Math-Net.Ru

Общероссийский математический портал

А. А. Грушо, Скрытые каналы и безопасность информации в компьютерных системах, *Дискрет. матем.*, 1998, том 10, выпуск 1, 3–9

DOI: <https://doi.org/10.4213/dm411>

Использование Общероссийского математического портала Math-Net.Ru подразумевает, что вы прочитали и согласны с пользовательским соглашением
<http://www.mathnet.ru/rus/agreement>

Параметры загрузки:

IP: 3.80.181.102

26 апреля 2023 г., 12:51:43

УДК 519.7

Скрытые каналы и безопасность информации в компьютерных системах

© 1998 г. А. А. Грушо

При построении систем защиты информационных технологий необходимо учитывать возможность наличия в таких системах так называемых троянских коней и других скрытых информационных воздействий. В работе моделируется такая ситуация при помощи пары автоматов, легального и нелегального, которые управляются общей входной последовательностью. Дается определение невидимости управления нелегального автомата. Изучаются условия существования и примеры невидимых каналов управления.

Работа выполнена при поддержке Российского фонда фундаментальных исследований, грант 97-01-00162.

В основе построения гарантированной защиты информации в компьютерных системах лежит следующая идеология [1]. Для защиты от угроз безопасности информации в компьютерной системе формулируется набор правил обращения с этой информацией, выполнение которых не допускает реализации угроз. Эти правила называются политикой безопасности. Система защиты информации призвана поддерживать правила политики безопасности и считается хорошей, если она надежно поддерживает политику безопасности, и плохой в противном случае. В связи с тем, что основная часть компьютерных систем и программного обеспечения произведены за рубежом, в них могут содержаться скрытые программы (троянские кони), имеющие цель разрушить защиту. Поэтому можно предполагать, что использование импортного оборудования и программных средств в системах защиты не дает надежной поддержки политики безопасности. Чтобы исследовать возможности построения надежной поддержки политики безопасности из подобных ненадежных элементов, необходимо определить и проанализировать модели ненадежности. В работе исследуется один из подходов к данной задаче, который сводится к следующему. Ненадежность рассматривается как работа нелегального автомата A_2 (троянский конь, скрытое информационное воздействие, закладка и т.д.), функционирующего в легальной компьютерной системе A_1 . Троянский конь в компьютерной системе общего назначения вряд ли создавался с ориентацией на конкретные приложения и вряд ли обладает большими интеллектуальными возможностями. Поэтому мы можем считать, что нелегальный автомат A_2 , начиная действовать от команды извне или от логической бомбы, служит для того, чтобы через доступный канал связи осуществить прием, расположение в поле памяти и последующую передачу управления некоторому уже предметно-ориентированному программному

обеспечению. Тогда через канал связи от внешнего злоумышленника к нелегальному автомату $A2$ должно быть передано для $A2$ значительное количество информации (нелегальные программы, вспомогательные данные и др.), но если такая передача будет замечена, то закладку легко уничтожить. Ясно, что передача информации автомату $A2$ осуществляется через ту же входную последовательность, что и информация компьютерной системе $A1$. За работой компьютерной системы $A1$ наблюдает некоторый субъект U , который располагает некоторой функцией от текущего состояния автомата $A1$ и поданного на вход задания.

Исследуются условия, когда U не видит управления автоматом $A2$ во входной последовательности автомата $A1$, то есть когда канал управления автоматом $A2$ является скрытым от U (subliminal channel [2]).

Пусть дана компьютерная система $A1$, которую можно представить конечным автоматом $(X, S, Y, \delta, \lambda)$, где X — конечное множество входных сообщений, S — множество состояний системы, $\delta: X \times S \rightarrow S$ — функция переходов, $y = \lambda(x, s)$, $x \in X$, $s \in S$, — функция выходов, которую может наблюдать субъект U , как след задания x компьютерной системе $A1$, находившейся в состоянии s . Мы будем говорить, что U видит $\lambda(x, s)$, $x \in X$, $s \in S$.

Нелегальный автомат $A2 = (Z, S_1, \delta_1)$ получает на вход такое же сообщение x из X , как и автомат $A1$. Однако на входе автомата $A2$ стоит переводчик, преобразующий скрытый в x сигнал управления в команду z автомата $A2$, то есть существует функция $g: X \rightarrow Z$, отображающая общий вход обоих автоматов во входной алфавит Z автомата $A2$. Будем считать λ и g сюръективными отображениями.

