Math-Net.Ru

Общероссийский математический портал

А. А. Грушо, Е. Е. Тимонина, Оценка времени, требуемого для организации скрытого канала, *Дискрет. матем.*, 2003, том 15, выпуск 2, 40–46

DOI: <https://doi.org/10.4213/dm191>

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: 3.95.254.165

26 апреля 2023 г., 17:24:58

Оценка времени, требуемого для организации скрытого канала

© 2003 г. А. А. Грушо, Е. Е. Тимонина

В работе построена математическая модель скрытого канала взаимодействия агентов в глобальной сети и в закрытом сегменте локальной сети. Канал передает информацию через устройство защиты, работающее по принципу IPsec с использованием инкапсулирования и шифрования пакетов. В работе анализируется асимптотика времени обучения агента языку передачи данных. Доказано, что если число n узлов в произвольном сегменте и число m сегментов стремятся к бесконечности, то при определенных соотношениях параметров время обучения есть $O(m^2 n \ln n)$.

Работа выполнена при поддержке Российского фонда фундаментальных исследований, проект 01-01-00895.

Целью данной работы является демонстрация возможностей скрытого управления агентами в защищенной вычислительной среде в условиях, когда при построении защиты слабо учитываются угрозы существования скрытых каналов [2, 5]. Данная работа не содержит описания всех возможных скрытых каналов для управления агентами в защищенной среде, мы лишь приводим математические модели, в рамках которых доказывается возможность существования таких каналов в различных ситуациях, и изучаем различные свойства таких каналов.

Построению скрытых каналов в среде Интернет посвящен целый ряд работ. Наиболее близкой к нашим целям является работа [3]. В ней показано, что с помощью упорядочивания адресов потока пакетов в Интернет трафике можно построить скрытый канал с высокой пропускной способностью ($\log_2 k!$, где k — длины упорядоченных цепочек пакетов). В отличие от [3] нас интересует возможность преодоления устройств защиты, помещенных между закрытым сегментом локальной сети и глобальной сетью (например, Интернет).

Пусть имеется $m + 1$ сегментов локальных вычислительных сетей, $S_0, S_1, \dots, S_m$, в каждом из которых имеются рабочие станции со своими локальными адресами и шлюзы, соединяющие локальные сети с глобальной сетью (например, Интернет). Пусть $s_0, s_1, \dots, s_m$ — адреса шлюзов сегментов локальных вычислительных сетей $S_0, S_1, \dots, S_m$, которые представляют эти сегменты в глобальной сети. Мы считаем, что для общения между собой рабочие станции различных сегментов используют виртуальную частную сеть (VPN), которая работает следующим образом. Пакет от рабочей станции с адресом x в сегменте S_i должен быть передан на рабочую станцию с адресом y в сегменте S_j . Пакет передается следующим образом:

- от машины с адресом x к машине $PC(i, 1)$ в сегменте S_i ;

- далее пакет попадает на узел защиты $УЗ(i)$, в котором пакет шифруется и инкапсулируется в пакет (пакеты) с адресом отправителя s_i и адресом получателя s_j , пакеты имеют одинаковую длину и другие одинаковые параметры;
- инкапсулированный пакет из $УЗ(i)$ попадает на хост глобальной сети $PC(i, 2)$, который направляет его через глобальную сеть на аналогичный хост $PC(j, 2)$;
- далее пакет направляется на узел защиты $УЗ(j)$, на выходе которого восстанавливается исходный пакет, посланный от x к y , этот пакет поступает на $PC(j, 1)$;
- $PC(j, 1)$ отправляет пакет к абоненту y в сегмент S_j .

