

Анонимная сеть «Hidden Lake»

Коваленко Геннадий Александрович

Аннотация. Сеть Hidden Lake, являясь по природе своей QВ-сетью, представляет собой также ряд новых архитектурных решений, ранее не применявшихся в строении анонимных систем. Базируясь на принципе микросервисной архитектуры, таковая сеть может не только добавлять, но также и удалять функции по мере своей необходимости, никак не изменяя при этом общий механизм работы. Базируясь на слепой маршрутизации и полном шифровании сообщений, таковая сеть связывает всех узлов в системе, не позволяя применять долговременное наблюдение за связями и фактом коммуникации. Понимание общих принципов работы сети на базе её математических моделей способно дать не только оценку корректности функционирования всей системы, но и также возможный вектор развития будущих анонимных коммуникаций.

Ключевые слова: скрытые системы; анонимные сети; децентрализованные сети; теоретически доказуемая анонимность; qв-задача; микросервисная архитектура; стек протоколов gr/12; сеть hidden lake; постквантовая криптография;

Содержание

1. Введение.....	1
2. QВ-задача.....	2
2.1. Недостатки QВ-сетей.....	8
2.2. Активные наблюдения.....	9
2.3. Сравнение с другими задачами.....	12
3. Функция шифрования.....	13
3.1. Первый этап шифрования.....	13
3.2. Второй этап шифрования.....	14
4. Сетевое взаимодействие.....	15
4.1. Микросервисная архитектура.....	16
4.2. Стек протоколов «GP/12».....	18
5. Программная реализация.....	20
5.1. Структурные параметры.....	20
5.2. Конфигурационные параметры.....	23
6. Заключение.....	26

1. Введение

Анонимная сеть Hidden Lake (HL) - это децентрализованная F2F (friend-to-friend) [1] анонимная сеть с теоретической доказуемостью [2, с.49]. В отличие от известных анонимных сетей, подобия Tor, I2P, Mixminion, Crowds и т.п., сеть HL способна противостоять атакам

глобального наблюдателя. Сети Hidden Lake для анонимизации своего трафика не важны такие критерии как: 1) уровень сетевой централизации, 2) количество узлов, 3) расположение узлов и 4) связь между узлами в сети, что делает таковую систему абстрактной [2, с.144].

2. QB-задача

Задача на базе очередей (QB - Queue Based) [2 с.149] представляет собой ядро анонимной сети Hidden Lake за счёт которого формируется теоретически доказуемая анонимность. QB-сети представляют собой одну из наиболее простых задач анонимизации в плане программной реализации¹, в сравнении с другими представителями теоретической доказуемости в лице DC (Dining Cryptographers) [3, с.225] и EI (Entropy Increase) [2, с.165] - сетей. Формально QB-сеть можно описать системой следующего вида:

$$QB-net = \Sigma_{i=1}^n (T = \{t_i\}, K = \{k_i\}, C = \{(c \in \{E_{k_j}(m), E_{r_i}(v)\}) \leftarrow^{t_i} Q_i\})$$

где n - количество узлов в системе, K - множество ключей шифрования, T - множество периодов генерации, C - множество зашифрованных сообщений, Q - очередь зашифрованных сообщений, i, j - идентификаторы отдельных узлов, E - функция шифрования, m - открытое сообщение, v - ложное сообщение, r - ключ шифрования не находящийся во множестве K .



Рисунок 1. QB-сеть с тремя участниками A, B, C

Вышеуказанная система может быть представлена четырьмя состояниями:

1. $Q_i \leftarrow (c = E_{k_j}(m))$, где $k_j \in K$, $c \in C$. Открытое сообщение m шифруется ключом получателя $k_j \in K$. Результат шифрования $c = E_{k_j}(m)$ помещается в очередь Q_i ,
2. $Q_i \leftarrow (c = E_{r_i}(v))$, если $Q_i = \emptyset$, где $r_i \notin K$, $c \in C$. Ложное сообщение v шифруется ключом без получателя $r_i \notin K$. Результат шифрования $c = E_{r_i}(v)$ помещается в очередь Q_i ,
3. $c \leftarrow^{t_i} Q_i$, где $t \in T$, $c \in C$. В каждый период времени t из очереди Q_i берётся зашифрованное сообщение $c \in \{E_{k_j}(m), E_{r_i}(v)\}$ и отправляется всем участникам сети,
4. $m' = D_{k_i}^{-1}(c)$, где $c \in C$. Каждый участник пытается расшифровать принятое им зашифрованное сообщение c своим ключом k_i^{-1} . Если шифртекст не поддаётся расшифрованию

¹ Анонимная сеть M-A занимает 100 строк кода на языке программирования Go, используя исключительно стандартную библиотеку. Репозиторий: <https://github.com/number571/micro-anon>.

$m' \neq m$, то это значит, что получателем является либо кто-то другой (использован ключ $k_j \in K$), либо никто (использован ключ $r_j \notin K$).

Теорема 1. В множестве ключей $r \in R$, для любого шифртекста $c = E_r(v)$, существует всегда такое r^{-1} , которое приводит к расшифрованию ложного сообщения $v = D_{r^{-1}}(c)$.

Доказательство 1. Множество R определяется разностью двух множеств $U \setminus K$, при $U = K \cup R$, представляющим собой множество ключей функции шифрования. Для любого $u \in U$ выполняется отображение в множество шифртекстов: $\bigcup E_u \rightarrow C$, при котором также будет существовать такое u^{-1} , выполняющее обратное отображение в множество открытых текстов: $\bigcup D_{u^{-1}} \rightarrow M$, исходя из того, что система $\Sigma(M, C, U, E, D)$ является шифром [4, с.75].

Анонимность QВ-сетей базируется на сложности определения состояния шифрованного сообщения c , а именно чем оно является: $E_k(m)$ или $E_r(v)$. Очерёдность сообщений Q в свою очередь гарантирует, что всегда будет существовать такое сообщение c , которое будет сгенерировано системой в период времени равный t , независимо от природы самого сообщения. При отсутствии истинных сообщений очередь Q можно рассматривать как очередь исключительно ложных сообщений $E_r(v)$. При появлении истинного сообщения $E_k(m)$, таковое начинает заменять собой ложное $E_r(v)$ в определённый период времени t . Вследствие этого, QВ-сеть становится генератором шума с функцией кратковременной замены случайного трафика на действительный, а неразличимость шифрованных сообщений друг от друга становится ключевым фактором анонимности.

Теорема 2. При наличии двух ключей шифрования k, r (порождающих соответственно истинные и ложные шифртексты), определение истинности выбранного шифртекста c_i из конечного множества $C = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$ сводится к вычислительно сложной задаче, если соблюдаются условия безопасности E, k, r параметров.

Доказательство 2. Задача истинности шифртекста c_i из множества C сводится к определению его принадлежности к двум состояниям: $E_k(m_i)$ и $E_r(v_i)$. При неизвестных параметрах $k \in K, r \in R$ верхняя граница поиска определяется количеством итераций полного перебора равным $|K \cup R| = |U| = \{u_1, u_2, \dots, u_{|U|}\}$, при $K \cap R = \emptyset$ соответственно, т.к. неизвестной переменной в данном случае остаётся принадлежность перебираемых значений u_i к множествам K и R (Теорема 1). При известном u , но неизвестном обратном значении u^{-1} соответственно, проблема определения истинности шифртекста c_i сводится к одной из асимметричных задач [3, с.378][3, с.386].

Итого, анонимность QВ-сетей определяется не только разрывом связи между отправителем и получателем для глобального наблюдателя, но и также отсутствием связи в самом факте отправления и получения информации. Иными словами, для пассивных наблюдателей, включающих в себя и глобального наблюдателя, ставится непосильной задача определения состояния субъекта, а именно:

1. Отправляет ли участник i в период равный t_i истинное сообщение $E_{k_i}(m)$?
2. Получает ли участник i в периоды равные $T \setminus \{t_i\}$ какое-либо сообщение $D_{k_i^{-1}}(c)$?

3. Бездействует ли участник $i \rightarrow E_r(v)$ в анализируемом периоде t_i ?

При всех таких сценариях, не будучи одним из узлов участвующих непосредственно в коммуникации и не проявляющим какое-либо влияние на очередь Q_i анализируемого участника i , т.е. не будучи узлом проявляющим активное наблюдение, задача считается невыполнимой, если алгоритм шифрования E и ключи k, r являются надёжными.

Алгоритм 1. Функционирование участника i в системе $QB-net$ на языке псевдокода

ВВОД: очередь Q_i , период t_i , функции E, D , ключи шифрования k_i, r_i

ВЫВОД: подмножество шифртекстов $C_i \in C$

thread-1. (* Генерация истинных шифртекстов *)

for (;;) {

$k_j \leftarrow INPUT_STREAM$ (* Ввод ключа получателя *)

$m \leftarrow INPUT_STREAM$ (* Ввод открытого текста *)

$Q_i \leftarrow (c = E_{k_j}(m))$

}

thread-2. (* Генерация ложных шифртекстов *)

for (;;) {

 if ($Q_i = \emptyset$) {

$v \leftarrow RANDOM_STREAM$ (* Получение ложного текста от КСГПСЧ *)

$Q_i \leftarrow (c = E_{r_i}(v))$

 }

}

thread-3. (* Отправление шифртекстов в сеть *)

for ($a = 1$; ; $a = a + 1$) {

$sleep(t_i)$ (* Ожидание периода *)

$c_a \leftarrow Q_i$, где $c_a \in C_i$

$QB-net \leftarrow c_a$ (* Запись шифртекста в сеть *)

}

thread-4. (* Принятие шифртекстов из сети *)

for ($b = 1$; ; $b = b + 1$) {

$c_b \leftarrow QB-net$, где $c_b \in C \setminus C_i$ (* Чтение шифртекста из сети *)

 if valid($m = D_{k_i}^{-1}(c_b)$) { (* Проверка корректности расшифрования *)

$OUTPUT_STREAM \leftarrow m$ (* Вывод полученного открытого текста *)

 }

}

В QB-сетях есть также ряд интересных и не совсем очевидных моментов. Так например, период t_i каждого отдельного участника i не обязательно должен иметь константное значение. Период может изменяться по времени или вовсе иметь случайное значение. Такое поведение никак не отразится на качестве анонимности узлов до тех пор, пока будет существовать сам факт отложенности шифртекстов c в лице очереди сообщений Q . Если сообщение можно будет отправлять в обход очередности, тогда анонимность будет

постепенно ухудшаться в зависимости от количества отправляемых подобным способом сообщений.

