ПРИКЛАДНЫЕ ПРОБЛЕМЫ МАТЕМАТИКИ И МЕХАНИКИ

УДК 681324

**АББАСОВ А.М., АЛГУЛИЕВ Р.М., КАСУМОВ В.А.**

# ОБ ОТКАЗОУСТОЙЧИВОСТИ СИСТЕМЫ СЛУЖБЫ БЕЗОПАСНОСТИ В ОТКРЫТЫХ КОМПЬЮТЕРНЫХ СЕТЯХ

В организации архитектуры системы службы безопасности (ССБ) важное место занимает проектирование общесистемных средств безопасности. От удачного проектирования общесистемных средств безопасности во многом зависят такие характеристики ССБ, как настраиваемость и надежность системы, модульность и реализуемость программного обеспечения (ПО), стоимость и удобство эксплуатации, а также отказоустойчивость функционирования. Каждая из перечисленных характеристик ставит свои требования к общесистемной архитектуре ССБ и, следовательно, степенью предъявления этих требований определяется сложность общесистемной структуры ССБ.

Как известно, к настоящему моменту существуют отдельные методы и средства защиты информации, но отсутствуют хорошо организованные, теоретически обоснованные проектные решения по архитектуре ССБ. Область программных методов защиты сегодня представляет собой несистематизированное множество различных приемов программирования без научно обоснованных методик, каких-либо объектных критериев оценки и критериев отказоустойчивости. Основными задачами для решения этих проблем являются декомпозиция глобальной функции, выбор эффективной структуры, упорядочение функций общесистемных средств информационной безопасности, синтез структуры компонентов, разработка интерфейсов и др., которые рассматриваются в данной работе.

ССБ в компьютерных сетях (КС) является самым верхним в системной иерархии компонентов и выполняет, в основном, следующие функции [1]:

1. Управление входом пользователей в систему;
2. Контроль доступа к системе и ее ресурсам;
3. Регистрация входов и обращений к системе;
4. Установление подлинности пользователя и сети;
5. Контроль полномочий и привилегий пользователей;
6. Служба защиты информации;

7. Управление ключами пользователей;
8. Обеспечение целосности и удостоворение подлинности данных;
9. Анализ состояния и контроль угроз;
10. Предотвращение нарушений в системе;
11. Реконфигурация системы службы безопасности.

Перечисленные функции имеют разные степени сложности реализации и взаимодействия друг с другом. В зависимости от структуры ССБ выполняемые ею функции могут иметь следующие отношения между собой [2]:

- функции могут выполняться независимо друг от друга;
- функции могут быть выполнены в строгой последовательности;
- выполнение одной функции может быть согласовано с другими функциями, даже со всеми;
- выполнение одной функции может вызывать выполнение других;
- выполнение одной функции может запретить другие и даже потребовать отмены выполненных.

Задача синтеза эффективной структуры ССБ заключается в классификации функций ССБ в виде отдельных подмножеств и расположении их по узлам сети таким образом, чтобы при этом достигались определенные цели такие, как повышение быстродействия, надежности, модульности, облегчение реализации и т.д. Сама по себе ССБ предоставляет дополнительные возможности для повышения надежности по сравнению с отдельными средствами защиты информации. Свойство ССБ сохранять свою работоспособность при отказах отдельных компонентов при постепенном ухудшении качества функционоирования в допустимых пределах будем называть отказоустойчивость. Обычно в сложных системах повышение отказоустойчивости осуществляется двумя путями [3, 4, 6]:

1) В процессе функционирования ССБ. Этот путь осуществляется программным путем, динамически осуществляя реконфигурацию структуры ССБ в зависимости от ситуации и технического состояния модулей;

2) В процессе проектирования ССБ, используя различные математические и алгоритмические методы синтеза сложных систем. Здесь мероприятия по повышению отказоустойчивости осуществляются один раз и в процессе функционирования ССБ остаются неизменными.

В данной статье для повышения отказоустойчивости ССБ предлагается оптимизационная модель, решение которой используется в процессе проектирования [5].