Предполагается, что в глобальной сети и в каждом сегменте $S_0, S_1, \dots, S_m$ имеются программно-аппаратные агенты нарушителя безопасности, которые для выполнения своих враждебных функций должны получать инструкции от нарушителя из глобальной сети (НГС). Будем считать, что нарушитель глобальной сети полностью контролирует компьютеры $PC(j, 2)$, $j = 0, 1, \dots, m$. Программно-аппаратные агенты нарушителя внутри сегментов локальной сети $S_0, S_1, \dots, S_m$ контролируют соответственно компьютеры $PC(j, 1)$, $j = 0, 1, \dots, m$. Мы считаем, что узлы защиты $УЗ(i)$ сделаны правильно, так что никто из нарушителей не может контролировать эти узлы. Таким образом, управление программно-аппаратным агентом в любом из сегментов со стороны нарушителя из глобальной сети связано с построением канала связи от $PC(j, 2)$ к $PC(j, 1)$. Утечка информации связана с построением канала от $PC(j, 1)$ к $PC(j, 2)$. Представляет интерес построение таких способов передачи данных через Интернет, которые позволяют передавать скрытые сообщения через маршрутизаторы сети.

Все машины сегмента локальной сети не знают адреса $s_0, s_1, \dots, s_m$. Также ни один из хостов глобальной сети (в частности, все машины $PC(j, 2)$, $j = 0, 1, \dots, m$) не знает внутренние адреса сегментов. В силу того, что шифрование и вычисление кодов аутентификации происходит на узлах защиты, нарушитель не может построить канал связи взаимодействия с программно-аппаратным агентом сегмента, используя шифртекст или служебные атрибуты пакетов. Таким образом, мы предполагаем, что единственными зависимыми параметрами, известными на $PC(j, 2)$ и $PC(j, 1)$ для входного потока пакетов, являются адреса отправителя пакетов. При передаче пакетов от $PC(j, 1)$ к $PC(j, 2)$ единственными параметрами являются адреса получателей пакетов. Эта зависимость выражается в виде функции $s = f(a)$, которая отображает множество $\{a\}$ внутренних адресов каждого сегмента на внешний адрес s соответствующего шлюза. Всего у сегмента S_0 возможно $S_1 \cup \dots \cup S_m$ адресов, $M = \sum_{i=1}^m |S_i|$, где $|S_i|$ — число элементов в множестве S_i , $i = 1, \dots, m$.

Рассмотрим задачу построения сообщений, которые могут активизировать агента в $PC(0, 1)$. Для этого необходимо передать полубит информации, который может быть распознан отслеживающей системой агента в $PC(0, 1)$. Простейший способ состоит в следующем. Множество $S = \{s_1, \dots, s_m\}$ делим на две части $S(1)$ и $S(2)$ таким образом, что интенсивности входных потоков от отправителей из $S(1)$ приблизительно совпадают с интенсивностью потока от отправителей из $S(2)$. Пусть $PC(0, 2)$ посылает пакеты на $УЗ(0)$ по очереди из $S(1)$ и $S(2)$. Отслеживающая система агента в $PC(0, 1)$ вычисляет расстояния между пакетами, приходящими из одного адреса независимо от получателя пакетов. Если пакеты в $УЗ(0)$ посылаются по указанному выше правилу, то все вычисленные расстояния — четные (за исключением ошибок, связанных с вставкой или потерей пакетов). Если мы предполагаем, что ошибок мало, то превышение числа четных рассто-

яний заданного порога может рассматриваться, как указание агенту активизироваться и начать следующий этап получения указаний от нарушителя в глобальной сети.

Второй этап передачи информации от нарушителя из глобальной сети к своему агенту в $PC(0, 1)$ состоит в передаче натурального числа $k \geq 2$. Передача числа k происходит аналогично запуску программно-аппаратного агента в $PC(0, 1)$. В этом случае все адреса делятся на k классов, приблизительно совпадающие по суммарной интенсивности. Передача приходящих пакетов происходит таким образом, чтобы расстояние между одинаковыми адресами s было кратно k .