Таким образом, в отличие от DC-сетей, где период T представлен только одним общим значением $T = \{t\}$, QB-сети делают период не только субъективно (индивидуально) настраиваемым $T = \{t_1, t_2, \dots, t_n\}$, но также и не обязательно статичным для каждого генерируемого сообщения $t \in [l;k]$, где $l \leq k$. Такое свойство позволяет QB-сетям не кооперировать с отдельными узлами за период, а также более качественно скрывать закономерность принадлежности пользователя к анонимизирующему трафику.

Теорема 3. Теоретически доказуемая анонимность *QB-net* системы основывается на систематичности порождения множества шифртекстов $C = C^r \cup C^k = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$ и на неразличимости его подмножеств относительно истинных C^k и ложных C^r шифртекстов.

Доказательство 3. Пусть $C^r = \{c_1^r, c_2^r, \dots, c_m^r\}$ есть множество ложных шифртекстов, а $C^k = \{c_1^k, c_2^k, \dots, c_n^k\}$ напротив есть множество истинных шифртекстов при $m, n \geq 0$ соответственно, тогда при их объединении создаётся множество всех шифртекстов: $C^r \cup C^k = \{c_1^r, c_2^r, \dots, c_m^r, c_1^k, c_2^k, \dots, c_n^k\} = \{c_1, c_2, \dots, c_{m+n}\} = C$. Пусть под задачей деанонимизации $P_{(d)}$ будет далее пониматься однозначное нахождение факта существования или отсутствия истинного сообщения ($n > 0$?) в множестве шифртекстов C . Задача деанонимизации, в свою очередь, опирается на две другие задачи: неразличимости $P_{(i)}$ и систематичности $P_{(s)}$. При решении одной из двух подзадач, задача деанонимизации будет считаться также выполнимой, что можно выразить дизъюнктивной формой: $P_{(d)} = P_{(i)} \vee P_{(s)}$.

Задача неразличимости $P_{(i)}$ может быть определена двумя возможными ситуациями: 1) либо способом нахождения истинного шифртекста $c_i = E_k(m_i) \in C^k$; 2) либо, напротив, способом доказательства отсутствия истинных шифртекстов $c_i \notin C^k = \emptyset$. Задача становится тривиальной при отсутствии шифртекстов в общем, т.к. $C = \emptyset \rightarrow C^k = \emptyset$. Если же $C \neq \emptyset$, тогда задача сводится к проблеме соотношения шифртекстов $c_i \in C$ к их первоначальным подмножествам: C^r или C^k , что, как было показано ранее, является вычислительно сложной задачей (Теорема 2).

Задача систематичности $P_{(s)}$ может быть определена нахождением дополнительных связей в механизме генерации шифртекстов $C = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$. Если взять частный случай $C = \emptyset$, то связность шифртекстов будет априори отсутствовать, что, в свою очередь, показывает вводное отличие задачи систематичности от неразличимости. Далее, пусть $|C| = 1$, т.е. $C = \{c\}$, тогда, задача систематичности будет сводиться к вопросу: «вследствие какого события x был получен шифртекст c ?». Если событие x не имеет связей с каким-либо открытым текстом t (полученным, получаемым, отправленным или отправляемым), т.е. шифртекст c не был создан вследствие появления t как события, тогда x следует рассматривать как *независимое* событие. Если предположить, что существует некий алгоритм A , генерирующий шифртексты c_i посредством независимого события x , т.е. $c_i \leftarrow A(x)$, где $c_i \in C$, и при этом $C = C^r$, тогда в механизме генерации априори будут отсутствовать дополнительные связи кроме основной связи в лице события x , т.к. $c_i \notin C^k = \emptyset$. Теперь, если предположить обратное: $C = C^r \cup C^k$, где $C^k \neq \emptyset$, то сохранение единой связи генерации, в лице независимого события x , становится возможным тогда и только тогда, когда шифртексты $c_i \in C^k$ будут создаваться вместе и вследствие того же алгоритма A , что и шифртексты подмножества C^r , посредством исполнения условия:

$(c = E_k(m)) \text{ if } (m \neq \text{null}) \text{ else } (c = E_r(v)) \leftarrow A(x)$. В результате этого, истинная связь $(m \neq \text{null})$ инкапсулируется в независимой связи x , и не проявляет, тем самым, свою природу генерации.

Следствие 3.1. Конечное множество шифртекстов C можно рассматривать как результат поэтапной генерации подмножеств $C_1 = \{c_1\}$, $C_2 = \{c_1, c_2\}$, ..., $C_n = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$ и как завершение сетевой коммуникации в общем. Таким образом, при выполнении условий неразличимости и систематичности множеством $C = C_n$, подмножества $C_i \subseteq C_n$ продолжают в равной степени наследовать их выполнение.

Следствие 3.2. Пусть t есть период генерации порождаемых подмножеств C_i . В таком случае, t есть также вводное условие и независимое событие для алгоритма генерации шифртекстов: $c_i \leftarrow A(t)$. Раз период t базируется на алгоритме A и при этом порождение шифртекстов не связано с открытыми текстами, тогда его варьируемая характеристика в лице статичности ($t = T$) или динамичности ($t \in [l;k]$) не способна воздействовать на качество анонимности.

Следствие 3.3. Независимые события x_1, x_2, \dots, x_n , привязанные к участникам $1, 2, \dots, n$, необязательно должны быть представлены общим константным / статичным значением $= x$, т.к. данные события принадлежат в равной степени общему классу независимых событий X . В результате этого, допускается существование неравенства $x_i \neq x_j$, при любых i, j значениях.

Пример 3.1. В QВ-задаче под алгоритмом A понимается Q – структура «очередь», а под независимым событием x наиболее часто понимается параметр $x=t$ – период генерации. Хотя t и является простым условием формирования независимости, оно всё же не является единственным. Так например, под независимым событием $x=n$ может пониматься формирование шифртекста $c \leftarrow A(n)$ на основе n -ого количества принятых шифртекстов системой от других участников. Отсутствие зависимости от открытых текстов закономерно приводит к аналогичной теоретической доказуемости и указывает на возможность применения системой нескольких различных событий.

Пример 3.2. Отправление всех шифртекстов $C = \{c_1, c_2, \dots, c_n\}$ сети за один раз также является независимым событием $x=a$: $C \leftarrow A(a)$, хоть и специфичным, т.к. 1) исключает какую бы то ни было интерактивность в лице запросов и ответов; 2) не располагает информацией о природе генерации самого множества C . Данный пример интересен с теоретической точки зрения тем, что с некоторой вероятностью все шифртексты во множестве C обязательно должны оставаться ложными. В противном случае, будут нарушаться сразу два условия: 1) неразличимости, где известным будет становиться неравенство $C^k \neq \emptyset$; 2) систематичности, где событие a будет зависимо от открытых текстов: $A(a) = A(m)$.

Пример 3.3. Небольшое различие алгоритма A при генерации истинных и ложных шифртекстов может нарушить систематичность генерации. Предположим, что задан статичный период t , как условие двух алгоритмов P, Q , и при этом сама процедура генерации шифртекстов c_i занимает продолжительное время r , такое что $0 < r < t$. Далее, если предположить, что ложные шифртексты генерируются сразу на моменте отправления

$(c_i = E_r(v_i)) \leftarrow P(t)$, тогда шифртекст c_i отправится спустя время равное $t+r$. В свою очередь, если истинные сообщения генерируются до момента отправления, т.е. сначала помещаются в очередь $(c_i = E_k(m_i)) \leftarrow Q(t)$, а лишь потом отправляются, то время их отправления будет задано константой t на следующем этапе генерации. Таким образом, из-за использования разных алгоритмов генерации, P и Q соответственно, систематичность генерации шифртекстов c_i нарушается за счёт создаваемой разницы r , хоть при этом и используется общее, для двух алгоритмов, независимое событие t .

Пример 3.4. Различие между алгоритмами $P(t)$ и $Q(t)$ определяется лишь отсутствием или существованием очереди сообщений. Теоретически оба алгоритма основаны на независимом событии t , но практически они отличаются тем, что при $P(t)$ генерация истинных шифртекстов будет более затруднительной, т.к. она приводит к ручному их созданию на конкретном периоде времени t по причине отсутствия механизма отложенности сообщений до заданного условия. Алгоритм с очередью $Q(t)$, напротив, позволяет генерировать и сохранять сообщения в любой момент времени, вне зависимости от заданного периода t .

Далее, в QВ-сетях предполагается использование асимметричной криптографии по умолчанию, и как следствие ключи $k_i \neq k_i^{-1}$ не связаны между собой напрямую. Тем не менее QВ-сети вполне способны руководствоваться исключительно симметричной криптографией при которой $k_i = k_i^{-1}$. В таком случае ключи будут представлять не каждого отдельного участника системы из n возможных, а непосредственно связь между её участниками из $n(n-1)/2$ возможных рёбер графа (системы), что приводит также к появлению общих ключей вида $k_i = k_j$ для некоторых i, j участников. Если в системе заложен механизм маршрутизации, то для расшифрования получатель должен будет использовать уже не один конкретный ключ k^{-1} , а все ему известные ключи k_1, k_2, \dots, k_n посредством метода их перебора.

Использование симметричной криптографии может повысить криптостойкость QВ-net системы в условиях подготовки к постквантовой криптографии или в результате её наступления, т.к. известно, что современные симметричные алгоритмы с большой длиной ключа (256 бит и более) являются квантовоустойчивыми [5, с.131], в то время как новые разрабатываемые асимметричные алгоритмы, с консервативной точки зрения, могут быть слишком новы, чтобы считаться безопасными, в том числе даже для классических компьютеров.

Помимо всего этого, использование симметричных алгоритмов может сделать QВ-net систему не только квантовоустойчивой, но и абсолютно криптостойкой, если в качестве симметричного алгоритма будет использоваться шифр Вернама [3, с.65]. В таком случае необходимо будет рассчитать максимально возможное количество используемой гаммы Γ на необходимый промежуток времени P (число периодов генерации) при имеющемся количестве собеседников N (включая ложного получателя) и длине сообщения L .

$$\Gamma = P \times (1+N) \times L$$

К сожалению, применение исключительно симметричной криптографии затрудняет также прикладное использование и приносит дополнительный ряд издержек:

1. Усложняется общая система количественного хранения и распространения ключей: $2n$ в асимметричной криптографии, $n(n - 1)/2$ в симметричной криптографии [3, с.278],

2. Расшифрование данных будет приводить к линейному перебору всех известных симметричных ключей k_i , что при наличии асимметричных ключей требовало лишь одного ключа k^{-1} ,

3. Понизится модель угроз с возможностей активного посредника подменять публичные ключи до возможности пассивного посредника просматривать секретные ключи [3, с.80],

4. Имитовставки, в отличие от цифровых подписей асимметричного раздела криптографии, не позволяют однозначным образом подтверждать авторство сообщений [6, с.46].