С этой целью рассматривается граф $G=(M,\Gamma)$, полученный в результате декомпозиции ССБ по типам возможных угроз безопасности, где $M=\{m_i / i=\overline{1,n}\}$ - множество модулей системы безопасности и $\Gamma \subseteq M \times M$ - множество дуг, обеспечивающих взаимодействия между модулями системы безопасности. На данном декомпозиционном графе $G$ выполняются несколько функций $F_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$, такие как обеспечение секретности и целостности данных, предотвращение злоумышленных операций, нарущения прав доступа, криптография, антивирусная профилактика и т.д. Для выполнения каждой из этих функций в множестве $M$ определено конкретное подмножество $M_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$ модулей системы безопасности. Другими словами, $M=\{m_1,m_2,...,m_n\}=M_1\cup M_2\cup...\cup M_\xi\cup...\cup M_\varepsilon$ где подмножество $M_\xi$ между собой могут пересекаться. Взаимоотношение модулей безопасности множества $M$ с функциями $F_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$, задается матрицей $\|b_{\xi i}\|$, элементы которой интерпретируются следующим образом: $b_{\xi i}=1$, если модуль защиты $m_i$ множества $M$ задействован в выполнении функции $F_\xi$, $b_{\xi i}=0$, в противном случае.

Теперь перейдем к синтезу функции структурной отказоустойчивости $H_\theta^{(z)}$ в зависимости от псевдобулевых переменных $x_{is}^{(z)}$, логический смысл которых заключается в следующем. Предположим, что каждый модуль $m_i$ $(i=\overline{1,n})$ ССБ реализуется на базе однородных средств защиты $e_i$ $(i=\overline{1,n})$. Тогда множеству $M$ будет соответствовать множество $E=\{e_i / i=\overline{1,n}\}$. Интенсивности запросов между средствами защиты $e_i$ и $e_j$ известен и задается матрицей $\|\lambda_{ij}\|$, где $\lambda_{ij}=0$ при $i=j$, $\lambda_{ij}\neq 0$ при $i\neq j$ и $i,j=\overline{1,n}$. Допустим, что среда связи для обмена запросами построена на базе сети передачи данных (СПД), интенсивность обслуживания которой равна $\mu$. Если представить СПД как одноканальная система, тогда среднее время пребывания запросов в СПД будет равно

$$T=\frac{1}{\mu-\sum\limits_{i=1}^{n}\sum\limits_{j=1}^{n}\lambda_{ij}}.$$

Из формулы видно, что увеличением поступающей на СПД нагрузки среднее время пребывания запросов резко возрастает. В связи с этим, для уменьшения времени реакции и повышения живучести ССБ необходимо распределять нагрузку между локальными группами [7]. Количество этих локальных групп $\theta$ заранее не известно и оно определяется в результате решения оптимизационной задачи. При этом число $\theta$ может принимать значения: $\theta_{min}=2$, $\theta_{max}=\frac{n}{2}$, если n-четное число, $\theta_{max}=\left]\frac{n}{2}\right[$, если $n$-нечетное число. Здесь $\left]\frac{n}{2}\right[$ - целая часть числа $\frac{n}{2}$.

Теперь введем вышеупонятые псевдобулевые переменные, которые используются для математической формализации оптимизационной модели: $x_{is}^{(z)}=1$, если средство защиты $e_i$ входит в локальную группу $s$ при разбиении $z$, $x_{is}^{(z)}=0$, в противном случае, где $i=\overline{1,n}$, $n\geq 4$, $s=\overline{1,\theta}$, $\theta=\overline{\theta_{\min},\theta_{\max}}$ и $z=\overline{1,z_\theta}$. Здесь

$$z_\theta=\prod_{s=1}^{\theta} C^{n}_{n-\sum_{q=1}^{s-1} n_q}=\frac{n!}{n_1!\cdot n_2!\cdots n_\theta!}=\frac{n!}{\prod_{s=1}^{\theta} n_s!} \quad \text{и} \quad \sum_{s=1}^{\theta} n_s=n \qquad (1)$$