Третий этап передачи информации от нарушителя из глобальной сети к своему агенту в $PC(0, 1)$ состоит в обучении. Мы считаем, что множество S линейно упорядочено так, что $s_1 < s_2 < \dots < s_m$. Процедура обучения необходима для того, чтобы максимально полно восстановить на $PC(0, 1)$ порядок $\leq$ на множестве $f^{-1}(S)$. При этом мы считаем, что если x и y принадлежат $f^{-1}(s)$, то $x = y$. Процедура обучения состоит в следующем. $PC(0, 2)$, получив очередные k пакетов с адресами $s_{i_1}, s_{i_2}, \dots, s_{i_k}$, упорядочивает их в соответствии с отношением $\leq$ (меньше либо равно) и посылает данные пакеты на узел защиты для последующей передачи $PC(0, 1)$. Мы считаем, что $PC(0, 1)$ обладает большими вычислительными возможностями для того, чтобы в реальном масштабе времени проводить сопоставление полученных данных и восстанавливать порядок $\leq$ на $f^{-1}(S)$. Время обучения — это число упорядоченных наборов из k адресов каждый, которые нужно передать для восстановления в $PC(0, 1)$ информации об упорядочении адресов из множества S в такой степени, чтобы можно было с большой степенью уверенности читать информацию, передаваемую от $PC(0, 2)$ к $PC(0, 1)$, то есть за это время порядок должен быть восстановлен в той степени, чтобы можно было передавать информацию упорядоченными k -группами адресов.

На четвертом этапе происходит передача информации с помощью кодирования 1 возрастающей последовательностью k адресов, которые формируются на $PC(0, 2)$, и кодирования 0 убывающей последовательностью k адресов, которые формируются на $PC(0, 2)$. В том случае, если комбинация очередных k адресов состоит из одного адреса s , данная последовательность передается в любом порядке и не несет никакой информации. Аналогично, комбинации одинаковых адресов s в очередных k пакетах между собой не упорядочиваются. Передача начинается с посылки векторов из 0, после этого может быть использован любой, например, префиксный код, начинающийся с 1. Передача заканчивается последовательностью из 1, которая продолжается до посылки следующего сообщения.

Оценим время N обучения программного агента в $PC(0, 1)$ согласно процедуре третьего этапа, описанного выше. Формализуем и упростим задачу следующим образом. Будем считать, что все исходные адреса из S представляются независимо друг от друга и равновероятно. Пусть $k = 2$. Ясно, что при $k > 2$ время обучения не превосходит это время для $k = 2$. Для простоты считаем, что мощности всех сегментов равны: $|S_1| = \dots = |S_m| = n$. Будем называть упорядоченные пары при обучении дугами, тогда на множестве $S = S_1 \cup \dots \cup S_m$ агент $PC(0, 1)$ видит случайный граф G на M вершинах с N ориентированными дугами. Дуги появляются независимо друг от друга, и вероятность каждой дуги равна $(1/n^2) (m + \binom{m}{2})$. Обозначим через G/S_i , $i = 1, \dots, m$, ограничение графа G на множество S_i вершин, $i = 1, \dots, m$.

Теорема 1. Пусть $n, m \rightarrow \infty$ так, что $m = O(n^\delta)$, где $0 < \delta < 1/2$. Тогда существует константа $b > 0$ такая, что при $N \geq b m^2 n \ln n$ вероятность восстановления порядка стремится к 1.

Для доказательства теоремы потребуются следующие леммы.

Лемма 1. Пусть графы G/S_i , $i = 1, \dots, t$, сильно связны и для каждого $i = 1, \dots, t-1$ существует, по крайней мере, одна дуга, соединяющая вершину из множества S_i с вершиной из множества S_{i+1} . Тогда порядок $\leq$ на множестве S восстанавливается полностью.

Доказательство. Для любой пары (x, y) , $x \leq y$, по условиям леммы в графе G существует ориентированный путь из x в y . Транзитивное замыкание этого пути восстанавливает отношение $x \leq y$, что и требовалось доказать.

При $i = 1, \dots, t$ рассмотрим случайные графы $G/S_i(p)$ на n различных вершинах, в которых дуги появляются независимо друг от друга с вероятностью p .

Лемма 2. Если $n, t \rightarrow \infty$ так, что $t = O(n^\delta)$, где $0 < \delta < 1/2$, то существует такое $b > 0$, что при $p \geq b \ln n/n$ вероятность того, что все графы $G/S_i(p)$, $i = 1, \dots, t$, сильно связны, не меньше, чем $n^{-\varepsilon}$ для некоторого $\varepsilon > 0$.

