рішень у процесі моделювання роботи систем захисту інформації.

Таким чином, *метою статті є* надання системного аналізу процесам захисту інформації на основі теорії ігор з використанням моделей дуельної гри.

Загальний підхід у проектуванні моделі дуельної гри в процесі захисту інформації. Якщо розглядати безкінечну антагоністичну гру загроз й механізмів захисту на квадраті, то в дуельній грі функція виграшу $M(x, y)$ першого гравця (загрози) розірвана на діагоналі $x=y$ квадрату, де x − момент ходу першого гравця, y − момент ходу другого гравця (механізму захисту).

Розглянемо методи вирішення такої гри. Нехай функція виграшу першого гравця $M(x, y)$ задана на одиничному квадраті $0 \le x \le 1$, $0 \le y \le 1$ у такому вигляді:

$$M(x,y) = \begin{cases} K(x,y), & \text{якщо } x \prec y \\ \varphi(x), & \text{якщо } x = y \\ L(x,y), & \text{якщо } x \succ y \end{cases}, \tag{1}$$

де функція $K(x, y)$ визначена і безперервна на множині $0 \le x \le y \le 1$, а функція $L(x,y)$ визначена і безперервна на множині $0 \le y \le x \le 1$, функція $\varphi(x)$ безперервна на множині $0 \le x \le 1$.

Оскільки функція $M(x, y)$ розривна, то немає гарантії, що рішення дуельної гри існує.

Якщо припустити, що рішення дуельної гри існує, то можна дати деякі властивості оптимальних стратегій і ціни гри, з яких можна визначити методи рішення такої гри.

Нехай $F(x)$ − змішана стратегія першого гравця, тоді для будь-якого $y \in [0,1]$ виграшем буде:

$$E(F,y) = \int_0^1 M(x,y)dF(x) = \int_0^y K(x,y)dF(x) + \varphi(y)[F(y) - F(y-0)] + \int_y^1 L(x,y)dF(x). \tag{2}$$

Якщо $F(x)$ − безперервна функція, то $F(y-0)=F(y)$, і враховуючи (2), отримуємо:

$$E(F,y) = \int_0^y K(x,y)dF(x) + \int_y^1 L(x,y)dF(x). \tag{3}$$

Нехай безперервні та диференційні на одиничному квадраті функції $F(x)$ та $G(y)$ − відповідно оптимальні змішані стратегії першого і другого гравців. Тоді якщо щільність розподілу ймовірностей у деякій точці $y_0 \succ 0$, то:

$$G^{/}(y_0) = \frac{dG(y)}{dy}\Big|_{y=y_0} \succ 0, \tag{4}$$

і середній виграш першого гравця дорівнює:

$$E\left(F, y_0\right) = V\,, \tag{5}$$

де V − ціна гри (протидії механізму захисту до загрози).

Оскільки $G(y)$ диференційна на [0,1], то з (4) випливає, що $G^{/}(y) \succ 0$ і в межах точки y_0, тому для y близьких до y_0 отримуємо $E(F,y)=V$, тобто:

$$\frac{dE\left(F, y\right)}{dy} = 0\,. \tag{6}$$

Враховуючи (5), рівняння (6) можна переписати у вигляді:

$$\left[L\left(x,y\right) - K\left(x,y\right)\right]G^{/}\left(y\right) = \int_0^y \frac{dK\left(x,y\right)}{dy} F^{/}\left(x\right)dx + \int_y^1 \frac{dL\left(x,y\right)}{dy} F^{/}\left(x\right)dx\,. \tag{7}$$

Оптимальна стратегія першого гравця повинна задовольняти інтегральне рівняння (7), якщо вона становить диференціальну функцію. Вирішуючи рівняння (7) відносно $F^{/}\left(x\right)$, отримуємо оптимальну змішану стратегію загроз.