2.1. Недостатки QВ-сетей

К сожалению QВ-сети неидеальны и также обладают, свойственными своему классу, проблемами и недостатками, ряд из которых приводит к ограничению прикладного использования, другой ряд приводит к проблемам доступности сети:

1. Линейная нагрузка на сеть. В QВ-сетях каждый отправляет сообщение всем с той лишь целью, чтобы невозможно было сузить область реальной коммуникации участников системы. Алгоритмом маршрутизации становится слепая (заливочная) маршрутизация [7, с.398], вследствие чего увеличение количества узлов сказывается линейно $O(n)$ на увеличение нагрузки всей системы,

2. Привязанность к очередности. Каждый узел в QВ-сети так или иначе завязан на собственной очередности сообщений Q , где каждый период времени равный t зашифрованное сообщение отправляется в сеть. Это значит, что повысить пропускную способность узла возможно лишь в трёх сценариях, каждый из которых будет приводить к увеличению нагрузки на всю сеть:

1. Повысить размер передаваемых открытых сообщений m_1, m_2, \dots, m_n ,
2. Повысить количество отправляемых шифртекстов за раз $c_1, c_2, \dots, c_n \leftarrow {}^t Q$,
3. Понизить период генерации сообщений t ,

3. Связность абонентов коммуникации. QВ-сети не предполагают анонимности между узлами непосредственно участвующих в общении. Связано это в первую очередь с тем, что в QВ-сетях отсутствует такое понятие как полиморфизм информации [2, с.62], то есть состояние информации в системе при котором её внешний вид постоянно меняется от узла к узлу, как для внутренних, так и для внешних наблюдателей. Такое свойство позволяет разрывать связь между отправителем и получателем посредством передаваемого объекта, т.е. самой информации.

Вследствие всех вышеприведённых недостатков область применения QВ-сетей становится более ограниченной:

1. Из-за линейной нагрузки на сеть и привязанности к очередности QB-сети плохо масштабируются и могут работать лишь в малых группах до N участников. Предел количества участников ограничен пропускной способностью самой сети, а также мощностью узлов постоянно шифрующих и расшифровывающих исходящий / входящий трафик. Вследствие этого недостаток реализация стриминговых сервисов и видео / аудио звонков становится либо очень затруднительной задачей, либо вовсе невыполнимой,

2. Из-за связности абонентов коммуникации ограничивается ряд прикладных решений в которых важна анонимность узлов друг к другу. Вследствие этого, появляется наиболее релевантная композиция QB-сетей с F2F-сетями (friend-to-friend), где установление коммуницирующей связи происходит двумя абонентами системы, а не одним из. Это не решает проблему отсутствия анонимности между связываемыми узлами, но даёт дополнительную защиту от несогласованного автоматического связывания и более явную связь доверительных коммуникаций, предполагающую что ни один из абонентов не будет пытаться деанонимизировать другого.

Алгоритм 2. Фильтрация сообщений в F2F-сетях на языке псевдокода

ВВОД: множество друзей F , отправитель s , функция-обработчик h , сообщение m

ВЫВОД: обработанное сообщение $h(m)$ ИЛИ завершение алгоритма

```
if ( $s \notin F$ ) {  
    return (* Завершение алгоритма *)  
}  
return  $h(m)$  (* Обработка сообщения *)
```

2.2. Активные наблюдения

Из всего вышеописанного ранее было доказано, что QB-задача невосприимчива к любым пассивным наблюдениям. Это говорит о том, что данная проблема принадлежит классу задач анонимизации с теоретической доказуемостью. В свою очередь, теоретическая доказуемость не является абсолютной, т.к. сводится лишь к решению проблем пассивных наблюдений, игнорируя и обходя активные. Как будет показано далее, QB-задача не обладает абсолютной анонимностью, и может быть уязвима к конкретным активным наблюдениям.

В QB-сетях отсутствует свойство полиморфизма информации, вследствие чего становится возможным ряд активных наблюдений, когда один из абонентов коммуникации желает скрыть выстроенную им связь от собеседника. Полиморфизм в анонимных сетях чаще всего достигается множественным шифрованием, где при передаче от одного узла к другому постепенно снимаются наложенные слои шифрования, как например в Tor, I2P, Mixminion [8][9][10]. Такое свойство позволяет разграничивать связь абонентов друг к другу, тем самым, анонимизируя их.

$$E_{k3}(E_{k2}(E_{k1}(m))) \rightarrow E_{k2}(E_{k1}(m)) \rightarrow E_{k1}(m) \rightarrow m$$

Так например, если предположить, что в QB-сети будет существовать роль в виде ретрансляторов, скрывающая сетевые адреса абонентов (IP-адреса) друг от друга посредством перенаправления трафика, и будет при этом существовать кооперация одного из абонентов с глобальным наблюдателем, то задача связывания $IP \leftrightarrow k_i$ будет тривиальной,

т.к. абоненту достаточно будет получить одно истинное сообщение $m = D_k^{-1}(c)$ от собеседника, а далее по полученному шифртексту $c = E_k(m)$ глобальный наблюдатель сможет определить первое его появление, тем самым деанонимизировав отправителя или получателя.

Ситуацию можно усложнить для наблюдателей при помощи добавления канального шифрования, как например в Crowds [11]. В таком случае глобальный наблюдатель не сможет явно связать отправленное и полученное сообщение, потому как оно будет постоянно менять свой вид при передаче от одного узла к другому:

$$E_{k3}(m) \rightarrow E_{k2}(m) \rightarrow E_{k1}(m) \rightarrow m$$

Тем не менее это не является полиморфизмом информации, т.к. не выполняет функцию разграничения узлов между собой к маршрутизирующей информации m . Вследствие этого, задачей глобального наблюдателя станет вживление подконтрольных узлов в систему рядом с каждым другим узлом. При таком сценарии он также легко сможет решить задачу $IP \leftrightarrow k_i$.

Чисто технически в QB-сеть можно внедрить и множественное шифрование, чтобы разграничивать абонентов друг от друга, но в таком случае:

1. Уменьшится скорость передачи информации, т.к. каждый маршрутизирующий узел должен будет сохранять полученное им ранее сообщение в свою очередь,

2. Усложнится система анонимизации в целом, т.к. вместо одной задачи анонимизации $= QB$ будет использоваться уже композиция задач $= QB + Onion$,

3. Композиция задач $QB + Onion$ обладает рядом тонкостей с более сложными активными наблюдениями [2, с.159], но всё также деанонимизирующими абонентов сети.

Теорема 4. При наличии активного внутреннего наблюдателя f_i , в роли собеседника узла i , задача анонимизации всегда будет сводиться к сокрытию связи между абонентами коммуникации.

Доказательство 4. Если пойти от обратного и предположить, что задача анонимизации может быть определена фактом скрывания коммуникации при наличии активного внутреннего наблюдателя f_i , в роли собеседника узла i , тогда мы придём к противоречию, т.к. атакующий при отправлении или получении сообщений от собеседника априори будет знать информацию о том, что в конкретные промежутки времени t_1, t_2, \dots, t_n , присутствовал обмен истинными текстами m_1, m_2, \dots, m_n , а потому был нарушен сам факт скрывания коммуникации собеседника i . В результате, задача деанонимизации начинает сводиться к поиску конкретной связи, а не к наличию факта существования этой связи.

Далее, если предположить сценарий атаки на QB-сеть при котором в кругу друзей $F = \{f_1, f_2, \dots, f_n\}$ участника i будет существовать злоумышленник f_j в роли активного наблюдателя способного отправлять запросы и получать ответы от i , тогда модель атаки будет сводиться к анализу состояния очереди Q_i . Предположим далее, что участник i выставил статичный период генерации сообщений равный t_i . В таком случае f_j сможет в определённые интервалы времени $\{t'_i, 2t'_i, \dots, nt'_i\}$, зависящие от периода времени $t_i \Rightarrow (kt'_i = kt_i + x)$, где $x \in [0; t_i)$, отправлять запрос $R_{kt'_i}$ участнику i с целью анализа времени

ответа. Если ответ, полученный после запроса R_{kt_i} , будет генерироваться в диапазоне dt_i , где $d > 1$, то это будет означать факт реальной коммуникации участника i с кем либо в сети в множестве периодов $D = \{(1+k)t_i, (2+k)t_i, \dots, (d-1+k)t_i\}$, т.к. для ответа потребовался более чем один период. Если же $d = 1$, тогда участник i ни с кем не кооперировал в период $(1+k)t_i$.

Таким образом, вышеописанная атака снижает качество анонимности QB-сетей с сокрытия факта активности до сокрытия коммуникационной связи между абонентами. Иными словами, при таком активном наблюдении теперь становится возможным определение состояния субъекта в лице отправления или получения истинных сообщений, но до сих пор остаются под вопросом следующие моменты:

1. С какими узлами общался прослушиваемый участник i в множестве периодов D ?
2. Являлся ли прослушиваемый участник i инициатором запросов при множестве D ?
3. Может ли участник i намеренно генерировать ложные сообщения в роли истинных?

Далее, если допустить ситуацию при которой у каждого узла $i \in \{1, 2, \dots, n\}$, не относящегося к наблюдателям, в друзьях будет присутствовать как минимум один активный наблюдатель $f_i \in \{f_1, f_2, \dots, f_n\}$, тогда первая задача может быть решена тривиальным образом, при условии, что атакующие будут находиться в кооперации, т.е. $\forall i, j, f_i = f_j$, а участники будут использовать тип связи «запрос-ответ». В таком случае близкая к одновременной загруженность очереди $(d+x)t_i$, где $d > 1, x \in \{0, 1, 2\}$ у нескольких участников сети i будет свидетельствовать об ограничении первоначального множества наблюдения за счёт разделения узлов i, j по заполненным $Q_i \neq \emptyset$ и пустым $Q_j = \emptyset$ очередям.

Решение второй задачи может базироваться на условиях первой, когда будет существовать множество активных и кооперирующих наблюдателей $f_i \in \{f_1, f_2, \dots, f_n\}$, а участники будут использовать тип связи «запрос-ответ». В таком случае, для поиска ответа наблюдателям потребуются выявлять факт начала коммуникации у всех узлов $i \in \{1, 2, \dots, n\}$ посредством перехода состояния очереди из пустого в заполненное: $Q_i = \emptyset \rightarrow Q_i \neq \emptyset$. Первый узел, осуществивший такой переход, с большей вероятностью становится инициатором запроса.