Примем, что на синтезируемой отказоустойчивой структуре ССБ, реализующей граф $G$ самыми ненадежными функциональными узлами являются сетевы серверы (СС), а остальные программно-технические средства ССБ абсолютно надежны. Рассмотрим логическое произведение $b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}$. Если $b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}=1$, то это означает, что модуль $m_i$ задействован в выполнении функции и реализующий его $e_i$ входит в локальную группу $s$ при разбиении $z$. В данном случае, если блок интерфейса, обеспечивающий взаимодействие между локальной группой $s$ и кольцом блоков интерфейсов ($CC_S$) выйдет из строя, то выполнение функции $F_\xi$ окажется невозможным. Нас интересует тот случай, когда $b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}=0$, другими словами, модуль защиты $m_i$ задействован в выполнении функции $F_\xi(b_{\xi i}=1)$, но при этом средство защиты не входит в локальную группу $s$ при разбиении $z$, т.е. $x_{is}^{(z)}=0$. Или наоборот, модуль защиты $m_i$ не задействован в выполнении функции $F_\xi$ $(b_{\xi i}=0)$, но средство защиты $e_i$ входит в локальную группу $s$ $(x_{is}^{(z)}=1)$. В этом случае, когда $CC_S$ выйдет из строя, поскольку модуль $m_i$ не задействован в выполнении функции $F_\xi$, данное событие не будет влиять на ее выполнение. В обоих случаях, при выходе из строя $CC_S$ функция $F_\xi$ может выполняться, т.е. $b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}=1$. Если распространить эту идею на все модули $m_i$ $(i=\overline{1,n})$ по локальной группе $s$ для функции $F_\xi$ при разбиении $z$, то получим:

$$\overline{\bigvee_{i=1}^{n} b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}}=1 \quad \text{для всех } s=\overline{1,\theta},\ \theta=\overline{\theta_{\min},\theta_{\max}},\ z=\overline{1,z_\theta},\ \xi=\overline{1,\varepsilon},$$

где $\theta_{min}=2$, $\theta_{max}=\frac{n}{2}$ и $z_\theta$ вычисляется по формуле (1). Применяя логический закон де Моргана из булевой алгебры преобразуем вышеприведенную логическую формулу в арифметическую формулу:

$$\overline{\bigcup_{i=1}^{n} b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}}=\bigcap_{i=1}^{n}\overline{b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}}=\bigcap_{i=1}^{n}\left(1-b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}\right)=\prod_{i=1}^{n}\left(1-b_{\xi i}\cdot x_{is}^{(z)}\right) \qquad (2)$$

Известно, что функции $F_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$, выполняемые в ССБ не равнозначны с точки зрения требований к показателям качества функционирования открытых компьютерных сетей, так как в одних сетях на первое место выдвигается услуги секретности, а вдругих сетях целостность данных. В связи с этим, вводится коэффициент важности $\alpha_\xi$ функций, где

$$\sum_{\xi=1}^{\varepsilon} \alpha_\xi = 1$$

Если формулу (2) распространить на все локальные группы $s$ и функции $F_\xi$ с учетом их коэффициентов важностей, то получим аналитическое выражение функции структурной отказоустойчивости $H_\theta^{(z)}$, т.е.:

$$H_\theta^{(z)} = \sum_{\xi=1}^{\varepsilon} \sum_{s=1}^{\theta} \alpha_\xi \prod_{i=1}^{n} \left(1 - b_{\xi i} x_{is}^{(z)}\right) \quad \text{для всех } \theta = \overline{\theta_{\min}, \theta_{\max}},\ z = \overline{1, z_\theta} \tag{3}$$

Если при всех значениях $\xi$ и $s$

$$\prod_{i=1}^{n} \left(1 - b_{\xi i} x_{is}^{(z)}\right) = 1,$$

то максимальное значение функции $H_\theta^{(z)}$ будет равно $\theta$, т.е.

