АЛГОРИТМ ПРОГРАММНОГО ОБЕСПЕЧЕНИЯ аутентификации абонентского доступа имитатора сети ПД учебного лабораторного стенда

Р.Бельфер, доцент кафедры "Информационная безопасность" МГТУ им. Н.Э.Баумана, к.т.н. / a.belfer@yandex.ru
Е.Глинская, ст. преподаватель кафедры "Информационная безопасность" МГТУ им. Н.Э. Баумана,
А.Кравцов, с.н.с. НИИЦ ЦНИИ ВВКО

УДК 621.392, DOI: 10.22184/2070-8963.2018.70.1.64.69

Предложены алгоритмы программного обеспечения взаимной аутентификации на абонентском доступе и аутентификации только оконечного пункта. Статья дополняет изложенный в предыдущей работе алгоритм ПО установления коммутируемого виртуального канала на абонентском доступе имитатора сети ПД с учетом обеспечения информационной безопасности.

Введение

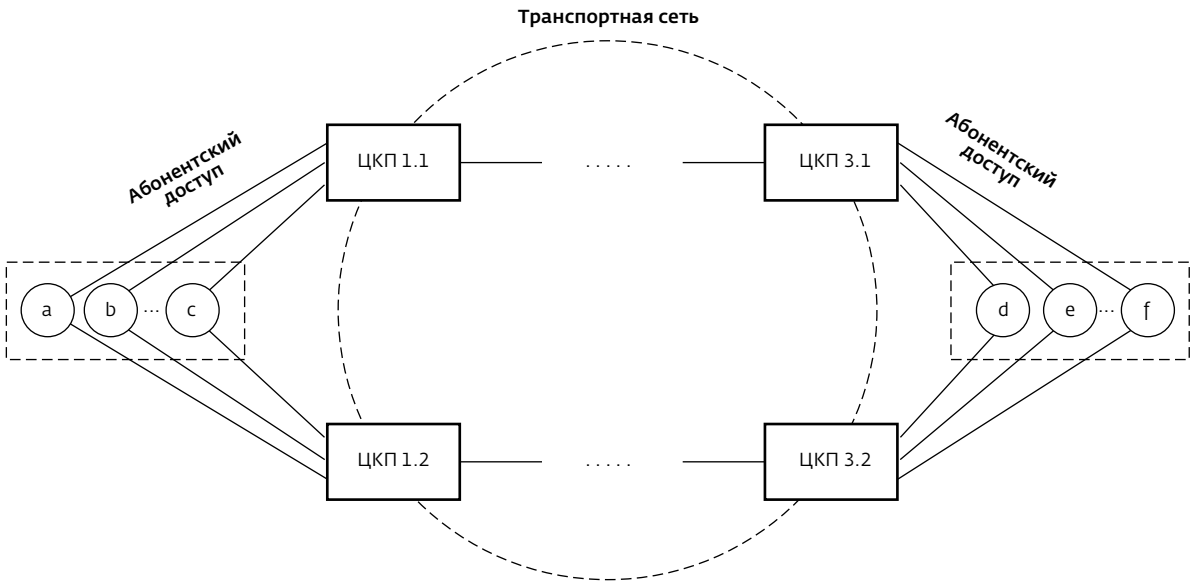
В работе [1] приводится алгоритм программного обеспечения, выполняющий функцию установления соединения на участках абонентского доступа имитатора сети ПД. При этом отмечается, что такая сеть разрабатывается на кафедре "Информационная безопасность" МГТУ им. Н.Э.Баумана в научно-образовательном плане в рамках создания учебного лабораторного стенда (УЛС). Отмечена актуальность УЛС в целях подготовки кадров для создания отечественных сетей ПД категории специального назначения с высокими требованиями по надежности, информационной безопасности и другим характеристикам. Показано, что это относится, в частности, к сетям для ОПК.

В указанной работе отмечается необходимость разработать алгоритм ПО в части выполнения функций взаимной аутентификации оконечной станции и узла коммутации на абонентских участках сети. Настоящая статья посвящена этой разработке.

Приведем конфигурацию имитатора сети, используемую в работе [1].