Предположим, что на X задано распределение вероятностей $P_X(x)$, которое при помощи функции $\lambda(x, s)$ индуцирует распределения $Q_s(y)$ на Y и $P_Z(z)$ на Z . Тем самым определены каналы от X к Y и Z , которые будем обозначать

$$X \mapsto Y, \quad X \mapsto Z.$$

Используя теоретико-информационные понятия, Шеннон [3] определил совершенный шифр. На наш взгляд, теоретико-информационные характеристики удачно подходят для математического описания секретов. Поэтому определим невидимость со стороны U скрытого канала $X \mapsto Z$ в терминах этих характеристик. Пусть [3, 4]

$$I_s(X, Y) = H_s(Y) - H_s(Y | X)$$

есть средняя взаимная информация схем X и Y , где

$$H_s(Y) = \sum_{y \in Y} Q_s(y) \log_2 Q_s(y),$$

$$H_s(Y | X) = \sum_{x \in X, y \in Y} P(x, y) \log_2 \frac{P(x, y)}{P_X(x)}.$$

Кроме того,

$$I_s(X, Y | Z) = H_s(Y | Z) - H_s(Y | X, Z)$$

— средняя взаимная информация схем X и Y при условии Z , где

$$H_s(Y | Z) = \sum_{z \in Z, y \in Y} P(y, z) \log_2 \frac{P(y, z)}{Q_s(z)},$$

$$H_s(Y | X, Z) = \sum_{x \in X, y \in Y, z \in Z} P(x, y, z) \log_2 \frac{P(x, y, z)}{P(x, y)},$$

$H_s(Y)$, $H_s(Y | Z)$, $H_s(X | X, Z)$ — энтропия и условные энтропии схемы Y при условии Z и (Z, X) , P без индекса означает, что распределение относится к нескольким схемам.

Определение 1. Субъект U не видит в состоянии s скрытый канал $X \mapsto Z$ тогда и только тогда, когда

$$I_s(X, Y) = I_s(X, Y | Z).$$

Данное определение интерпретируется следующим образом. Если A_2 получает сообщение $z \in Z$ и не хочет, чтобы этот факт стал заметен субъекту U , то информационный поток от X к Y должен оставаться таким же, как в случае, когда канала $X \mapsto Z$ просто нет. Положим

$$\{y, z\}_s = \{x: \lambda(x, s) = y, g(x) = z\}.$$

Лемма 1. Субъект U не видит в состоянии s скрытый канал $X \mapsto Z$ тогда и только тогда, когда распределения P_X удовлетворяют условию: при всех $y \in Y$ и $z \in Z$

$$P_X(\{y, z\}_s) = Q_s(y)P_Z(z). \quad (1)$$

Доказательство. В силу функциональной зависимости y и z от x , для любого s

$$H_s(Y | X, Z) = H_s(Y | X, g(X)) = H_s(Y | X) = 0.$$

Поэтому

$$I_s(X, Y) = I_s(X, Y | Z) \iff H_s(Y) = H_s(Y | Z).$$

Равенство

$$H_s(Y, Z) = H_s(Y) + H_s(Z)$$

согласно [4] эквивалентно утверждению, что для каждого (y, z) выполняется (1), что и требовалось доказать.

Когда $|\{y, z\}| = 1$ для всех $y \in Y$ и $z \in Z$, в случае невидимого скрытого канала мера на X задается соотношениями

$$P_X(x) = Q_s(y)P_Z(z), \quad x \in X, \quad (2)$$

где

$$y = \lambda(x, s), \quad z = g(x).$$

Значит, можно считать, что $X = Y \times Z$ и мера на X определена формулой (2).

Теперь рассмотрим случай, когда начальное состояние s автомата A_1 не фиксировано. Нас интересует вопрос о возможности построения канала, невидимого для U при всех s . Для каждого $s \in S$ определена функция $y = \lambda(x, s)$ и определено понятие невидимости канала $X \mapsto Z$ при начальном состоянии s . Как показывает следующий пример, одновременно для всех s скрытого канала может не быть.

Пример 1. Пусть

$$S = \{s_1, s_2\}, \quad X = \{0, 1\}^2, \quad Y = \{0, 1\}, \quad Z = \{0, 1\}$$

Таблица 1.

x	$\lambda(x, s_1)$	$\lambda(x, s_2)$	$g(x)$
00	0	1	0
01	0	1	1
10	1	0	0
11	1	0	1

Таблица 2.

x	$\lambda(x, s_1)$	$\lambda(x, s_2)$	$g(x)$
00	0	1	0
01	1	1	1
10	0	0	0
11	1	0	1

и на X задана равновероятная мера. Таблицы 1 и 2 определяют все параметры двух вариантов систем $\{A1, A2\}$, из которых первая имеет для всех состояний невидимый скрытый канал, а для второй невидимый скрытый канал есть только для s_2 .