Решение третьей задачи является наиболее трудоёмким с точки зрения наблюдателей, т.к. во-первых, оно связано с решением задачи неразличимости шифртекстов $P_{(i)}$, что является вычислительно трудной задачей, во-вторых, отсутствие решения третьей задачи усложняет выявление закономерностей первых двух задач, посредством скрывания точного состояния очередей у абонентов коммуникации « $Q_i = \emptyset$?». Хоть такая задача и связывает себя с задачей неразличимости, она ей не тождественна, т.к. помимо неё присутствует и задача систематичности $P_{(s)}$. Вследствие этого, чтобы доказать безопасность третьей задачи, необходимо свести её сложность к задаче деанонимизации $P_{(d)}$. Но это невозможно, т.к. ответ наблюдателю становится процедурой нарушения независимости события x в задаче систематичности. За счёт этого, наблюдатели могут быть уверены, что в момент ответа dt_i участник i не мог параллельно отвечать другому абоненту. Таким образом, третья задача не способна дать гарантий анонимности и посредством более длительного наблюдения всё также может проявлять паттерны, свойственные решению первой задачи.

Проблему можно решить расширением количества очередей $Q \rightarrow \{Q_1, Q_2, \dots, Q_n\}$ на одном узле с их привязкой к абонентам коммуникации $i \in \{1, 2, \dots, m\}$. При этом, количество очередей должно быть априори задано статичным значением n , чтобы невозможно было

выявить количество связанных друзей m , т.е., количество друзей m всегда должно иметь сравнение: $m \leq n$. В результате, расширение очередей приведёт либо к повышению количества отправляемых шифртекстов за раз: $c_1, c_2, \dots, c_n \leftarrow^t Q_1, Q_2, \dots, Q_n$, либо к повышению периода генерации шифртекстов: $c_i \leftarrow^{nt} Q_i$. Это, в свой черёд, будет являться гарантией / доказательством того, что активный наблюдатель не сможет повлиять на очередь сообщений других абонентов, т.к. все его действия будут привязаны и ограничены одной непересекающейся очередью.

2.3. Сравнение с другими задачами

По своим характеристикам QB-задача наиболее близка к DC-задаче из-за следующих особенностей: теоретически доказуемая анонимность, периодичность генерации сообщений, принадлежность к второму вектору развития анонимных коммуникаций [2, с.71], сложность масштабирования. Отличия QB от DC-сетей, с положительной точки зрения, присутствуют следующие: периодичность генерации может иметь динамическую величину, анонимность не зависит от выстроенных связей с другими участниками, более простая программная реализация. Негативное отличие определяется отсутствием полиморфизма информации. Более детальное и общее сравнение QB-задачи с другими задачами анонимизации как теоретическими, так и практическими представлено в *Таблице 1*.

	QB	EI	DC	Onion	Proxy
Теоретическая доказуемость	+	+	+	-	-
Накопительный эффект анонимности	-	+	-	-	-
Полиморфизм информации	-	+	+	+	-
Вероятностная маршрутизация	-	+	-	+/-	+/-
Периодичность генерации сообщений	+/-	-	+	+/-	+/-
Независимость анонимности от связей	+	-	-	-	-
Простота масштабирования	-	-	-	+	+
Простота программной реализации²	+	-	-	+/-	+
Стадия анонимности	5 [^]	6	1 [^]	4 или 6	3
Сеть-представитель	Hidden Lake	-	Herbivore	Tor	Crowds

Таблица 1. Сравнение задач анонимизации

² Характеристика сложности может быть определена количественным соотношением суммы успешных пассивных / активных наблюдений к сумме необходимых процедур для предотвращения от таковых наблюдений. Если сумма процедур определяется небольшим числом, тогда простота программной реализации будет минимальна, что, тем не менее, не говорит об итоговой безопасности сети, т.к. малое количество процедур может свидетельствовать и об отсутствии принимаемых мер при ликвидации успешных наблюдений. В таком случае, простота программной реализации может быть не только следствием высокой безопасности, но и следствием пониженной модели угроз.

3. Функция шифрования

Как было ранее показано, QВ-сети зависимы от качества функции E и ключей k, r шифрования. Качество ключей шифрования определяется в первую очередь качеством ГСЧ (генератором случайных чисел) и/или КСГПСЧ (криптографически стойким генератором псевдослучайных чисел). Анализ таковых генераторов сложен по причине разных сред, в которых они исполняются, и средств, которые они задействуют в ходе своего выполнения [6, с.190]. Поэтому исходя из логики абстрагирования мы будем далее предполагать, что ключи генерируются качественным и безопасным образом, фокусируясь тем самым исключительно на логике исполнения функции шифрования.

$$E_{(k, \text{privA}, \text{pubB})}(m) = E''_k(E'_{(\text{privA}, \text{pubB})}(m))$$

Функция шифрования в сети Hidden Lake состоит из двух этапов, каждый из которых выполняет свою точно заданную роль. Первый этап $E'_{(\text{privA}, \text{pubB})}$ сводится к непосредственному и первичному шифрованию данных с целью их сокрытия от посторонних лиц, используя для этого гибридную схему шифрования (асимметричная + симметричная криптография) [2, с.125]. Второй этап E''_k сводится к разделению нескольких сетей посредством применения разных ключей шифрования (сетевых ключей).

3.1. Первый этап шифрования

$$E'_{(\text{privA}, \text{pubB})}(m) = (E_{\text{pubB}}(k') \parallel E_k(H(\text{pubA}) \parallel s \parallel m' \parallel h \parallel S_{\text{privA}}(h))),$$

$$h = H_{\text{MAC}(s)}(\text{pubA} \parallel \text{pubB} \parallel m'), m' = f(m), k' = [\text{RNG}], s = [\text{RNG}],$$

где k' - сеансовый ключ шифрования рассчитанный на одно сообщение, s - криптографическая соль, рассчитанная на одно сообщение, m - открытое сообщение, pubA , pubB - публичные ключи участников A, B соответственно, privA - приватный ключ участника A , h - результат хеширования, S - функция подписания, f - функция дополнения сообщения до константной величины, H - функция хеширования, H_{MAC} - функция вычисления имитовставки на базе хеш-функции H . В этой схеме предполагается, что A - есть отправитель информации m , B - есть получатель данной информации. Безопасность данной функции зависит непосредственно от публичного ключа шифрования pubB , которым шифруется последующий сеансовый ключ k' , от качества ГСЧ / КСГПСЧ которым был сгенерирован k' , и также от безопасности самих функций шифрования E_{pubB} , E_k .

Данная схема интересна тем, что она скрывает всю информацию в зашифрованной оболочке, не позволяющей осуществлять атаки на идентификацию отправителя или получателя. Так например, если бы хеш-значение h и подпись $S_{\text{privA}}(h)$ не находились в зашифрованном блоке E_k , тогда была бы возможна атака анализа зашифрованных сообщений по уже имеющемуся списку публичных ключей $\{\text{pub}_1, \text{pub}_2, \dots, \text{pub}_n\}$, проверяющих их аутентичность $V_{\text{pubi}}(S_{\text{privA}}(h)) = h$. Далее, если была бы известна криптографическая соль s и хеш-значение h , то можно было бы составить таблицу наиболее часто встречающихся сообщений $\{m_1, m_2, \dots, m_n\}$ с различными комбинациями участников i, j из множества всех узлов сети N по равенству $H_{\text{MAC}(s)}(\text{pub}_i, \text{pub}_j, f(m_i)) = h$.

Плюс к этому, данная схема является самодостаточной [2, с.121] на сетевом уровне работы QВ-сетей в контексте заливочной маршрутизации, потому как позволяет

обеспечивать идентификацию субъектов лишь и только при помощи асимметричной криптографии. Определить отправителя сообщения становится возможным посредством корректного расшифрования, т.е. при условии, когда получатель шифрованного сообщения располагает нужным приватным ключом.

Этап предполагает, что сообщение $f(m)$ имеет статичную величину. Иными словами, при каждом вызове функции шифрования $E'_{(privA, pubB)}$, для всех m_i, m_j из $\{m_1, m_2, \dots, m_n\}$ соблюдается длина сообщения L от функции l , такая что $l \Rightarrow l(f(m_i)) = l(f(m_j)) = L$. Это становится возможным за счёт процедуры препроцессинга f , ограничивающей длину входного сообщения величиной L , и дополняющей длину входного сообщения до L . Целью такой процедуры становится защита от атак по анализу размера сообщений, при которых может выявляться структура передаваемого сообщения. Например, запросы чаще всего по размеру меньше чем ответы, передаваемые видео или аудио -файлы часто по размеру больше, чем обычные текстовые сообщения, системные / автоматические запросы меньше по размеру, чем вручную выполненные и т.д [12].

Предполагается также, что у получателя шифртекста существует список публичных ключей и их хешей в формате словаря, т.е. $H(pub_i) \leftrightarrow pub_i$. При успешном расшифровании пользователь получает переданное значение $H(pubA)$, после чего пытается соотнести его с имеющимся публичным ключом в словаре. Если публичного ключа $pubA$ в словаре не находится, тогда сообщение игнорируется. Иначе берётся публичный ключ отправителя $pubA$, собственный публичный ключ $pubB$, криптографическая соль s , сообщение m' и ими проверяется корректность полученной хеш-суммы $h = H_{MAC(s)}(pubA || pubB || m')$. Если сумма неверна, тогда сообщение игнорируется. Иначе по публичному ключу $pubA$ и полученному значению $S_{privA}(h)$ начинается проверка корректности цифровой подписи. Если подпись валидна, тогда сообщение m' декодируется $f^{-1}(m') \rightarrow m$ и принимается. В противном случае, сообщение игнорируется.

Одновременно с особенностью скрытия информации в шифрованной оболочке, возникает и проблема проверки корректности содержимого шифртекста, т.к. хеш-значение и подпись внутренне инкапсулированы. Для того, чтобы успешно провалидировать шифрованное сообщение, необходимо произвести дополнительно две операции расшифрования – приватным и сеансовым ключом, что является ресурсозатратным действием, преимущественно из-за использования асимметричного алгоритма.

3.2. Второй этап шифрования

$$E''_k(m) = E_k(p(h) || h || m),$$

$$h = H_{MAC(k)}(m),$$

где k - ключ сети, p - функция доказательства работы, h - результат хеширования, m - открытое сообщение. Функция придерживается MtE подхода (MAC then Encrypt), где сначала вычисляется MAC (Message Authentication Code), а далее сообщение m , полученный код h и доказательство $p(h)$ шифруются функцией E_k .

Данный этап шифрования выполняет одну задачу – разграничивать разные сети по ключу сети k , чтобы их нельзя было слить в одну общую систему. Это достигается преимущественно за счёт функции доказательства работы p , т.к. из-за неё становится более затратным перешифровывать весь трафик направленный из одной сети с ключом k_1 в другую сеть с ключом k_2 ,

Функция доказательства работы p определяется алгоритмом proof-of-work (PoW) [13], где для конкретного хеш-значения h необходимо найти такое число i , чтобы результат $h_i = H(h || i)$ представлял собой битовый вектор с определённо заданным n -ым количеством нулей в качестве префикса, пример $00000000(n)...11001010$. Число n именуется сложностью работы.