Конфигурация имитатора сети

На рисунке приведена конфигурация имитатора сети с адресацией оконечных пунктов и центров коммутации пакетов (ЦКП). Физические адреса: оконечных пунктов – 101 (a), 102 (b), 103 (c) и ЦКП абонентских доступов этих оконечных пунктов – 11 (ЦКП 1.1), 21 (ЦКП 2.1); оконечных



Конфигурация имитатора сети ПД

пунктов – 601 (f), 602 (d), 603 (e) и ЦКП абонентских доступов этих оконечных пунктов – 31 (ЦКП 3.1), 32 (ЦКП 3.2).

Описание алгоритма ПО в [1] приводится на примере установления коммутируемого виртуального канала между оконечными пунктами a и f. Алгоритм ПО аутентификации в настоящей работе приводится на абонентских доступах с этими оконечными пунктами. Оконечный пункт a является источником установления соединения с оконечным пунктом f . Будем называть f оконечным пунктом назначения.

ПО включает диспетчер программ и описание алгоритма шести программ. Диспетчер программ DISP управляет последовательным выполнением программ $P_1, P_2 \ldots P_6$.

Программа P_1 отвечает за установление адресов оконечных пунктов и ЦКП сети ПД. **Программа P_2** – за создание имитаторов сертификатов на абонентском доступе оконечного пункта источника. Для этого создадим имитаторы сертификатов оконечного пункта a и ЦКП 1.1. Примем одноуровневую структуру удостоверяющих центров. Для упрощения изложения не рассматриваем аутентификацию с ЦКП 1.2 и в открытой части сертификатов оставим только один параметр – открытый ключ. Обозначим ЦКП 1.1 через I, оконечный пункт a через R. ЦКП 1.1 и a

получили сертификат в общем удостоверяющем центре (УЦО). Введем значения открытого и закрытого ключа, а также параметра расчета принятого метода RSA для: общего удостоверяющего центра УЦО (соответственно $P_{УЦО} = 7$, $S_{УЦО} = 23$, $n = 187$); удостоверяющего центра ЦКП 1.1 ($P_I = 3$, $S_I = 7$, $n = 31$); удостоверяющего центра оконечного пункта а ($P_R = 5$, $S_R = 77$, $n = 119$). Имитатор сертификата ЦКП 1.1, полученный в общем удостоверяющем центре, – УЦО << I >> = $P_I S_{УЦО}(h(P_I))$. Имитатор сертификата оконечного пункта а, полученный в общем удостоверяющем центре, – УЦО <<R>> = $P_R S_{УЦО}(h(P_R))$.

Программа P_3 предназначена для взаимной аутентификации оконечной станции источника виртуального соединения и ЦКП абонентского доступа, а также создания головного ключа. Она посылает сообщения.

Сообщение 1. ЦКП 1.1. посылает в оконечный пункт а (I в R) сообщения:

- сертификат I, полученный в УЦО (УЦО << I>> = $P_I S_{УЦО}(h(P_I))$). На приеме этого сообщения в оконечном пункте а убеждаемся в достоверности открытого ключа P_I. Для расчетов функции хэширования используется библиотека по адресу https://www.cryptopp.com, включающая несколько стандартных протоколов. Для упрощения изложения поставленной в настоящей работе задачи описания алгоритма программного обеспечения в каждом случае задаем численное значение хэша открытого ключа. Примем $h(P_I) = 88$, не производя хэширования стандартным алгоритмом. Тогда $S_{УЦО}(h(P_I)) = 88^{23} \bmod 187 = 11$. Считаем, что открытый ключ удостоверяющего центра ($P_{УЦО}$), выдавшего сертификат оконечному пункту, достоверно известен. Сравниваем принятое значение $h(P_I) = 88$ с полученным значением $h(P_I)$ с помощью открытого ключа $P_{УЦО} = 7$, т.е. $P_{УЦО}S_{УЦО}(h(P_I)) = (88^{23} \bmod 187)^7 \bmod 187 = 88$. Совпадение этих двух значений $h(P_I)$ показывает достоверность открытого ключа P_I, т.е открытого ключа ЦКП 1.1;
- случайное число R_I, сгенерированное I для защиты от угрозы "повтор аутентификации".