Доказательство. Для доказательства леммы фиксируем произвольную пару вершин (x, y) из S_i и оценим вероятность достижимости из x вершины y в графе $G/S_i(p)$. Для этого рассмотрим следующий способ построения графа $G/S_i(p)$. Сначала построим граф $G/(S_i \setminus \{y\})(p)$ на множестве $S_i \setminus \{y\}$. Затем независимо друг от друга построим дуги, соединяющие множество $S_i \setminus \{y\}$ и y при условии, что граф на множестве $S_i \setminus \{y\}$ фиксирован. Из оценок в работе [4] следует, что для любого фиксированного x при $p \geq \alpha/(n-1)$, $\alpha > 0$, в графе $G/S_i(p)$ для больших n с вероятностью, не меньшей $1 - K\theta^n$ для некоторых $K > 0$, $0 < \theta < 1$, существует cn при некотором c , $0 < c < 1$, достижимых из x вершин. Тогда условная вероятность того, что из заданного набора достижимых в графе $G/(S_i \setminus \{y\})(p)$ из x вершин нет ни одной дуги в y , асимптотически не превосходит $(1-p)^{cn}$. Выбором b при $p = b \ln n/n$ мы можем сделать эту вероятность асимптотически не большей, чем n^{-3} . В силу независимости появления дуг вероятность недостижимости из вершины x вершины y не будет превосходить $K\theta^n + n^{-3}$. Тогда вероятность того, что в графе $G/S_i(p)$ существует по крайней мере одна пара (x, y) , для которой y не достижим из x , асимптотически не превосходит $1/n$. Отсюда следует, что вероятность того, что хотя бы один граф из $G/S_i(p)$, $i = 1, \dots, t$, асимптотически не является связным, не превосходит $n^{-1+\delta}$. Лемма доказана.

Пусть N_i , $i = 1, \dots, t$, — число дуг из N в графе G , которые попали на множество S_i ; N_{ij} , $i < j$, — число дуг, которые соединяют множества S_i и S_j . Рассмотрим условное распределение ограничения графа G на множества $S_1, \dots, S_m$ при фиксированных $N_1, \dots, N_m$. Тогда на каждом множестве S_i индуцируется случайный ориентированный мультиграф с петлями с N_i дугами, причем все N_i дуг попадают на каждое из возможных мест независимо друг от друга с вероятностью $1/n^2$. Рассмотрим отображение φ множества всех мультиграфов $\{G'\}$ на n вершинах с N_i дугами в множество ориентированных графов на тех же вершинах без петель и параллельных дуг, которое определяется следующим образом. В образе $\varphi(G')$ есть дуга (x, y) тогда и только тогда, когда в графе G' есть хотя бы одна дуга (x, y) , а петли исключаются. Если при случайном выборе G' из множества $\{G'\}$ каждая дуга может попасть равновероятно на любое из n^2 мест независимо друг от друга, то функция φ порождает на соответствующем множестве графов вероятностное распределение. Это вероятностное распределение обладает следующими свойствами.

(1) Все дуги в графе $\varphi(G')$ появляются независимо друг от друга. В самом деле, появление дуги (x, y) в графе $\varphi(G')$ определяется только дугами (x, y) в графе G' и, тем самым, не зависит от появления всех остальных дуг в графе G' . Следовательно, появление дуги (x, y) в графе $\varphi(G')$ не зависит от появления других дуг в графе $\varphi(G')$.

(2) Все дуги в графе $\varphi(G')$ появляются с одинаковой вероятностью p , которая определяется из соотношения

$$1 - p = (1 - 1/n^2)^{N_i}.$$

Если $N_i \geq bn \ln n$, то $p \geq b \ln n / n$.

(3) Если граф $\varphi(G')$ сильно связан, то граф G' также сильно связан. В самом деле, из существования ориентированного пути от вершины x к вершине y в графе $\varphi(G')$ следует, что такой же путь существует в графе G' .

Таким образом, если $N_i \geq bn \ln n$, то из леммы 2 следует, что граф $\varphi(G')$ с вероятностью, стремящейся к 1, сильно связан. И если все $N_i \geq bn \ln n$, то условные распределения при условиях $\{N_i\}$ таковы, что при этих распределениях вероятность сильной связности всех графов G/S_i , $i = 1, \dots, m$, стремится к 1.