Стоит также заметить, что ключ шифрования k может быть открытым параметром, если отсутствует необходимость в формировании конкретной группы узлов с общим секретом. В таком случае, сетевой ключ k становится просто общеизвестной настройкой для разграничения сетей.

Подход Encrypt-then-MAC (EtM) не применяется в схеме шифрования второго этапа по двум причинам:

1. Используется один ключ k для шифрования и аутентификации вместо двух ключей k_1, k_2 для этих задач. Если применить в этой ситуации подход EtM, тогда на один и тот же ключ k будет открыто два вектора нападения, вместо одного. Эту проблему можно было бы решить при помощи использования KDF (функции формирования ключей), которая бы позволила из одного ключа создать несколько. Тем не менее это усложнит общую схему шифрования, а также откроет дополнительный вектор нападения на саму KDF,

2. Учитывается принцип Хортона: «аутентифицировать нужно не то, что сказано, а то, что имеется в виду» [6, с.130]. При успешной атаке на функцию вычисления MAC в подходе EtM, либо при неправильном распределении ключей k_1, k_2 может возникнуть ситуация когда аутентификация будет выдавать положительный результат на зашифрованное сообщение, но сама процедура расшифрования будет некорректной. Если сообщение представляет собой хаотичный набор битов, то мы никогда не узнаем его истинность.

У подхода MtE безусловно существует недостаток в том, что перед тем как проверить целостность и аутентичность информации необходимо её расшифровать. У подхода EtM такой проблемы нет. Вследствие этого был также сформирован принцип криптографической обреченности Марлинспайком, который гласит: «если вы вынуждены выполнить любую криптографическую операцию до проверки имитовставки полученного сообщения, то это так или иначе, но неизбежно приведет к роковому концу» [14, с.93]. Данный принцип противопоставляется принципу Хортона, когда речь заходит о выборе одного из двух подходов: MtE или EtM. Тем не менее выбор EtM обусловлен ещё тем, что принцип криптографической обреченности нарушается также на моменте первого, и куда более затратного, этапа шифрования.

4. Сетевое взаимодействие

Наличие QV-задачи предполагает, что каждое отправляемое сообщение в сети будет достигать всех её участников. При этом в такой задаче ничего не говорится о том, как сообщение будет достигать узлов при отсутствии связи «все-ко-всем», какой протокол передачи данных будет использоваться, как должны работать прикладные приложения в такой модели, как децентрализованная структура будет обходить NAT в сети Интернет и т.д. Все эти вопросы требуют дополнительного пояснения исходя из конкретной реализации сетевого взаимодействия.

4.1. Микросервисная архитектура

Анонимная сеть Hidden Lake, как приложение³, представляет собой набор сервисов, каждый из которых выполняет свою конкретную задачу [15]. Выбор микросервисной архитектуры, в противовес монолитной, был сделан с учётом следующих аспектов:

1. Микросервисная архитектура позволяет упростить и децентрализовать разработку прикладных сервисов, благодаря чему становится возможным применение различных языков программирования и технологий при реализации собственных приложений,

2. Микросервисная архитектура позволяет разделять ответственность сервисов к обрабатываемой или хранимой информации, благодаря чему при усложнении системы, корреляция самого усложнения будет минимально распространяться на сервисы,

3. Микросервисная архитектура позволяет добавлять новые функции, редактировать их или удалять вовсе без необходимости перекомпиляции и перезагрузки всех сервисов, что может положительно сказаться как на тестировании, так и на отказоустойчивости.

Ядром сети Hidden Lake является сервис HLS (service), который непосредственно исполняет QB-задачу и все функции шифрования / расшифрования соответственно. Помимо сервиса HLS, в сети Hidden Lake также существует ряд прикладных сервисов, по типу HLM (messenger), HLF (filesharer), HLR (remoter), ряд сервисов-помощников, по типу HLT (traffic), HLL (loader), HLE (encryptor), а также ряд адаптеров HLA, привязанных на текущий момент к сервисам common (тестовый сервис) и chatingar. В результате этого, сеть Hidden Lake можно представить как композицию нескольких сервисов.

$$HLS = D \times QB-net [E_{(k,privA,pubB)}(m) = E''_k(E'_{(privA,pubB)}(m))]$$

$$Hidden-Lake = \Sigma_{i=1}^n APP_i \times HLS \times (HLT \times \Sigma_{j=1}^m HLA_j)^t$$

где APP - множество прикладных сервисов, HLA - множество адаптеров к сторонним сервисам, D – доставщик открытых сообщений к конкретному прикладному сервису, $t = 0$ or 1 - параметр определяющий отсутствие / существование ретрансляции сообщений. При отсутствии прикладных приложений, факта ретрансляции, и как следствие, адаптеров, сеть Hidden Lake становится равной сервису HLS: $Hidden-Lake = HLS$. Это есть минимальная характеристика, при которой HL ещё остаётся собой. При удалении же сервиса HLS, система перестаёт являться Hidden Lake сетью, т.к. лишается своего ядра.

Алгоритм 3. Обработка запросов в HLS приложении на языке псевдокода

ВВОД: запрос req , отправитель s , отображение сервисов M , функция-фильтр H

ВЫВОД: ответ rsp ИЛИ завершение алгоритма

$host, method, path, head, body \leftarrow req$ (* Получение запроса *)

if ($host \notin M$) { (* Сервис не найден в отображении *)

 return (* Завершение алгоритма *)

³ Репозиторий анонимной сети Hidden Lake: <https://github.com/number571/hidden-lake>.


```

}
intReq ← M(host), method, path, (head || s), body (* Обогащение запроса *)
intRsp ← do(intReq) (* Запрос к сервису *)
if (noResponse(intRsp)) { (* Ответ не получен ИЛИ Ответ не требуется *)
    return (* Завершение алгоритма *)
}
status, head, body ← intRsp (* Получение ответа *)
rsp ← status, H(head), body (* Фильтрация ответа *)
return rsp (* Отправление ответа *)

```

Вследствие всего вышеописанного реализация сети Hidden Lake может представлять разные режимы коммуникации: классический, ретрансляционный и адаптационный.

1. Под классическим режимом коммуникации понимаются прямые или косвенные соединения между HLS узлами без использования сторонних сервисов-помощников. В такой модели каждый участник является и производителем шифртекстов, и их ретранслятором,

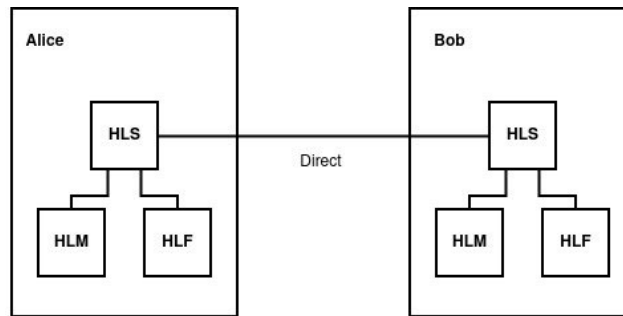


Рисунок 2. Классический режим. Hidden-Lake = (HLM+HLF) × HLS

2. Под ретрансляционным режимом коммуникации понимаются соединения между HLS узлами с применением ретрансляционных узлов HLT. Такой режим коммуникации позволяет обходить NAT посредством использования сервисов HLT в роли выделенных TURN-серверов. При этом централизованный характер серверов никак не будет влиять на качество анонимности из-за существования теоретической доказуемости в лице QV-задачи,

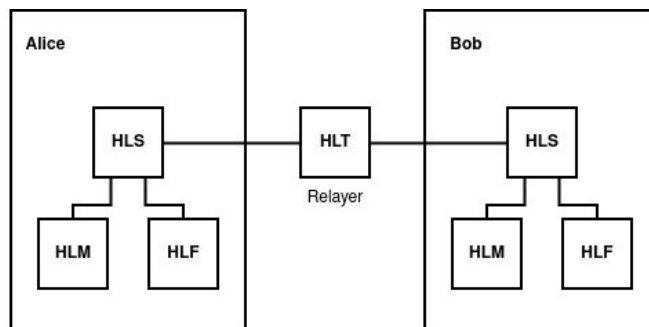


Рисунок 3. Ретрансляционный режим. Hidden-Lake = (HLM+HLF) × HLS × HLT

3. Под адаптационным режимом коммуникации понимаются соединения между HLS узлами с применением HLA сервисов. Такой режим позволяет внедрять анонимизированный трафик в инородные / внешние системы, не связанные как-либо с сетью Hidden Lake. Для подобного режима используется также сервис-помощник HLT, позволяющий транслировать TCP трафик, получаемый на выходе от HLS, в HTTP трафик, отправляемый на вход HLA.

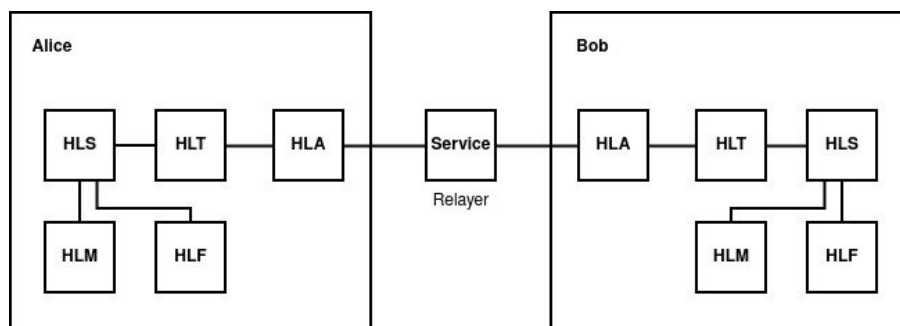


Рисунок 4. Адаптационный режим. Hidden-Lake = (HLM+HLF) × HLS × HLT × HLA=Service

4.2. Стек протоколов «GP/12»

Абстрактный характер анонимной сети Hidden Lake формируется стеком протоколов GP/12 (сокращение от go-peer⁴ и 1,2 – этапы шифрования), аналогичным по своей сути стеку протоколов TCP/IP. В нём также присутствуют четыре уровня: канальный (CL), сетевой (NL), транспортный (TL) и прикладной (AL), но при этом имеется ряд следующих отличий:

1. GP/12 идентифицирует узлы по публичным ключам, а не по IP адресам,
2. GP/12 может использовать задачу теоретически доказуемой анонимности,
3. GP/12 не зависит от сетевых протоколов и систем коммуникаций,
4. GP/12 использует схему сквозного (end-to-end) шифрования.