Тобто під час дуельної гри з функцією виграшів (7) не можна гарантувати існування рішення гри. Однак, якщо можна припустити, що оптимальні стратегії F та G відповідно першого (загрози) і другого гравців (механізму захисту) є диференціальними функціями, причому $F^{/}\left(x\right) \succ 0$ при $0 \le a \le x \le b \le 1$, а $G^{/}\left(x\right) \succ 0$ при $0 \le c \le y \le d \le 1$ і дорівнюють нулю поза цими інтервалами, то $F(x)$ і $G(y)$ повинні задовольняти такі умови:

$$\begin{aligned}
&E\left(G, y\right) = V \quad \text{для} \quad y \in \left(c, d\right),\\
&E\left(G, y\right) \ge V \quad \text{для} \quad \text{усіх} \quad y,\\
&E\left(x, F\right) = V \quad \text{для} \quad x \in \left(a, b\right),\\
&E\left(x, F\right) \le V \quad \text{для} \quad \text{усіх} \quad x.
\end{aligned} \tag{8}$$

$$\begin{aligned}
&\left[L\left(x,y\right) - K\left(x,y\right)\right]G^{/}\left(y\right) = \int_0^y \frac{dK\left(x,y\right)}{dy} F^{/}\left(x\right)dx + \int_y^1 \frac{dL\left(x,y\right)}{dy} F^{/}\left(x\right)dx \quad \text{для} \quad y \in \left(c, d\right),\\
&\left[K\left(x,y\right) - L\left(x,y\right)\right]F^{/}\left(x\right) = \int_0^x \frac{dL\left(x,y\right)}{dx} G^{/}\left(y\right)dy + \int_x^1 \frac{dK\left(x,y\right)}{dx} G^{/}\left(y\right)dy \quad \text{для} \quad x \in \left(a, b\right).
\end{aligned} \tag{9}$$

Якщо система (8), (9) має рішення з урахуванням того, що $F(x)$ і $G(y)$ повинні бути функціями розподілу ймовірностей, то це рішення буде оптимальним рішенням дуельної гри.

Якщо ця система рішення не має, то можна зробити висновок, що ця гра або не має рішення зовсім, або має не такий вигляд, який припускається. Можливо, часто додаткові відомості про гру допомагають знаходженню рішень, наприклад, якщо в (1):

$$L(x,y) = -K(y,x),$$

$$\varphi(x) = 0, \qquad (10)$$

то згідно з теоремою про ціну гри, за якої в безкінечній антагоністичній грі будь-яка оптимальна стратегія одного гравця буде оптимальною стратегією іншого гравця [2], для ігор з фіксованим моментом часу повинно бути V=0, F=G, a=c, b=d і система (8), (9) має вигляд:

$$E[F,y] = 0 \quad \text{для} \quad y \in (a,b), \qquad (11)$$

$$E[F,y] \geq 0 \quad \text{для} \quad \text{усіх} \quad y. \qquad (12)$$

$$[L(x,y) - K(x,y)]F'(y) = \int_a^y \frac{dK(x,y)}{dy} F'(x)dx + \int_y^b \frac{dL(x,y)}{dy} F'(x)dx \quad \text{для} \quad y \in (a,b). \qquad (13)$$

Проектна модель безшумової дуельної гри в процесі захисту інформації. Існує загроза і механізм захисту в процесі захисту інформації інформаційної системи. Загроза повинна вплинути на інформаційну систему, а механізм захисту повинен заблокувати такий вплив. Йде боротьба за інформаційний ресурс. З іншого боку, якщо загроза раніше проникне в інформаційну систему, то ціна гри буде на боці загрози, але при цьому загроза буде ліквідована − буде завдано збитку інформаційній системі.

Боротьба відбувається закрито. Кожен гравець не знає про наміри сторін, поки не буде результату (виграшу). Розглядається безшумова дуель, при якій нема середнього результату. Може бути виграш однієї або іншої сторони. Проникнення загрози або її ліквідації для кожної сторони розглядається як 1 (одиниця), тобто, якщо проникла через механізм захисту загроза, то вона отримує 1 з ймовірністю x, у іншому разі − −1 з ймовірністю 1−x. Аналогічно і для механізму захисту.

Нехай $x \prec y$, тоді:

$$M(x,y) = K(x,y) = x - y + xy. \qquad (14)$$

Дійсно, загроза робить перший крок у нападі на інформаційну систему, і тому її середній виграш може становити +1 з ймовірністю x або програш −1 з ймовірністю:

$y(1-x)$, тобто $K(x,y)=x+(-1)(1-x)y=x-y+xy$.