Лемма 3. Если $N, n, m \rightarrow \infty$ так, что $m = O(n^\delta)$, где $0 < \delta < 1/2$, то существует такое $C > 0$, что при $N/(m^2 n \ln n) \geq C$ с вероятностью, стремящейся к 1, $N_i/(n \ln n) \geq b$ для всех $i = 1, \dots, m$.

Доказательство. В условиях, когда $|S_i| = n$, $i = 1, \dots, m$, случайные величины $\{N_i, N_{ij}\}$ распределены как частоты в равновероятной схеме размещения N различных дробин (дуг) в $m + \binom{m}{2}$ различных ящиков (соответствующих множествам S_i и парам (S_i, S_j)). Это следует из того, что для каждого таким образом определенного ящика существует ровно n^2 возможных дуг, каждая из которых в исходной схеме появляется с вероятностью $1/n^2$. Тогда по неравенству Чебышева

$$\mathbf{P} \left(\bigcup_{i=1}^m \left(\left| N_i - N / \left(m + \binom{m}{2} \right) \right| > \varepsilon \sqrt{N} \right) \right) \leq \frac{mN (1 - 1/(m + \binom{m}{2}))}{(m + \binom{m}{2}) N \varepsilon^2} = O \left(\frac{1}{m \varepsilon^2} \right).$$

Отсюда следует, что в условиях леммы с вероятностью, стремящейся к 1, для всех $i = 1, \dots, m$

$$N_i \geq N / \binom{m}{2} - \varepsilon \sqrt{N} \geq \frac{3N}{2m^2}.$$

Тогда при $N/(m^2 n \ln n) \geq 2b/3$ из предыдущего неравенства получаем, что для всех $i = 1, \dots, m$ в асимптотических условиях леммы $N_i/(n \ln n) \geq b$, $i = 1, \dots, m$, с вероятностью, стремящихся к 1. Лемма доказана.

Лемма 4. Если $N, n, m \rightarrow \infty$ так, что $m = O(n^\delta)$, где $0 < \delta < 1/2$, то при $N/(m^2 n \ln n) \geq C$, $C > 0$, с вероятностью, стремящейся к 1, $N_{i,i+1} \geq 1$ для всех $i = 1, \dots, m-1$.

Доказательство. По неравенству Чебышева, как и в лемме 6,

$$\mathbf{P} \left(\bigcup_{i=1}^{m-1} \left(\left| N_{i,i+1} - N / \left(m + \binom{m}{2} \right) \right| > \varepsilon \sqrt{N} \right) \right) = O \left(\frac{1}{m \varepsilon^2} \right).$$

Отсюда следует утверждение леммы.

Объединяя полученные выше оценки, получаем утверждение теоремы.

Если $PC(0, 2)$ знает приблизительно число $M = |S|$, то он может оценить время обучения величиной $O(M \ln M)$.

Рассмотрим случай, когда $n \rightarrow \infty$, а m фиксировано. Тогда имеет место следующая теорема.

Теорема 2. Если $n \rightarrow \infty$, m фиксировано и отношение $N/(n \ln n) \geq C$ при некотором $C > 0$, то с вероятностью, стремящейся к 1, порядок $\leq$ восстанавливается.

Доказательство. Из теоремы Крамера [1] следует, что вектор случайных величин $(\dots, N_i, \dots, N_{ij}, \dots)$ имеет асимптотически нормальное распределение. Из этого утверждения следуют необходимые асимптотические неравенства $N_i \geq bn \ln n$ и $N_{i,i+1} \geq 1$. Тогда при выполнении условий теоремы 2, используя результаты, полученные при доказательстве теоремы 1, находим, что с вероятностью, стремящейся к 1, графы G/S_i , $i = 1, \dots, m$, сильно связны и существует, по крайней мере, одна дуга, связывающая S_i с S_{i+1} , $i = 1, \dots, m$. Теорема доказана.