$$H_\theta^{(z)} = \sum_{\xi=1}^{\varepsilon} \sum_{s=1}^{\theta} \alpha_\xi = \sum_{s=1}^{\theta} \left(\alpha_1 + \dots + \alpha_\xi + \dots + \alpha_\varepsilon\right) = \theta,$$

и наоборот, если при всех значениях $\xi$ и $s$

$$\prod_{i=1}^{n} \left(1 - b_{\xi i} x_{is}^{(z)}\right) = 0,$$

то минимальное значение $H_\theta^{(z)}$ будет равно $0$, т.е. $H_{min}=0$. Как видно, в функции $H_\theta^{(z)}$ значения $b_{\xi i}$ известны заранее и $H_\theta^{(z)}$ зависит от переменных $x_{is}^{(z)}$, которые непосредственно связаны с количеством $(\theta)$ и порядковым номером разбиения $(z)$ множества $M$ на локальные группы. Если в результате всех разбиений при определенных ограничениях находим такие $x_{is}^{(z)}$, которые обеспечивают максимальное значение $H_\theta^{(z)}$, то соответствующая данному разбиению распределенная структура ССБ будет самой отказоустойчивой. Отсюда видно, что имеем дело с оптимизационной задачей комбинаторно-логического типа с псевдобулевыми переменными [8]. Другими словами,

$$H_\theta^{(z)} = \max_\theta \left\{ \max_z \left[ \sum_{\xi=1}^{\varepsilon} \sum_{s=1}^{\theta} \alpha_\xi \prod_{i=1}^{n} \left(1 - b_{\xi i} x_{is}^{(z)}\right) \right] \right\} \tag{4}$$

при ограничениях

$$\sum_{s=1}^{\theta} x_{is}^{(z)} = 1, \quad \text{для всех } i = \overline{1,n},\ \theta = \overline{\theta_{\min}, \theta_{\max}},\ z = \overline{1, z_\theta} \tag{5}$$

$$\sum_{s=1}^{\theta} x_{is}^{(z)} \geq 2, \quad \text{для всех } i = \overline{1,n},\ \theta = \overline{\theta_{\min}, \theta_{\max}},\ z = \overline{1, z_\theta} \tag{6}$$

$$\frac{1}{\mu_s} \sum_{i=1}^{n} \sum_{j=1}^{n} \left(\lambda_{ij} + \lambda_{ji}\right) \cdot x_{is}^{(z)} < 1 \quad \text{для всех } i = \overline{1,n},\ \theta = \overline{\theta_{\min}, \theta_{\max}},\ z = \overline{1, z_\theta} \tag{7}$$

$$T_\theta^{(z)} \le T^* \qquad (8)$$

$$D_\theta^{(z)} \le D^* \qquad (9)$$

Здесь ограничение по формуле (5) означает, что каждое средство защиты $E_i$ только один раз может входит в одну из локальных групп $\theta$. Неравенство по формуле (6) требует, чтобы в каждую локальную группу входили не менее двух модулей. Формула (7) имеет большое практическое значение в смысле обеспечения устойчивости функционирования синтезируемой структуры ССБ. Данное равенство регулирует распределение общей нагрузки по локальным группам. Другими словами, в целях сохранения равновесия всей системы во всех локальных группах суммарная интенсивность поступления запросов должна быть меньше, чем интенсивность обслуживания запросов в предлагаемой структуре. Где $\lambda_{ij}$ - интенсивност запросов между средствами защиты $e_i$ и $e_i$, здесь $\lambda_{ij}=0$ при $i=j$, $\lambda_{ij}\neq 0$ при $i\neq j$, $i,j=\overline{1,n}$. $\mu_s$-интенсивность обслуживания запросов, $s=\overline{1,\theta}$.