Нехай $x=y$, тоді $M(x,y)=x(1-y)+y(1-x)(-1)=x(1-x)+x(1-x)=\varphi(x)=0$.
Нехай $y \prec x$, тоді по аналогії з (13) отримуємо:

$$M(x,y)=L(x,y)=y(-1)+(1-y)x=x-y-xy. \qquad (15)$$

Оскільки для цієї гри виконана умова (10), то V=0, F=G. Складемо рівняння (13) для визначення $F(x)$.

З цією метою знайдемо:

$$L(x,y)-K(x,y)=-y^2-y^2=-2y^2,$$

$$\frac{dK(x,y)}{dy}=-1+x,\ \frac{dL(x,y)}{dy}=-1-x. \qquad (16)$$

З урахуванням (16) запишемо рівняння (13) в такому вигляді:

$$-2y^2G^{/}(y)=\int_a^y(-1+x)F^{/}(x)dx+\int_y^b(-1-x)F^{/}(x)dx. \qquad (17)$$

З (17) отримуємо таке диференційне рівняння:

$$-4yF^{/}-2y^2F^{//}=(y-1)F^{/}+(y+1)F^{/} \text{ або } yF^{//}=-3F^{/}\Rightarrow F^{/}(y)=ky^{-3}.$$

Знайдемо a, b, k. Нехай $b\prec 1$. Відомо, що для усіх $y\in(a,b)\Rightarrow E(F,y)=0$. Оскільки $E(F,y)$ безперервна по y, то:

$$E(F,b)=0. \qquad (18)$$

Тобто $\int_a^b(x-b+bx)dF(x)=0$.

Проте, якщо $b\prec 1$, то $\int_a^b(x-1+x)dF(x)\prec 0$, і тому $E(F,1)\prec 0$, що суперечить умові (12), і, таким чином, b=1.

Підставляючи це значення і значення $F^{/}$ в (18), отримуємо:

$$k\int_a^1\frac{2x-1}{x^3}dx=0.$$

Надалі отримуємо:

$$3a^2 - 4a + 1 = 0 \Rightarrow a = 1 \text{ та } a = \frac{1}{3}.$$

Значення a=1 неможливе, відповідно $a = \frac{1}{3}$.

Оскільки $F(x)$ – функція розподілу ймовірностей, то $\int_a^b kF^{/}(x)dx = 1$ або $\int_{1/3}^{1} kx^{-3} = 1 \Rightarrow k = 1/4$.

Тому отримуємо оптимальну стратегію:

$$F^{/}(x) = \begin{cases} 0, \text{ якщо } x \prec \frac{1}{3} \\ \frac{1}{4x^3} \quad \textit{якщо} \quad x \succ \frac{1}{3} \end{cases}.$$

Ці стратегії з ймовірностями $0{,}25x^{-3}$ для двох гравців є нічийними і не є правильними для реальної роботи процесу захисту інформації, тому що під час безшумової дуельної гри дві сторони не мають інформації про дії сторін, а це неприпустимо для роботи механізмів захисту. Для виправлення цієї ситуації необхідна в системі захисту інформації система аналізу загроз (вторгнень), при роботі якої необхідно розглядати проектну модель шумової дуельної гри в процесі захисту інформації.

Проектна модель шумової дуельної гри в процесі захисту інформації.

Нехай маємо дві протилежні сторони процесу захисту інформації: загрозу і механізм захисту, які ведуть боротьбу за інформаційний ресурс. Для цього вони у визначений для них час роблять відповідні спроби: загроза проникнення в інформаційну систему запускає механізм захисту протидії цьому проникненню. Умова, яка відрізняє цю модель від попередньої : як тільки загроза входить у фазу вторгнення, про це стає відомо механізму захисту (працює система протидії загроз, (вторгнень)). Також стає відомим про те, що загроза все ж подолала фазу вторгнення і перейшла у фазу дослідження. Якщо загроза увійшла у фазу дослідження, вона як гравець отримує 1 (одиницю), а механізм захисту отримує 0 (нуль). Якщо механізм захисту спрацював і не допустив загрозу в область досліджень, то він отримує 1, а загроза – 0.

Нехай інтервал часу дорівнює [0,1]. Протягом цього інтервалу діє загроза, і механізм захисту: x визначає момент, коли загроза робить атаку $0 \le x \le 1$; визначає момент часу, коли спрацьовує механізм захисту $0 \le y \le 1$; $p_1(x)$ – ймовірність того, що загроза (перший гравець) увійшла у фазу досліджень у момент x;

$p_2(y)$ – ймовірність того, що механізм захисту (другий гравець) спрацював і відбив атаку в момент y.