Если агент в $PC(0, 1)$ априори запрограммирован так, что всю посылаемую информацию (как при обучении, так и при передаче данных) он посылает обратно, то процесс обучения значительно сокращается. Этому способствует адаптация агентов $PC(0, 2)$ к полученным от $PC(0, 1)$ результатам обучения, или $PC(0, 1)$ дает знание, когда надо повторно передать байт. При наличии обратной связи, а также в том случае, когда после обучения агент в $PC(0, 2)$ передаст агенту в $PC(0, 1)$ программу пересылки информации из закрытого сегмента в глобальную сеть с помощью построенного языка, $PC(0, 1)$ может передавать через скрытый канал любую конфиденциальную информацию в глобальную сеть, минуя узел защиты.

Естественным желанием является построение защиты от данного канала с помощью вставки на случайные места неинформативных пакетов со случайными адресами, которые агенты не могут отличить от информативных. Однако, как показывает следующий пример, такую защиту можно преодолеть. Пусть s_1, s_2 — два возможных адреса отправителя, $k, n/2 < k < n$, адресов s_1 без вкраплений адреса s_2 считается единицей, а $k, n/2 < k < n$, адресов s_2 без вкраплений адреса s_1 считается нулем. Серии адресов s_1 или s_2 длины, меньшей $n/2 - 1$, не воспринимаются как передаваемые символы. Пусть агенты в $PC(0, 1)$ и $PC(0, 2)$ знают этот язык, и пусть для простоты сообщения передаются из закрытого сегмента локальной сети от агента $PC(0, 1)$ через агента $PC(0, 2)$ в глобальную сеть. Остальные пакеты и генерируемые узлом защиты ложные пакеты располагаются в промежутках между пакетами с адресом s_1 , когда передается вектор пакетов, соответствующий передаче 1 по скрытому каналу, или в промежутках между пакетами с адресом s_2 , когда передается вектор пакетов, соответствующий передаче 0 по скрытому каналу, или в других местах. То есть, скрытой передачи нет, если после вычеркивания всех адресов, кроме адресов s_1 и s_2 , нет серий адресов s_1 и s_2 длины, большей $n/2$. Если такая серия длины, большей $n/2$, из пакетов с адресами s_1 есть, то это означает передачу 1 по скрытому каналу. Аналогично, если есть серия длины, большей $n/2$, из пакетов с адресами s_2 , то это означает передачу 0 по скрытому каналу.

Пусть при передаче пакетов кроме пакетов с адресами, отличными от s_1 и s_2 , случайно и равновероятно выбираются r адресов, по которым посылаются ложные пакеты. Рассмотрим условия, при которых предложенная схема устойчива к случайным вставкам. Вероятность появления более одного раза пакета с адресом s_1 в серии пакетов с адресом s_2 , соответствующей передаваемому по скрытому каналу 0, равна P и определяется из

условия

$$1 - P = (1 - 1/m)^r + (r/m)(1 - 1/m)^{r-1} \geq 1 - (r - 1)r/m^2.$$

Если отношение r/m мало, то появление не более одной вставки пакета с адресом s_1 не снижает читаемость кода 0 при передаче по скрытому каналу, так как остается серия из пакетов с адресом s_2 , длины, большей $n/2$. Поскольку в этом случае мы предполагаем маловероятным появление более одной вставки пакетов с адресом s_1 , появления ложных 0 в сообщении по скрытому каналу не будет.

Таким образом, случайные вставки r ложных пакетов не исключают чтения сообщения по скрытому каналу.

Список литературы

1. Крамер Г., *Математические методы статистики*. Мир, Москва, 1975.
2. Тимонина Е. Е., Скрытые каналы (обзор). *JetInfo* (2002) №11, 3–11.
3. Ahsan K., Kundur D., Practical data hiding in TCP/IP. *Workshop Multimedia and Security ACM Multimedia'02*, Juan-les-Pins, French Riviera, 2002.
4. Ajtai M., Komlos J., Szemerédi E., The longest path in a random graph. *Combinatorica* (1981) 1, 1–12.
5. *A guide to understanding covert channel analysis of trusted systems* NCSC TG-030. National Computer Security Center, Fort George G. Meade, Maryland 20755-6000, 1993.

Статья поступила 05.04.2003.