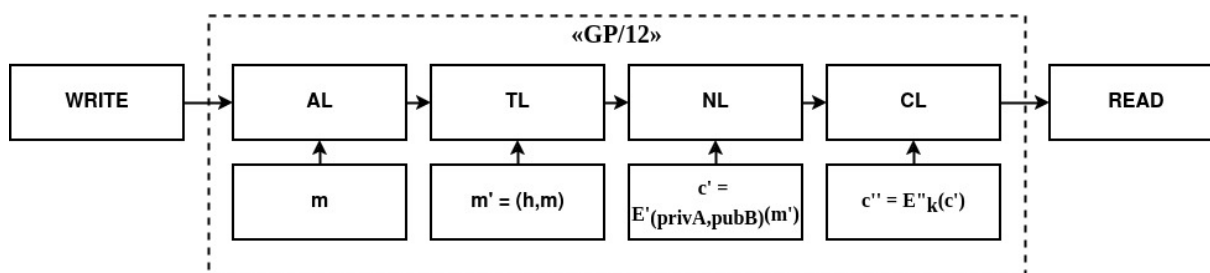


Рисунок 5. Стек протоколов GP/12

Канальный уровень в сетевой модели GP/12 представляет собой распространение сообщений методом заливочной маршрутизации. Данный уровень характеризуется применением второго этапа шифрования, когда важен сам факт успешной передачи

⁴ Репозиторий проекта go-peer: <https://github.com/number571/go-peer>. В go-peer содержатся все основные модули: функции шифрования, работа с очередью сообщений, сетевое взаимодействие. Hidden Lake, в свою очередь, активно применяет данные компоненты для реализации таких сервисов, как HLS, HLT, HLE. Для сети Hidden Lake проект go-peer ранее являлся фреймворком по причине их общей принадлежности к кодовой базе и релизным версиям. Сейчас данные проекты разделены.

сообщения всем своим соединениям. Сетевой уровень представляет собой распространение сообщений по конкретным узлам сети, используя для этого публичные ключи в роли идентификаторов. Данный уровень характеризуется применением первого этапа шифрования, когда важна конфиденциальность и аутентичность сообщений. Транспортный уровень представляет собой маршрутизацию открытых сообщений (успешно расшифрованных) по конкретно заданным прикладным сервисам. Прикладной уровень представляет собой принятие открытого сообщения с дальнейшей его обработкой. Таким образом, стек протоколов GP/12 может быть изображён, как композиция четырёх уровней с позиции принятия сообщений: $CL \times NL \times TL \times AL$.

Вследствие вышеописанного, исполнение полного стека протоколов GP/12 от канального до прикладного уровней возможно лишь с использованием минимум двух сервисов в сети Hidden Lake, т.к. HLS, являясь ядром сети, покрывает лишь первые три уровня: CL, NL, TL, в то время как последний уровень AL может быть покрыт лишь использованием прикладных приложений по типу: HLM, HLF, HLR.

Также, сетевая модель GP/12 необязательно должна обладать свойством анонимности из-за чего сервис HLS, при удалённой QB-задаче с целью сохранения GP/12 совместимости, может быть заменён композицией из трёх сервисов: $HLT \times HLE \times D$, предоставляющих первый, второй и третий уровни соответственно. Именно таким образом было создано приложение secpy-chat⁵.

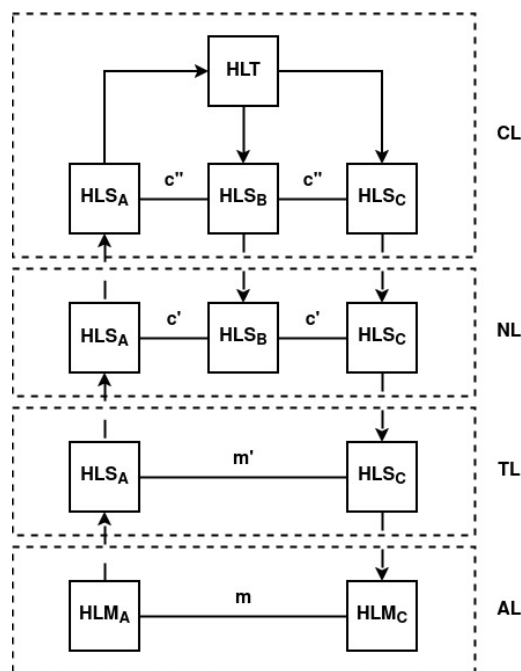


Рисунок 6. Модель GP/12 на примере сети Hidden Lake в режиме ретрансляции трёх узлов, где А – отправитель, С – получатель

Анонимизация трафика может быть сформирована на втором уровне стека GP/12, когда генерация сообщений будет привязана к какой-либо задаче. Это может быть как QB, так и DC, EI –задачи. Основное ограничение в таком выборе заключается в необходимости существования теоретической доказуемости, без которой невозможно будет далее формировать абстрактную систему со свойством анонимности. Если будут применяться

⁵ Репозиторий приложения secpy-chat: <https://github.com/number571/secpy-chat>.

Прогу или Onion –задачи, то в таком случае сеть на базе сетевой модели GP/12 не станет более анонимной, потому как этим задачам, для своего корректного исполнения, требуется немонолитная система, что противоречит определению абстрактных анонимных сетей, которым неважна системная централизация.

Для своей реализации стеку протоколов GP/12 достаточно лишь существования сетевых интерфейсов WRITE и READ, вследствие чего он может адаптироваться далее к конкретной среде коммуникации. Так например, модель GP/12 в сети Hidden Lake по умолчанию базируется на протоколе транспортного уровня TCP, а при помощи сервисов HLA (адаптеров) может базироваться как поверх протоколов прикладного уровня: HTTP, SSH, FTP и т.п. модели TCP/IP [16], так и вовсе без TCP/IP, как пример, используя радиовещание или систему видимого света.

5. Программная реализация

Математические модели позволяют выявить корректность общей логики работы, но не позволяют определить безопасность конкретной реализации. Так например, мы можем лишь предполагать, что какая-либо функция или принимаемое ей значение будет безопасным. Тем не менее всё это ничего не говорит о конкретной реализации, выбираемых параметрах, модели угроз и подходах проектирования. Таким образом, необходимо уделить внимание не только общему описанию работы сети Hidden Lake, но и подробному изложению её структурных и конфигурационных параметров.

5.1. Структурные параметры

1. Симметричная функция шифрования E_k определяется блочным алгоритмом AES с длиной ключа 256 бит в режиме шифрования CFB (режим обратной связи по шифртексту), где $c_0 = IV$, $c_i = E_k(c_{i-1}) \text{ xor } m_i$.

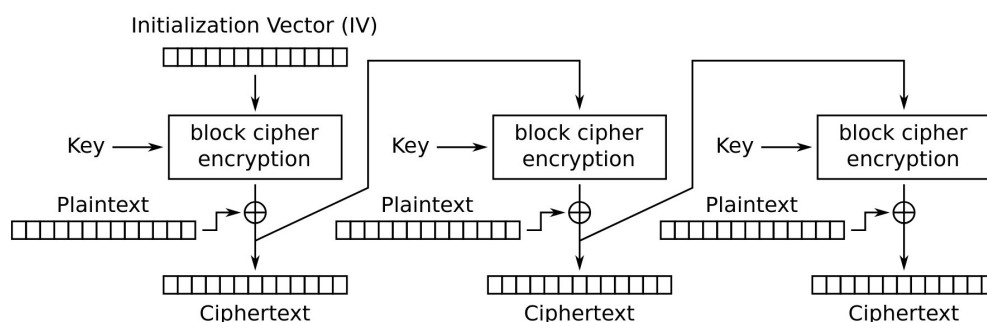


Рисунок 7. Режим шифрования CFB

Данный режим шифрования был выбран с учётом следующих моментов:

1. Режиму шифрования CFB не требуются дополнения (padding), как это требуется например режиму шифрования CBC (режим сцепления блоков шифртекстов). Вследствие этого упрощается выставление статичного размера зашифрованного сообщения, а также ликвидируются возможные атаки оракула [17],

2. Режим шифрования CFB не является поточным режимом шифрования, как например OFB (режим обратной связи по выходу) или CTR (режим счётчика). Вследствие этого, у CFB отсутствует проблема в лице повторяемости гаммы. Если IV (вектор инициализации) повторится, то это приведёт к куда меньшим проблемам безопасности, чем при OFB, CTR режимах [6, с.93],

3. Режим шифрования CFB не требует от алгоритмов шифрования соблюдения точных параметров, как например, 128-битные блоки при режиме GCM (режим счётчика с аутентификацией Галуа) [18, с.190], а также не требует от алгоритмов функции расшифрования, что позволяет не только упростить заменяемость небезопасных шифров, но и использовать в качестве процедуры шифрования односторонние функции [19, с.282],

4. Не использовался режим шифрования GCM также и по причине излишних операций аутентификации и хранения токенов. Первый и второй этапы шифрования используют разные способы аутентификации сообщений. Вследствие этого, в плане гибкости использования, режим CFB становится более предпочтительным,

2. Асимметричная функция шифрования E_{pub} определяется алгоритмом ML-KEM-768 (до стандартизации – Kyber-768) [20]. Асимметричная функция подписания S_{priv} определяется алгоритмом ML-DSA-65 (до стандартизации – Dilithium-M3) [21]. Выбор таковых алгоритмов был сделан с учётом подготовки сети Hidden Lake к постквантовой криптографии. Установление F2F-соединения к абоненту коммуникации определяется фактически двумя публичными ключами – ML-KEM-768 для шифрования сообщений E_{pub} (ключом получателя) и ML-DSA-65 для проверки подписи сообщений V_{pub} (ключом отправителя),

3. Предполагается, что ключ сети на втором этапе шифрования редко меняется, обладает высокой энтропией и не является паролем. Но так как ключ сети не имеет фиксированного размера, он проходит сквозь функцию формирования ключа PBKDF2 для фиксации размера в 32 байт, чего требует алгоритм шифрования AES-256. Криптографическая соль и количество итераций в PBKDF2 не задаются, т.е. они по умолчанию равны пустой строке и числу 0. Хеш-функцией является SHA-512,

4. В качестве алгоритма имитовставки (MAC) используется HMAC-SHA-384. Безопасность HMAC зависит от используемой им хеш-функции [18, с.168]. Безопасность SHA-384 может быть определена стойкостью в 384 бит при задаче поиска первого и второго прообразов, и в 192 бит к поиску коллизий, исходя из атак парадокса дней рождения [6, с.52],

5. Количественные и неизменяемые параметры алгоритмов AES-256, SHA-384, ML-KEM-768, ML-DSA-64 были выбраны с консервативной точки зрения для сохранения достаточного уровня безопасности в реалиях постквантовой криптографии [5, с.131]. Алгоритм Гровера теоретически позволяет уменьшить безопасность симметричных шифров к атакам перебора и хеш-функций к поиску коллизий, сократив необходимое количество вычислений до $2^{n/2}$ и $2^{m/3}$, где n – длина ключа симметричного шифра, m – размер результирующего блока хеш-функции. Таким образом, при использовании AES-256 и SHA-384, минимальная безопасность будет определяться 128 битами, что является устойчивым

значением к атакам перебора. При отсутствии квантовых компьютеров, минимальная безопасность будет определяться алгоритмами ML-KEM-768 и ML-DSA-64, безопасность которых сравнима с 192 битным значением,

6. Ни первый этап шифрования, ни второй не защищают от атаки воспроизведения повторных сообщений [6, с.279], где спустя определённый период времени t злоумышленником может быть транслировано вновь, сохранённое ранее им же, шифрованное сообщение. Такое сообщение будет полностью верным, т.к. оно было сгенерировано одним из участников сети. Для защиты от подобного вида атак, сеть Hidden Lake поступает наиболее простым и радикальным способом, сохраняя хеши сообщений в свою локальную БД. Данный подход позволяет полностью исключить возможность успешного принятия дубликатов, в том числе и при перезагрузке узла, а также упростить в общем процедуру дедупликации, посредством исключения дополнительных проверок сообщений в пределах временных окон.