В случае, представленном таблицей 1,

$$\begin{aligned} H_{s_1}(Y) = I_{s_1}(X, Y) = 1, & \quad H_{s_1}(Y | Z) = I_{s_1}(X, Y | Z) = 1, \\ H_{s_2}(Y) = I_{s_2}(X, Y) = 1, & \quad H_{s_2}(Y | Z) = I_{s_2}(X, Y | Z) = 1, \end{aligned}$$

так что для состояний s_1 и s_2 канал $X \mapsto Z$ невидим для U .

В случае, представленном таблицей 2,

$$\begin{aligned} H_{s_1}(Y) = I_{s_1}(X, Y) = 1, & \quad H_{s_1}(Y | Z) = I_{s_1}(X, Y | Z) = 0, \\ H_{s_2}(Y) = I_{s_2}(X, Y) = 1, & \quad H_{s_2}(Y | Z) = I_{s_2}(X, Y | Z) = 1, \end{aligned}$$

так что в состоянии s_2 канал $X \mapsto Z$ невидим для U , а в состоянии s_1 канал $X \mapsto Z$ видим для U .

Теорема 1. Пусть для любых $s \in S$, $y \in Y$, $z \in Z$

$$|\{y, z\}_s| = 1. \quad (3)$$

Скрытый канал $X \mapsto Z$, невидимый для U при всех $s \in S$, существует тогда и только тогда, когда выполняются следующие условия.

- (1) Существует $s_0 \in S$, для которого существует скрытый канал $X \mapsto Z$, невидимый для U .
- (2) Для любого $s \neq s_0$ из S совпадают множества значений вероятностей:

$$\{Q_s(y)\} = \{Q_{s_0}(y)\}. \quad (4)$$

Доказательство. Чтобы доказать достаточность, возьмем произвольное $s \neq s_0$ и докажем, что в этом состоянии U не видит канал $X \mapsto Z$. Так как при s_0 существует канал $X \mapsto Z$, невидимый для U , используя (3) и лемму 1 получим, что для любого $x \in X$

$$P_X(x) = P_X(\{\lambda(x, s_0), g(x)|_{s_0}\}) = Q_{s_0}(y)P_Z(z). \quad (5)$$

Пусть $Y = \{y_1, \dots, y_n\}$. Выберем произвольное $z \in Z$. Из (3) следует, что существуют различные элементы $x_1, \dots, x_n$ из X такие, что

$$x_1 = \{y_1, z\}_{s_0},$$

...

$$x_n = \{y_n, z\}_{s_0}.$$

Эти соотношения определяют взаимно однозначное соответствие между множеством $g^{-1}(z)$ и Y . Для $s \neq s_0$

$$\lambda(x_1, s) = y_{i_1}, \dots, \lambda(x_n, s) = y_{i_n}. \quad (6)$$

Опять из условия (3) следует, что в ряду (6) все образы различны, а это определяет еще одно взаимно однозначное соответствие между Y и $g^{-1}(z)$. Используя (5), получаем, что для всех $j = 1, \dots, n$

$$P(\lambda(x_j, s) = y_{i_j} \mid g(x_j) = z) = \frac{P_X(x_j)}{P_Z(z)} = Q_{s_0}(y_j). \quad (7)$$

Из (4) следует, что $H_s(Y) = H_{s_0}(Y)$. Из (7) и (3) следует, что

$$H_s(Y \mid Z) = \sum_{z \in Z} P_Z(z) H_s(Y) = H_s(Y),$$

что доказывает достаточность.

Докажем необходимость. Очевидно, что первое условие выполняется. В силу леммы 1 и условия (3) для любых $s \in S$ и $x \in X$

$$P_X(x) = Q_s(y)P_Z(z), \quad y = \lambda(x, s), \quad z = g(x). \quad (8)$$

Фиксируем $s_0 \in S$, $z \in Z$ и будем для определенности считать, что

$$g^{-1}(z) = \{x_1, \dots, x_n\},$$

так что $x_i = \{y_i, z\}_{s_0}$ при $i = 1, \dots, n$.

Тогда, используя взаимно однозначное соответствие $y_{i_j} = \lambda(x_j, s)$, $j = 1, \dots, n$, между Y и $g^{-1}(z)$, получим, что

$$P_X(x_j) = Q_s(y_{i_j})P_Z(z) = Q_{s_0}(y_j)P_Z(z). \quad (9)$$

Так как при $i = 1, \dots, n$ значения $\lambda(x_i, s)$ и $\lambda(x_i, s_0)$ пробегают все Y , из (9) получаем (4). Теорема доказана.