Выражение (8) определяет ограничение над значением среднего времени задержки запросов модулей ССБ в СПД, т.е. значение средного времени задержки запросов $T_\theta^{(z)}$ не должно быть больше, чем заданное значение $T^*$. Когда множество средств защиты $E=\{e_i\ /i,j=\overline{1,n}\}$ разбивается по $\theta$ локальным группам, аналитическое выражение функции $T_\theta^{(z)}$ будет определяться следующим образом:

$$T_\theta^{(z)} = \frac{1}{\mu - \left(\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\lambda_{ij} - \sum_{s=1}^{\theta}\sum_{i=1}^{n}\sum_{j=1}^{n}\lambda_{ij}\cdot x_{is}^{(z)}\cdot x_{js}^{(z)}\right)} \qquad (10)$$

где $\theta=\overline{\theta_{min},\theta_{max}}$, $z=\overline{1,z_\theta}$. Из формулы (10) видно, что $T_{min}=1/\mu$ и $T_{max}=\infty$. $\lambda_{ij}$ и $\mu$ описаны выше.

Неравенство (9) определяет ограничения стоимостной функции и означает, что сумма затратов $D_\theta^{(z)}$ при такой организации ССБ должна быть меньше, чем заданное значение $D^*$. Аналитическое выражение стоимостной функции $D_\theta^{(z)}$ будет выглядеть следующем образом:

$$D_\theta^{(z)} = \sum_{s=1}^{\theta}\left(d_s^l + d_s^n + d_s^m + \sum_{i=1}^{n} x_{is}^{(z)}\cdot d_s^k\right) + d_R + d_\theta^{(z)} \qquad (11)$$

для всех $\theta=\overline{\theta_{min},\theta_{max}}$, $z=\overline{1,z_\theta}$. Здесь $\sum_{i=1}^{n} x_{is}^{(z)}\cdot d_s^k$ представляет собой стоимости локальной группы s средств защиты, где $s=\overline{1,\theta}$, $x_{is}^{(z)}$ - являются псевдобулевыми переменными, интерпретация которых представлена выше, $d_s^l$ - стоимость средств связи локальной группы $s=\overline{1,\theta}$, $d_s^n$ - стоимость сетевого сервера, соединяющего локальную группу s к СПД через средств связи, $s=\overline{1,\theta}$, $d_i^k$ - стоимость сетевого контроллера для модуля $M_i$, $i=\overline{1,n}$, $d_s^m$ - стоимость модемного или других устройств для подключения сетевого сервера локальной группы $s$ к СПД, $s=\overline{1,\theta}$, $d_R$ - стоимость СПД, $d_\theta^{(z)}$ - стоимость аппаратно-программной реализации различных структур ССБ, $\theta=\overline{\theta_{min},\theta_{max}}$, $z=\overline{1,z_\theta}$. Формула (11) показывает, что при разбиении множества $M$ на локальные группы s стоимостная функция $D_\theta^{(z)}$ прямо пропорциональна значению $\theta$. Вариьируя значениями переменных $x_{is}^{(z)}$ в зависимости от количества групп $\theta$ можно достичь минимального и максимального значения, которые в предположении того, что $d_s^l=d^l$, $d_s^n=d^n$, $d_i^k=d^k$, $d_s^m=d^m$, $d_\theta^{(z)}=d$ для всех $s=\overline{1,\theta}$, $i=\overline{1,n}$, $\theta=\overline{\theta_{min},\theta_{max}}$ и $z=\overline{1,z_\theta}$ будут равны:

$$D_{\min}=2\cdot\left(d^l+d^n+d^m\right)+n\cdot d^k+d_R+d \qquad \text{при } \theta_{min}=2,$$

$$D_{\max}=\tfrac{n}{2}\cdot\left(d^l+d^n+d^m\right)+n\cdot d^k+d_R+d \qquad \text{при } \theta_{max}=\frac{n}{2}.$$

Отметим, что если $n$ -нечетное число, то в последней формуле при $\frac{n}{2}$ берется целая часть его значения.