К сожалению, защита узла от принятия и последующей обработки дублирующих сообщений никак не защищает от воспроизведения злоумышленником сообщений, которые ещё не были приняты узлом непосредственно владеющим БД. Такое событие становится возможным, если узел отсутствовал в периоды генерации шифртекстов оставшимися участниками системы. Вследствие этого, злоумышленник может нагрузить новоприбывший узел старыми и давно забытыми сообщениями сети. Защититься от этой атаки возможно, если подключиться к давно работающему анонимизирующему узлу или ретранслятору, сохранившему историю принятых сообщений. В таком случае он начнёт выступать в роли межсетевого экрана, разграничивая старые и новые шифртексты. Ещё одним возможным решением может стать обновление ключа сети k , если в системе было сгенерировано много трафика, а давно функционирующие узлы неизвестны или недоступны.

Добавление же метки времени t на каждое сообщение второго этапа шифрования напротив, способно нарушить анонимность QV-задачи, т.к. при неправильной реализации может создать дополнительную связь в генерации шифртекстов и сделать задачу систематичности $P_{(s)}$ легко решаемой. Так например, при создании истинного сообщения метка времени будет фиксироваться не на моменте отправления, а на моменте генерации. По причине того, что сообщения из очереди отправляются последовательно в сеть, то сгенерированный заранее ложный шифртекст будет обладать меткой времени приближенной к метке открытого сообщения. Иными словами, будет прослеживаться связь генерации истинных сообщений посредством существования двух меток времени, разница между которыми будет меньше одного периода. Ситуацию можно изменить, заменив ложный шифртекст истинным, а не просто отодвинув ложный шифртекст в очереди. Но, помимо данной проблемы, в механизме генерации шифртекстов должен быть также учтён момент указания метки времени t в зависимости от периода генерации T . Иными словами, для n -ого сообщения в очереди метка времени должна иметь следующий вид: $t = now + nT$, где now – текущее время. Данное решение может обладать также и негативным эффектом, если скорость генерации шифртекстов, например при большой загруженности узла, не будет поспевать за меткой времени. В таком случае может возникнуть рассинхронизация очередей по метке времени между истинными и ложными сообщениями. Ситуацию можно изменить постоянным удалением старых сгенерированных шифртекстов из очереди, но в таком случае появится риск потери истинных сообщений, которые даже не отправлялись в сеть,

7. В отличие от классического описания QV-сетей, в реализации проекта go-реестр структура очередей Q представлена двумя очередями: очередью истинных Q_k и очередью

ложных Q_r сообщений далее сливающихся в одну. Необходимость в двух очередях обуславливается нуждой в фоновой генерации ложных сообщений, чтобы при достижении периода t очередь Q_r преимущественно была непустой. В свою очередь такая нужда связана непосредственно с алгоритмом доказательства работы, который значительно замедляет шифрование сообщений, вследствие чего выставленный период генерации t может быть расширен. Хотя ситуация в таком случае и схожа с *Примером 3.3*, тем не менее, систематичность алгоритма здесь не нарушается, т.к. генерация истинных и ложных сообщений происходит не на моменте их отправления, а на моменте помещения их в очередь,

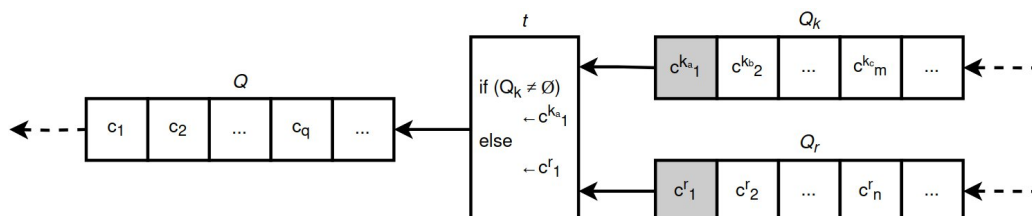


Рисунок 8. Схема двойной очереди сообщений в проекте go-peer

8. Анонимная сеть Hidden Lake может быть уязвима к активным кооперирующим наблюдателям, если таковые будут присутствовать в списке друзей у нескольких абонентов системы. В таком случае, помимо ухудшения качества анонимности: с задачи скрытия факта коммуникации до сокрытия связи между абонентами коммуникации, также появится и риск решения / деанонимизации самой QV-задачи. Проблему можно было бы решить созданием нескольких очередей $Q_{k1}, Q_{k2}, \dots, Q_{kn}$ для каждого отдельного абонента, но в таком случае увеличится общее время ответа в n раз. Другим способом решения данной проблемы может стать изменение модели угроз, в которой друг априори будет равен доверенному узлу, а потому не будет заинтересован и задействован в процедурах деанонимизации. На таком конструкте F2F-систем базируется сеть Hidden Lake,

9. Модель угроз анонимной сети Hidden Lake ограничивается исключительно защитой сетевых коммуникаций между её участниками, что, в свою очередь, предполагает отсутствие каких-либо дополнительных мер, действий и условий направленных на защиту частных ключей, баз данных, конфигурационных файлов или взаимодействий сервисов между собой в условиях локальной среды исполнения. Вследствие этого, предпринимаемые меры для обеспечения безопасности локального окружения, в условиях существования чувствительной информации, должны быть возложены на более низкие уровни взаимодействия, как например: выставление прав доступа к файлам и процессам, изолирование программ посредством использования виртуального окружения, программное и аппаратное полнодисковое шифрование, ограничение физического доступа к аппаратным средствам для третьих лиц и т.д.

5.2. Конфигурационные параметры

1. Подход сохранения хешей всех ранее принятых сообщений также имеет минус в лице стремления объёма БД к своему постоянному увеличению. Как только появляется БД хешей, её ни в коем случае нельзя удалять или очищать (без изменения сетевого ключа), иначе все ранее принятые сообщения вновь смогут повториться, если злоумышленник будет применять атаку воспроизведения повторных сообщений. В такой парадигме вопрос

начинает базироваться на объёме и частоте постоянно генерируемой информации. Хеш сообщения в сети Hidden Lake - это хеш-значение $h = H_{MAC(k)}$ полученное из информации на втором этапе шифрования E''_k . Размер хеша определяется криптографической хеш-функцией SHA-384, т.е. 48 байтами. Таким образом, одно принятое, либо отправленное уникальное сообщение будет увеличивать БД на 48 байт. Период генерации одного сообщения одним узлом равен 5 секундам. Если предположить, что в сети существует 10 узлов, каждый из которых в период равный 5 секундам генерирует одно шифрованное сообщение, тогда за 5 секунд будет сгенерировано и сохранено 480 байт, либо 96 байт в секунду. Далее, если расширить полученный результат до года, то БД будет увеличена на ~ 2.6 Гиб⁶ информации, что является вполне допустимым значением,

2. С каждым сохранённым хешем в базе данных уменьшается общая область допустимых шифртекстов из-за сопутствующих коллизий, свойственных всем хеш-функциям. Вследствие этого, чем больше будет приниматься шифртекстов, тем меньше их можно будет принимать в будущем. Вероятность нахождения коллизии в более чем 50% случаев начинается после преодоления порога в 2^{192} принятых шифртекстов для хеш-функции SHA-384 с использованием классических компьютеров. После этого сеть начнёт работать нестабильно, отбрасывая половину всех принимаемых системой сообщений, а единственным способом «перезапуска» сети станет удаление БД с последующей сменой сетевого ключа. Но такое событие является неосуществимым, т.к. требует сохранения 249230249209671726169463823802564608 Йиб⁷ информации для 2^{192} хешей типа SHA-384. При существовании в сети 8000-ти узлов с паттерном генерации шифртекстов 1.6КиВ/с, т.е. при достижении лимита пропускного канала связи в 100мбит/с, за год будет сохраняться ~ 2076 Гиб в локальной БД. Такими темпами, чтобы преодолеть порог нахождения коллизий $>50\%$ случаев, потребуется более чем 10^{47} лет⁸.

3. Сообщения на первом этапе шифрования имеют статичный размер равный 8192 байт, из которых 4569 байт уделяется заголовочным данным: вектор инициализации (16В), хеш данных (48В), подпись ML-DSA-65 (3309В), хеш публичных ключей отправителя (48В), соль (32В), инкапсулированный ключ шифрования ML-KEM-768 (1088В), а также размеры данных в байтах: хеша (4В), подписи (4В), публичного ключа (4В), соли (4В), шифрованного блока данных (4В), полезной нагрузки (4В), заполняющих байт (4В). Второй этап шифрования добавляет 76 байт, из которых: вектор инициализации (16В), доказательство работы (8В), хеш (48В), сетевая маска (4В). Размер сообщения после полного шифрования становится равен 8268 байт из которых 3623 байт являются полезной нагрузкой. Таким образом, если период генерации сообщений равен 5 секундам, тогда за одну секунду узел может передать ~ 724.6 значимых байт. Если прикладное приложение предполагает коммуникацию типа «запрос-ответ», тогда вследствие произведённого запроса неминуемо начнётся этап ожидания ответа, что приведёт к двойному уменьшению пропускной способности до ~ 362.3 значимых байт в секунду из-за увеличенного интервала ожидания равного ~ 10 секундам. Итого, если будет присутствовать задача передачи файла размером

⁶ $((48 \text{ [байт]} \times 10 \text{ [узлов]} / 5 \text{ [секунд]}) \times 60 \text{ [секунд]} \times 60 \text{ [минут]} \times 24 \text{ [часов]} \times 7 \text{ [дней]} \times 4 \text{ [недель]} + 2 \text{ [дня]}) \times 12 \text{ [месяцев]} / 2^{30} \text{ [Гиб]} = 2.595520041882992 \approx 2.6 \text{ Гиб}$.