Рассмотрим два примера скрытых каналов, когда можно проверить и доказать их невидимость.

Рис. 1.

Пример 2. Пусть компьютерная система $A1$ получает задание извне по сети связи и, следовательно, допускает иерархическую декомпозицию [1] по крайней мере на два или более уровней (например, модель OSI или 4-хуровневая модель TCP/IP). Для таких систем верхний (прикладной) уровень не видит, что происходит на нижних уровнях, так как нижние уровни отвечают за организацию связи. Вместе с тем, вся информация верхних уровней проходит через подсистему нижнего уровня. Здесь отфильтровываются и отбрасываются данные, которые управляют связью. Поэтому моделью, связанной с сетью компьютерной системы $A1$, можно считать представленное на рисунке последовательное соединение двух автоматов $A1 = (A1', A1'')$, где $A1''$ — прикладной уровень, а $A1'$ отвечает совокупности уровней организации связи.

Для всех входных сообщений x имеет место следующее представление в виде двух независимых частей: $x = (x', x'')$, где x' предназначено для организации связи, а x'' — это информация для прикладного процесса. Контрольный процесс U находится на прикладном уровне и наблюдает функцию $y = \lambda''(x'', s'')$, где s'' — состояние автомата $A1''$, y — элемент выходного алфавита Y автомата $A1''$, λ — это функция выхода автомата $A1''$, зависящая от входного задания x'' и состояния s'' автомата $A1''$. Другими словами, выходная функция λ автомата $A1$, находящегося в состоянии s , имеет вид

$$y = \lambda((x', x''), s) = \lambda''(x'', s'').$$

Обмен сообщениями на прикладном и обслуживающем связь уровнях системы $A1$ с другим абонентом сети можно считать независимым в статистическом смысле, то есть

$$P(x', x'') = P(x')P(x'').$$

В этом случае, согласно лемме 1, канал служебной информации $X \mapsto X'$ невидим на верхнем уровне для получателя U сообщения x'' при любом состоянии s автомата $A1$, то есть

$$I_s(X, X'') = I_s(X, X'' | X').$$

Поэтому для любого s'' наблюдатель U не видит канал $X \mapsto X'$. Поэтому для нелегального автомата $A2$, берущего информацию из потока сообщений на уровне организации связи, любой скрытый канал $X' \mapsto Z$, определяемый переводчиком $z = g(x')$, будет невидим для U при любом s'' , так как (см. [5])

$$I_s(X, X'') \geq I_s(X, X'' | g(X')) \geq I_s(X, X'' | X').$$

Например, если в X' есть синонимы, выполняющие одну и ту же роль, но записываемые различно, то это различие может быть использовано переводчиком

команд для управления нелегальным автоматом A_2 , который распознает эти синонимы. Если бы U находился на нижнем уровне, то увидеть этот скрытый канал было бы возможно, однако на верхнем уровне этот канал невидим.

Пример 3. Пусть A_1 в ходе функционирования часто попадает в состояние s_0 . Предположим, что противник, формируя задания для компьютерной системы A_1 , знает, когда после выполнения очередного задания она должна перейти в состояние s_0 . Будем считать, что при последовательности случайных заданий $X_1, X_2, \dots$ среднее относительной частоты появления состояния s_0 равно $p > 0$. Тогда наличия скрытого канала, не видимого для U в состоянии s_0 , достаточно, чтобы построить невидимый для U скрытый канал управления автоматом A_2 с пропускной способностью $pH(Z)$. Если A_1 находится в состоянии s_0 , то среднее количество информации, переданное по каналу $X \mapsto Z$, равно $H(Z)$. Если состояние автомата A_1 есть $s \neq s_0$, то количество переданной информации равно нулю. В силу независимости подаваемых заданий по каналу $X \mapsto Z$ количество информации от источника к получателю за n заданий равно $tH(Z)$, где t — число появлений состояния s_0 . В среднем количество переданной информации равняется $npH(Z)$. Значит, в среднем на одно сообщение приходится $pH(Z)$ бит информации для нелегального автомата A_2 .

Список литературы

1. Грушо А. А., Тимонина Е. Е. *Теоретические основы защиты информации*. Яхтсмен, Москва, 1996.
2. Schneier B. *Applied Cryptography. Protocols, Algorithms and Source Code in C*. Wiley, New York, 1996.
3. Шеннон К. *Работы по теории информации и кибернетике*. ИЛ, Москва, 1963.
4. Вольфовиц Д. *Теоремы кодирования теории информации*. Мир, Москва, 1967.

Статья поступила 03.12.1997.