Сообщение 2. Оконечный пункт а посылает в ЦКП 1.1 (R в I) сообщения:

- сертификат R, полученный в УЦО (УЦО << R >> = $P_R S_{УЦО}(h(P_R))$). На приеме в оконечном пункте а убеждаемся в достоверности открытого ключа P_R. Примем, что $h(P_R) = 75$, не производя хэширования стандартным алгоритмом. Тогда $S_{УЦО}(h(P_R)) = 75^{23} \bmod 187 = 80$. Считаем, что открытый ключ удостоверяющего центра ($P_{УЦО}$), выдавшего сертификат ЦКП 1.1, достоверно известен. Сравниваем принятое значение $h(P_R) = 75$ с полученным значением $h(P_R)$ с помощью открытого ключа $P_{УЦО} = 7$, т.е. $P_{УЦО}S_{УЦО}(h(P_R)) = (75^{23} \bmod 187)^7 \bmod 187 = 75$. Совпадение этих двух значений $h(P_R)$ показывает достоверность открытого ключа P_R, т.е. открытого ключа оконечного пункта а;
- сгенерированное случайное число R_R (для защиты от угрозы "повтор аутентификации");
- $P_I [K_и]$ – головной секретный ключ $K_и$, зашифрованный открытым ключом I (т.е. P_I). $K_и$ – случайное число, сгенерированное R. Примем $K_и = 37$, $P_I [K_и] = 37^3 (\bmod 31) = 30$;
- $S_R[h (R_I, R_R, K_и)]$ – хэш-функция (R_I, R_R, $K_и$), зашифрованная закрытым ключом получателя S_R.

На приеме в ЦКП 1.1 (I) производится: дешифрация головного секретного ключа $K_и$ закрытым ключом источника S_I. $K_и = 30^7 (\bmod 31) = 37$; с помощью открытого ключа получателя P_R проверка целостности значений R_I, R_R, $K_и$. Примем $h (R_I, R_R, K_и) = 108$, не производя хэширования.

Тогда $S_R[h (R_I, R_R, K_и)] = 108^{77} (\bmod 119) = 61$. На приеме в I с помощью открытого ключа получателя $P_R = 5$ производится проверка целостности значений R_I, R_R, $K_и$. $S_R [h (R_I, R_R, K_и)] = h (R_I, R_R, K_и) = 61^5 (\bmod 119) = 108$. Совпадение значений $h (R_I, R_R, K_и)$ показывает целостность значений R_I, R_R, $K_и$. Проверка, является ли значение R_I тем же самым, которое было отправлено в сообщении 1 (защита от угрозы "повтор аутентификации"). Успешная проверка принятых сообщений завершает аутентификацию оконечного пункта.

Сообщение 3. ЦКП 1.1. посылает в оконечный пункт а (I в R) сообщение:

- $S_I [h (R_R, K_и)]$ – хэш-функцию (R_R, $K_и$), зашифрованную закрытым ключом источника S_I. На приеме в R с помощью открытого ключа приемника P_R производится проверка целостности значений R_R, $K_н$. Примем $h (R_R, K_и) = 29$. $S_I (h (R_R, K_и)) = 29^7 (\bmod 31) = 27$. На приеме в R с помощью открытого ключа приемника P_R производится проверка целостности значений R_R, $K_и$ – P_I $S_I [h (R_R, K_и)] = h(R_R, K_и) = 27^3 (\bmod 31) = 29$. Совпадение значений $h (R_R, K_и)$ показывает целостность значений R_I, R_R, $K_и$. Кроме того, на приеме в R производится проверка, является ли значение R_R тем же самым, которое было отправлено ранее в

ЦКП 1.1. (защита от угрозы "повтор аутентификации"). Успешная проверка принятого сообщения завершает аутентификацию источника I (ЦКП 1.1).

Программа P_4 отвечает за установление ассоциации безопасности на абонентском доступе оконечного пункта назначения. Программа P_5 – за создание имитаторов сертификатов на абонентском доступе оконечного пункта назначения. Для этого создадим имитаторы сертификатов оконечного пункта и ЦКП 3.1. В отличие от принятой структуры для абонентского доступа оконечного пункта a и ЦКП 1.1. примем двухуровневую структуру удостоверяющих центров. Для упрощения изложения не рассматриваем аутентификацию с ЦКП 3.2. Обозначим ЦКП 3.1 через I, оконечный пункт f через R. ЦКП 3.1 получил сертификат в удостоверяющем центре I (УЦI). Оконечный пункт f получил сертификат в удостоверяющем центре R (УЦR).