Розглянемо функцію виграшу першого гравця.

Нехай $x \succ y$, тоді виграш першого гравця буде з ймовірністю $p_1(x)$, а програш – з ймовірністю:

$$[1-p_1(x)] \text{ і } K(x,y)=1\times p_1(x)+(-1)[1-p_1(x)]=2p_1(x)-1.$$

Нехай $x=y$, тоді ймовірність того, що перший гравець отримує виграш, а другий програє, дорівнює:

$$p_1(x)[1-p_2(y)]=p_1(x)[1-p_2(x)];$$

ймовірність того, що другий гравець виграє, а перший програє, дорівнює:

$$p_2(y)[1-p_1(x)]=p_2(x)[1-p_1(x)], \text{ тобто:}$$

$$\varphi(x)=p_1(x)[1-p_2(x)]+p_2(x)[1-p_1(x)]\times(-1)=p_1(x)-p_2(x). \qquad (19)$$

Нехай $y \succ x$, тоді ймовірність того, що другий гравець отримує виграш, дорівнює $p_2(y)$, а ймовірність того, що другий гравець програє, дорівнює $[1-p_2(y)]$, тому:

$$L(x,y)=(-1)p_2(y)+[1-p_2(y)]\times 1=1-2p_2(y).$$

Для рішення такої гри з функціями $M(x,y)$ можна застосувати метод рішення диференційного рівняння. Однак, враховуючи, що функції $p_1(x)$ та $p_2(y)$ зростаючі, можна визначити рішення, розраховуючи max min стратегії:

$$\max_x \min_y M(x,y)=\max_x \min[2p_1(x)-1,\, p_1(x)-p_2(x),1-2p_2(x)].$$

Розіб'ємо інтервал [0,1] на три частини:

інтервал A характеризується такими x, для яких $p_1(x)+p_2(x)\geq 1$;

інтервал B характеризується такими x, для яких $p_1(x)+p_2(x)=1$;

інтервал C характеризується такими x, для яких $p_1(x)+p_2(x)\leq 1$.

Позначимо $\mu(x)=\min[2p_1(x)-1,\, p_1(x)-p_2(x),1-2p_2(x)]$, тоді:

$$\max_x \min_y M(x,y)=\max_x \mu(x)=\max\left[\max_{x\in A}\mu(x), \max_{x\in B}\mu(x), \max_{x\in C}\mu(x)\right].$$

Для інтервалу A справедливо $p_1(x)+p_2(x)\geq 1$, тому справедливі рівняння:

$$
\begin{gathered}
p_1(x)+p_2(x)-1\ge 0\,,\\
1-2p_2(x)\le 1-2p_2(x)+[p_1(x)+p_2(x)-1]=p_1(x)-p_2(x),\\
p_1(x)-p_2(x)\le p_1(x)-p_2(x)+[p_1(x)+p_2(x)-1]=2p_1(x)-1.
\end{gathered}
\tag{20}
$$

Далі випливає:

$$1-2p_2(x)\le p_1(x)-p_2(x)\le 2p_1(x)-1 \text{ або } \mu(x)=1-2p_2(x).$$

Для інтервалу B маємо:

$$p_1(x)+p_2(x)=1\Rightarrow 1-2p_2(x)=p_1(x)-p_2(x)=2p_1(x)-1.$$

І потім:

$$\mu(x)=p_1(x)-p_2(x).$$

Для інтервалу C маємо:

$$p_1(x)+p_2(x)\le 1\Rightarrow 2p_1(x)-1\le p_1(x)-p_2(x)\le 1-2p_2(x), \text{ де } \mu(x)=2p_1(x)-1.$$