Анализ данной оптимизационной модели (4)-(9) показывает, что повышение отказоустойчивости ССБ достигается без дополнительных материальных затрат за счет оптимального разбиения множества $M$ по локальным группам, которая является одним из важных резервов обеспечения живучести системы при отказах блоков интерфейсов. Решение поставленной задачи связано с большим перебором вариантов разбиения множества $M$.

В целях демонстрации адекватности функции $H_\theta^{(z)}$ структурной отказоустойчивости своему назначению приведем следующий пример. Допустим, что задан граф $G(M,\Gamma)$, где $M=\{m_i / i=\overline{1,6}\}$ и каждый модуль $m_i$ выполняется посредством средств защиты $E_i$ $(i=\overline{1,6})$. На этом графе выполняются три функции $F_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$, для выполнения которых задействованы подмножества $M_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$ из множества $M$, т.е. $M_1=\{m_1,m_3,m_5\}$, $M_2=\{m_2,m_4,m_6\}$ и $M_3=\{m_2, m_3, m_4\}$. На основании этих подмножеств составим матрицу $\|b_{\xi i}\|$:

$$\|b_{\xi i}\| = \begin{array}{c} \\ F_1 \\ F_2 \\ F_3 \end{array}\begin{array}{c} \begin{matrix} e_1 & e_2 & e_3 & e_4 & e_5 & e_6 \end{matrix} \\ \begin{Vmatrix} 1 & 0 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 0 & 1 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 1 & 1 & 1 & 0 & 0 \end{Vmatrix} \end{array}$$

Предположим, что граф $G$ разбивается на три локальные группы ($\theta=3$). В данном случае, количество всех разбиений будет равно $z_3=30$. Однако, из этих разбиений проверим тольку семь разбиений множества $M$, которые приводятся в таблице 1.

Таблица 1.

| Разбиения | Локальные группы средств обеспечения безопасности | | |
|---|---|---|---|
| $z$ | $s=1$ | $s=2$ | $s=3$ |
| *1* | $M_1, M_2$ | $M_3, M_4$ | $M_5, M_6$ |
| *2* | $M_1, M_3$ | $M_2, M_4$ | $M_5, M_6$ |
| *3* | $M_1, M_4$ | $M_2, M_3$ | $M_5, M_6$ |
| *4* | $M_1, M_5$ | $M_3, M_4$ | $M_2, M_6$ |
| *5* | $M_1, M_6$ | $M_3, M_4$ | $M_2, M_5$ |
| *6* | $M_1, M_2$ | $M_3, M_5$ | $M_4, M_6$ |
| *7* | $M_1, M_2$ | $M_3, M_6$ | $M_4, M_5$ |

Для каждой строки таблицы 1 составим матрицу $\left\| x_{is}^{(z)} \right\|$ псевдобулевых переменных (таблица 2). Подставляя $b_{\xi i}$ и $x_{is}^{(z)}$ в формуле (3) вычисляем значения функции $H_\theta^{(z)}$ при $\theta=3$ и $z=\overline{1,7}$, которые показаны ниже:

$$H_3^{(1)}=\alpha_3, \quad H_3^{(2)}=\alpha_1+\alpha_2+\alpha_3, \quad H_3^{(3)}=\alpha_3,$$

$$H_3^{(4)}=\alpha_1+\alpha_2+\alpha_3, \; H_3^{(5)}=\alpha_3, \quad H_3^{(6)}=\alpha_1+\alpha_2, \quad H_3^{(7)}=0.$$

Таблица 2.

| $x_{is}^{(z)}$ | z=1 | | | z=2 | | | z=3 | | | z=4 | | | z=5 | | | z=6 | | | z=7 | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| | s=1 | s=2 | s=3 | s=1 | s=2 | s=3 | s=1 | s=2 | s=3 | s=1 | s=2 | s=3 | s=1 | s=2 | s=3 | s=1 | s=2 | s=3 | s=1 | s=2 | s=3 |
| $M_1$ | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| $M_2$ | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 |
| $M_3$ | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 |
| $M_4$ | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 |
| $M_5$ | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 |
| $M_6$ | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 1 | 0 | 1 | 0 |