⁷ $(2^{192} \text{ [хешей]} \times 48 \text{ [байт]}) / 2^{80} \text{ [Йиб]} = 249230249209671726169463823802564608 \text{ Йиб}$.

⁸ $(2^{192} \text{ [хешей]} \times 48 \text{ [байт]}) / ((48 \text{ [байт]} \times 8000 \text{ [узлов]} / 5 \text{ [секунд]}) \times 60 \text{ [секунд]} \times 60 \text{ [минут]} \times 24 \text{ [часов]} \times 7 \text{ [дней]} \times 4 \text{ [недель]} + 2 \text{ [дня]}) \times 12 \text{ [месяцев]} = 135140700251269152632028727792496229215884627189 > 10^{47} \text{ лет}$.

1МиБ по сети, то транспортировка будет занимать приблизительно от ~24.1 до ~48.2 минут (~1447 и ~2894 секунд соответственно),

4. Сложность работы сети Hidden Lake определяется параметром `work_size_bits`, который в стандартной (рекомендуемой) конфигурации равен 22 битам. Данный параметр ограничивает пропускную способность каждого узла сети, противодействуя тем самым DoS и DDoS атакам, а также атакам нацеленным на дублирование сообщений по нескольким подсетям. Данный параметр способен определять примерную количественную границу участников сети.

Предположим, что пропускная способность каждого узла в сети равна 100мбит/с, размер генерируемого сообщения равен 8КиБ, а период генерации равен 5 секундам. В таком случае, перегрузка сети будет возможна при наличии более чем 8000 узлов⁹. Это, в свою очередь, является верхней границей не учитывающей возможности злонамеренных действий со стороны самих узлов, способных генерировать трафик более чем за 8КиБ/5с = 1.6КиБ/с. Без учёта параметра `work_size_bits` (второго этапа шифрования), естественным ограничением для атакующих становится время шифрования сообщений (первый этап шифрования). На процессоре «Intel(R) Core(TM) i7-9750H CPU @ 2.60GHz» шифрование одного 8КиБ сообщения занимает приблизительно 0.254мс, что в среднем требует 0.4 секунд¹⁰ для достижения предельной величины в 12.5МиБ, с дальнейшей возможностью переполнения сетевого канала в 252мбит/с = 12.5/0.4. В результате, 8000 честно работающих узлов становятся равны менее чем одному зловередному ≈ 0.4 .

Для предотвращения такой разницы вводится параметр, определяющий сложность работы. При `work_size_bits=22` шифрование одного 8КиБ сообщения занимает приблизительно 1.98с на том же процессоре без учёта времени первого этапа шифрования, что в среднем требует 52.8 минут¹¹ (3168 секунд) для достижения предельной величины в 12.5МиБ. В результате, для достижения предела злоумышленнику потребуется ~ 3168 параллельных вычислений такой же процессорной мощности, чтобы иметь возможность преодолевать пропускную способность канала в 100мбит/с. Беспрерывное шифрование сообщений при `work_size_bits=22` расходует $\sim 15\%$ процессорной мощности, что позволяет увеличить параллельность в $\sim 6.(6)$ раз для достижения лимита в 100%. Таким образом, ~ 3168 параллельных вычислений сравнимы с использованием $3168 / 6.(6) \approx 475.2$ физических процессоров, работающих на пределах своих мощностей.

Ситуация для злоумышленника упрощается, если вместо CPU будет использоваться GPU. Хешрейт SHA-384 для «Nvidia GTX 1080 Founders Edition» составляет ~ 1050 МН/с¹², в то время как хешрейт «Intel(R) Core(TM) i7-9750H CPU @ 2.60GHz» равен ~ 26.6 МН/с¹³. В результате, разница между процессорами определяется $1050 / 26.6 \approx 39.5$ единицами, что равносильно соотношению 475.2 CPU к $475.2 / 39.3 \approx 12$ GPU при решении PoW задачи.

⁹ $(100[\text{мбит/с}] / 8[\text{бит}]) = 12.5[\text{МиБ/с}] / ((8[\text{КиБ}]/5[\text{с}]) = 1.6[\text{КиБ/с}]) / 1024[\text{байт}] = 0.0015625[\text{МиБ/с}] \approx 8000$ узлов, генерирующих каждый по 1.6КиБ/с.

¹⁰ $(8[\text{КиБ}] / 0.254[\text{мс}]) \rightarrow (1.6[\text{КиБ}] / 0.0508[\text{мс}]), 0.0508[\text{мс}] \times 8000[\text{пакетов по 1.6КиБ}] = 406.4\text{мс} \approx 0.4\text{с}.$

¹¹ $(8[\text{КиБ}] / 1.98[\text{с}]) \rightarrow (1.6[\text{КиБ}] / 0.396[\text{с}]), 0.396[\text{с}] \times 8000[\text{пакетов по 1.6КиБ}] = 3168\text{с} = 52.8\text{м}.$

¹² «8x Nvidia GTX 1080 Hashcat Benchmarks»:

<https://gist.github.com/epixoip/a83d38f412b4737e99bbef804a270c40>.

¹³ При использовании 15% мощностей процессора, хешрейт вычисления SHA-384 составляет ~ 4 МН/с. При 100% нагрузке хешрейт будет повышен в 6.(6) раз, что составит уже 26.6 МН/с.

5. Время генерации равно 1.98 секунд при `work_size_bits=22` приближено к половине от 5 секунд, что является наиболее релевантным значением для успешного накопления истинных и ложных шифртекстов. При `work_size_bits=23` время генерации станет равным ~3.96 секунд, что при вероятности существования дополнительных нагрузок будет приводить к неявному увеличению периода генерации сообщений > 5 секунд, способствующему дальнейшей деанонимизации субъектов за счёт определения периодов их наиболее интенсивной активности.

6. Заключение

В ходе работы было разобрано функционирование анонимной сети Hidden Lake на основе её математических моделей, с дальнейшим указанием преимуществ и ограничений, следующих из QV-задачи. Были приведены основные сервисы сети, а также их сетевые взаимодействия друг с другом в парадигме микросервисной архитектуры. Был описан стек протоколов GP/12, позволяющий сетям с теоретически доказуемой анонимностью становиться абстрактными. Были представлены критерии выбора алгоритмов шифрования, подписания, хеширования, их параметров и настроек в моменты проектирования и реализации сети.

Список литературы

1. Popescu, B., Crispo, B., Tanenbaum, A. Safe and Private Data Sharing with Turtle: Friends Team-Up and Beat the System [Электронный ресурс]. — Режим доступа: https://web.archive.org/web/20070316085325/http://www.turtle4privacy.org/documents/sec_prot04.pdf (дата обращения: 04.07.2024).
2. Коваленко, Г. Общая теория анонимных коммуникаций. Второе издание / Г. Коваленко. — [б. м.]: Издательские решения, 2023. - 208 с.
3. Шнайер, Б. Прикладная криптография. Протоколы, алгоритмы и исходные коды на языке C / Б. Шнайер. — СПб.: ООО «Альфа-книга», 2018. - 1040 с.
4. Алферов, А., Зубов, А., Кузьмин, А., Черемушкин, А. Основы криптографии: Учебное пособие / А. Алферов, А. Зубов, А. Кузьмин, А. Черемушкин. — М.: Гелиос АРВ, 2002. - 480 с.
5. Граймс, Р. Апокалипсис криптографии / Р. Граймс. — М.: ДМК Пресс, 2020. - 290 с
6. Шнайер, Б., Фергюсон, Н. Практическая криптография / Б. Шнайер, Н. Фергюсон. - М.: Издательский дом «Вильямс», 2005. - 420 с.
7. Таненбаум, Э., Уэзеролл, Д. Компьютерные сети / Э. Таненбаум, Д. Уэзеролл. — СПб.: Питер, 2017. - 960 с.
8. Perry, M. Securing the Tor Network [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://www.blackhat.com/presentations/bh-usa-07/Perry/Whitepaper/bh-usa-07-perry-WP.pdf> (дата обращения: 04.07.2024).
9. Astolfi, F., Kroese, J., Oorschot, J. I2P - Invisible Internet Project [Электронный ресурс]. — Режим доступа: https://staas.home.xs4all.nl/t/swtr/documents/wt2015_i2p.pdf (дата обращения: 04.07.2024).
10. Danezis, G., Dingledine, R., Mathewson, N. Mixminion: Design of a Type III Anonymous Remailer Protocol [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://web.archive.org/web/20170312061708/https://gnunet.org/sites/default/files/minion-design.pdf> (дата обращения: 04.07.2024).

11. Reiter, M., Rubin, A. Crowds: Anonymity for Web Transactions [Электронный ресурс]. — Режим доступа: https://www.cs.utexas.edu/~shmat/courses/cs395t_fall04/crowds.pdf (дата обращения: 04.07.2024).
12. Ишкуватов, С. Способ и алгоритм определения типа трафика в зашифрованном канале связи [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://cyberleninka.ru/article/n/sposobi-algoritma-opredeleniya-tipa-trafika-v-shifrovannom-kanale-svyazi> (дата обращения: 04.07.2024).
13. Накамото, С. Биткойн: система цифровой пиринговой наличности [Электронный ресурс]. — Режим доступа: https://bitcoin.org/files/bitcoin-paper/bitcoin_ru.pdf (дата обращения: 04.07.2024).
14. Хлебников, А. OpenSSL 3: ключ к тайнам криптографии / А. Хлебников. — М.: ДМК Пресс, 2023. - 300 с.
15. Lewis, J., Fowler, M. Microservices [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://martinfowler.com/articles/microservices.html> (дата обращения: 07.09.2024).
16. Коваленко, Г. Анонимная P2P-сеть внутри централизованного HTTPS-сервера: вшиваем паразитный трафик всеми правдами и неправдами [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://habr.com/ru/articles/800965/> (дата обращения: 07.09.2024).
17. Heaton, R. The Padding Oracle Attack [Электронный ресурс]. — Режим доступа: <https://robertheaton.com/2013/07/29/padding-oracle-attack/> (дата обращения: 04.07.2024).
18. Омассон, Ж. О криптографии всерьез. Практическое введение в современное шифрование / Ж. Омассон. — М.: ДМК Пресс, 2021. - 328 с.
19. Мао, В. Современная криптография: теория и практика / В. Мао. - М.: Издательский дом «Вильямс», 2005. - 768 с.
20. Module-Lattice-Based Key-Encapsulation Mechanism Standard [Электронный ресурс]. — Режим: <https://nvlpubs.nist.gov/nistpubs/FIPS/NIST.FIPS.203.pdf> (дата обращения: 19.10.2024).
21. Module-Lattice-Based Digital Signature Standard [Электронный ресурс]. — Режим: <https://nvlpubs.nist.gov/nistpubs/FIPS/NIST.FIPS.204.pdf> (дата обращения: 19.10.2024).