Для інтервалу A функція $\mu(x)$ досягає свого при значенні $p_2(x)$, задовольняючи умову:

$$p_1(x)+p_2(x)\le 1.$$

Оскільки функції $p_1(x)$ і $p_2(x)$ зростаючі, то мінімальне значення $p_2(x)$ досягається при виконанні рівняння:

$$p_1(x)+p_2(x)=1.$$

Нехай x_1 − значення x, яке задовольняє рівняння:

$$p_1(x)+p_2(x)=1\,,$$

тоді:

$$\max_{x\in A}\mu(x)=1-2p_2(x_1).$$

Аналогічно можна сформулювати такі рівняння:

$$\max_{x\in B}\mu(x)=p_1(x_1)-p_2(x_1),$$
$$\max_{x\in C}\mu(x)=2p_1(x_1)-1, \tag{21}$$

де x_1 задовольняє рівняння $p_1(x)+p_2(x)=1$, тобто $\max_x\min_y M(x,y)=p_1(x_1)-p_2(x_1)$ досягається на інтервалі B і:

$$\max_x\min_y M(x,y)=p_1(x_1)-p_2(x_1),$$

де x_1 також задовольняє рівняння $p_1(x)+p_2(x)=1$.

Аналогічно можна показати, що:

$$\max_x\min_y M(x,y)=p_1(x_1)-p_2(x_1),$$

де y_1 задовольняє рівняння:

$$p_1(x)+p_2(x)=1\Rightarrow p_1(y_1)+p_2(y_1)=1. \tag{22}$$

Таким чином, функція $M(x,y)$ має сідлову точку (x_1,y_1). Оптимальною стратегією для обох гравців є те, що необхідно робити одночасно дії нападу або блокування (що не вигідно для загроз, але вигідно для механізму захисту). Тобто у момент часу t, який задовольняє рівняння:

$$p_1(t)+p_2(t)=1. \tag{23}$$

Ціна гри дорівнює $p_1(t)-p_2(t)$.

Якщо, наприклад, $p_1(t)=x$, $p_2(y)=y^2$, то оптимальний час для кожного гравця визначається з рівняння $t+t_2=1$, $\Rightarrow t=0{,}62$, ціна гри дорівнює $V=x-x^2=t-t^2=0{,}24$, тобто загрози мають виграш 0,24, що і могло статися, так як на інтервалі [0,1] виникла ймовірність проникнення загрози вище ймовірності спрацювання механізму захисту.

Представлені проектні моделі дуельної гри в процесі захисту інформації показують, як можна провести загальний аналіз роботи механізму захисту та загрози як частковий випадок роботи системи захисту інформації. Якщо змінити умови гри протилежних сторін з визначенням втрат інформаційної системи від проникнення загрози, тоді можна передбачити ціну гри і спрогнозувати ефективність системи захисту інформації, яка проектується. Побудова таких моделей дозволяє наперед розраховувати ефективність проектування систем захисту інформації.

СПИСОК ВИКОРИСТАНИХ ДЖЕРЕЛ

1. *Павлов І.М.* Неформальний підхід в методиці оцінки ефективності ескізного проектування комплексних систем захисту інформації / І.М. Павлов // Захист інформації. – 2010. – № 1 (46). – С. 14–22.
2. *Гарбарчук В.* Кибернетический подход к проектированию систем защиты информации / В. Гарбарчук, З. Зинович, А. Свиц. – Киев–Луцк–Люблин, 2003. – 659 с.
3. *Грищук Р.В.* Теоретичні основи моделювання процесів нападу на інформацію методами теорії диференціальних ігор та диференціальних перетворень / Р.В. Грищук. – Житомир, 2010. – 280 с.
4. *Оуен. Г.* Теория игр / Г. Оуен. – М. : Мир, 1971. – 230 с.
5. *Вентцель Е.С.* Элементы теории игр / Е.С. Вентцель. – М. : Физматгиз, 1961. – Вип. 32. – 72 с.
6. *Петросян Л.А.* Теория игр / Л.А. Петросян, Н.А. Зенкевич, Е.А. Семина. – М. : Вища школа, 1998. – 304 с.
7. *Дюбин Г.Н.* Введение в прикладную теорию игр / Г.Н. Дюбин, В.Г. Суздаль. – М. : Наука, 1981. – 336 с.
8. *Воробьев Н.Н.* Бесконечные антагонистические игры / Н.Н. Воробьев. – М. : Вища школа, 1993. – 505 с.
9. *Домарев В.В.* Безопасность информационных технологий. Системный подход / В.В. Домарев. – К. : ТИД Диасофт, 2004. – 992 с.

Отримано 26.09.2014.