Теперь значение функции $H_\theta^{(z)}$ определим другим путем. Рассмотрим таблицу 3, составленную на основе логических выводов. Значения функции $H_\theta^{(z)}$, полученные при помощи таблицы, назовем табличными и обозначим как $\overline{H}_\theta^{(z)}$. Суть таблицы 3 состоит в том, что в зависимости от вектора состояний $<\sigma_1, \sigma_2, \sigma_3>$ блоков интерфейсов для каждого разбиения $z$ $(z=\overline{1,7})$ определяется условие реализуемости функций $F_\xi$ $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$. Здесь $\sigma_1$, $\sigma_2$, $\sigma_3$ соответствуют состояниям $CC_1$, $CC_2$ и $CC_3$, соответственно. Количество состояний вектора $<\sigma_1,\sigma_2,\sigma_3>:<000>,<001>,...,<111>$ равно $2^3$. В таблице принято, что *"0"* - соответствует отказу СС или невозможности выполнения функции $F_\xi$, *"1"* - работоспособности СС и $\alpha_\xi$ - реализуемости функции с данными коэффициентом важности $(\xi=\overline{1,\varepsilon})$. Из вышеуказанного набора состояний вектор $<000>$ - все $CC_s$ $(s=\overline{1,3})$ вышли из строя и вектор $<111>$ - все $CC_s$ $(s=\overline{1,3})$ работоспособны, они не являются информативными состояниями, так как все функции $F_\xi$ при первом состоянии не выполняются и полностью реализуются при втором состоянии. Остальные состояния вектора $<\sigma_1,\sigma_2,\sigma_3>$ являются информативными, при которых определяются условия реализуемости функций $F_\xi$. Рассмотрим состояние вектора $<011>$, т.е. $CC_1$ - вышел из строя, $CC_2$ и $CC_3$ работоспособны, в результате чего, как видно из таблицы 3, функции $F_1$,$F_2$ и $F_3$ при $z=1$ не выполняются, при $z=2$ выполняется только $F_2$, при $z=3$ никакая функция не выполняется, при $z=4$ выполняются функции $F_2$ и $F_3$, при $z=5$ выполняется только функция $F_3$, при $z=6$ выполняютяся функции $F_1$ и $F_2$, при $z=7$ никакая функция не выполняется. Условие реализуемости функции $F_\xi$ определяется следующим образом. Берется из $\|b_{\xi i}\|$ соответствующая данной функции строка и сравнивается со всеми разбиениями $z$ по таблице 1. По стольбцу этой таблицы показаны локальные группы средств защиты, которые включены в данную локальную группу. В таком случае, на соответствующей позиции таблицы 3 для этих функций будет записано *"0"*, в обратном случае коэффициенты важности. Выполняя эти работы для всех информативных состояний вектора $<\sigma_1,\sigma_2,\sigma_3>$ и разбиений $z$ заполняем таблицу 3. Далее, для каждого разбиения $z$ по столбцу таблицы 3 просуммируются коэффициенты важности функций и определяются табличные значения $\overline{H}_\theta^{(z)}$, которые полностью совпадают с значениями $H_\theta^{(z)}$, полученными по формуле (3). Анализ результатов показывает, что среди всех разбиений множества $E$ на локальные группы средств защиты, приведенных в таблице 1 самыми отказоустойчивыми являются *z=2* и *z=4* разбиения, так как $H_3^{(2)} = H_3^{(4)} = \alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3$ больше остальных. И самым наихудшим разбиением является разбиение *z=7*, т.к. значение функции структурной отказоустойчивости $H_3^{(7)} = 0$.

Таблица 3

| Состояния БИ | | | z=1 | | | z=2 | | | z=3 | | | z=4 | | | z=5 | | | z=6 | | | z=7 | | |
|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|---|
| $БИ_1$ | $БИ_2$ | $БИ_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ | $F_1$ | $F_2$ | $F_3$ |
| 0 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 0 | 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | $\alpha_2$ | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | $\alpha_2$ | $\alpha_3$ | 0 | 0 | $\alpha_3$ | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 0 | 1 | 0 | 0 | 0 | $\alpha_1$ | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | $\alpha_2$ | 0 | 0 | 0 | 0 |
| 1 | 1 | 0 | 0 | 0 | $\alpha_3$ | 0 | 0 | $\alpha_3$ | 0 | 0 | $\alpha_3$ | $\alpha_1$ | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 | $\alpha_1$ | 0 | 0 | 0 | 0 | 0 |
| | | | $\overline{H}_3^{(1)} = \alpha_3$ | | | $\overline{H}_3^{(2)} = \alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3$ | | | $\overline{H}_3^{(3)} = \alpha_3$ | | | $\overline{H}_3^{(4)} = \alpha_1 + \alpha_2 + \alpha_3$ | | | $\overline{H}_3^{(5)} = \alpha_3$ | | | $\overline{H}_3^{(6)} = \alpha_1 + \alpha_2$ | | | $\overline{H}_3^{(7)} = 0$ | | |

Таким образом, приведенный выше пример еще раз доказал адекватность аналитического выражения функции $H_\theta^{(z)}$ структурной отказоустойчивости к реальным ситуациям.

## Литература


[1] Abbasov A.M., Gasumov V.A. Construction principles of the security service in the computer systems. Proceeding JENC7. Budapest, 13-16 May 1996, Electronic publication, pp.1771-1771.

[2] Abbasov A.M., Alguliev R.M., Gasumov V.A., Aliev E.R. System management for large computer network: experience on design and creation of the Azerbaijan Republic information computer network. Proceeding of INET'93. San-Francisco, California, USA, 17-20 August 1993, Electronic publication, pp. A27-A32.

[3] Лазарев В.Г., Пийль Е.И., Турута Е.Н. Построение программируемых управляющих устройств. М.:Энергоатомиздат, 1984.- 192 с.

[4] Коваленко А.Е., Гула В.В. Отказоустойчивые микропроцессорные системы. К.: Техника, 1986, 150 с.

[5] Алгулиев Р.М. Анализ среднего времени доставки сообщений в локально-управляющих микропроцессорных сетях с маркерным доступом // Многороцессорные вычислительные структуры. Таганрог, ТРТИ, 1988, вып.10(19), с. 59-62

[6] Филин Б.П. Методы анализа структурной надежности сетей связи. М.:Радио и связь, 1988. 208 с.
[7] Батишев Д.И. Методы оптимального проектирования. Учебное пособие для вузовю М.: Радио и связь, 1984, 248 с.
[8] Закревский А.Д. Комбинаторика логического проектирования // Автоматика и вычислительная техника. 1990, № 2, с.68-79.

**Abbasov Ə.M., Əliquliyev R.M., Qasımov V.A.**

## AÇIQ TİPLİ KOMPÜTER ŞƏBƏKƏLƏRİNDƏ TƏHLÜKƏSİZLİK XİDMƏTİ SİSTEMİNİN SIRADAN ÇIXMAYA DAVAMLILIĞI HAQQINDA

Məqalədə açıq tipli kompüter şəbəkələrində informasiyanın təhlükəsizliyini təmin etmək üçün təhlükəsizlik xidməti sisteminin yaradılması prinsipləri və bu sisitemin etibarlılığının artırılması üsulları tədqiq edilmişdir. Təhlükəsizlik xidməti sisteminin etibarlılığı funksionalı alınmış və optimizasiya məsələsinə baxılmışdır.

**Abbasov A.M., Alguliev R.M., Gasumov V.A.**

## ABOUT FAULT-TOLERANT OF SECURITY SERVICE SYSTEM IN OPEN COMPUTER NETWORKS

In the paper are investigated the principles of construction of the security service systems in open computer networks and the methods of increase of the fault-tolerant of this system. Is received a functional of the fault-tolerant of security service systems and is offered optimisation model.