Введем значения открытого, закрытого ключа и параметра расчета принятого метода RSA для: общего удостоверяющего центра УЦО (соответственно $P_{УЦО} = 7$, $S_{УЦО} = 23$, $n = 187$); имитатора сертификата УЦI, полученного в общем удостоверяющем центре УЦО ($P_{УЦI} = 17$, $S_{УЦI} = 53$, $n = 77$); имитатора сертификата УЦR, полученного в общем удостоверяющем центре УЦО ($P_{УЦR} = 3$, $S_{УЦR} = 67$, $n = 55$); имитатора сертификата ЦКП 3.1 (I), полученного в удостоверяющем центре УЦI (соответственно $P_I = 3$, $S_I = 7$, $n = 31$); имитатора сертификата оконечного пункта f, полученного в удостоверяющем центре УЦR ($P_R = 5$, $S_R = 77$, $n = 119$).

Для упрощения изложения в открытой части сертификатов оставим только один параметр – открытый ключ. Имитатор сертификата ЦКП 3.1, полученный в удостоверяющем центре УЦI, – УЦI << I >> = $P_I S_{УЦI}(h(P_I))$; имитатор сертификата оконечного пункта f, полученный в УЦR, – УЦR << R>> = $P_R S_{УЦR}(h(P_R))$; имитатор сертификата удостоверяющего центра УЦI, выданный в общем удостоверяющем центре УЦО, – УЦО << УЦI>> = $P_{УЦI}$ $S_{УЦО}$ (h ($P_{УЦI}$)); имитатор сертификата удостоверяющего центра УЦR, выданный в общем удостоверяющем центре УЦО, – УЦО << УЦR>> = $P_{УЦR}$ $S_{УЦО}$ (h ($P_{УЦR}$)).

Программа P_6 предназначена для взаимной аутентификации оконечного пункта назначения виртуального соединения и ЦКП абонентского доступа, а также создания головного ключа. Она также посылает сообщения.

Сообщение 1. ЦКП 3.1. в адрес оконечного пункта f (I в R) посылает:

- сертификат удостоверяющего центра УЦI, полученный в общем удостоверяющем центре УЦО (УЦО << УЦI>> = $P_{УЦI}$ $S_{УЦО}$ (h ($P_{УЦI}$))). На приеме в оконечном пункте f убеждаемся в достоверности открытого ключа удостоверяющего центра УЦI ($P_{УЦI}$). Примем h ($P_{УЦI}$) = 72, не производя хэширования стандартным алгоритмом. Тогда $S_{УЦО}$ (h ($P_{УЦI}$)) = 72^{23}(mod187) = 183. Считаем, что открытый ключ удостоверяющего центра ($P_{УЦО}$), выдавшего сертификат оконечному пункту, достоверно известен. Сравниваем принятое значение h ($P_{УЦI}$) = 183 с полученным значением h (P_I) с помощью открытого ключа $P_{УЦО} = 7$, т.е. $P_{УЦО} S_{УЦО}$ (h (P_I)) = 72^{23} (mod 187)^7 mod 187 =72. Совпадение обоих значений h ($P_{УЦI}$) = 72 означает подлинность открытого ключа удостоверяющего центра $P_{УЦI}$, как принято для примера $P_{УЦI} = 17$.
- сертификат ЦКП 3.1 (I), полученный в удостоверяющем центре УЦI (УЦI << I>> = $P_I S_{УЦI}(h(P_I))$). На приеме в оконечном пункте f убеждаемся в достоверности открытого ключа P_I ЦКП 3.1 (I). Примем h ($P_{УЦI}$) = 29, не производя хэширования стандартным алгоритмом. Тогда $S_{УЦI}$

$(h(P_I)) = 29^7 \pmod{31} = 27$. Сравниваем принятое значение $h(P_{УЦI}) = 29$ с полученным значением $h(P_{УЦI}) = 29$ с помощью открытого ключа $P_{УЦI} = 17$, т.е. $P_{УЦI}\ S_{УЦI}(h(P_I)) = 29^{53} \pmod{31}^{17} \bmod 31 = 29$. Совпадение обоих значений $h(P_{УЦI}) = 29$ означает подлинность открытого ключа – убеждаемся в достоверности открытого ключа ЦКП 3.1 (I), как принято для примера $P_I = 3$.

- R_I – случайное число, сгенерированное I для защиты от угрозы "повтор аутентификации".

Описание алгоритма взаимной аутентификации и формирования головного ключа далее следует без примеров расчета, как это приводилось выше на обоих абонентских доступах. Это объясняется тем, что принцип работы этих алгоритмов такой же.

Сообщение 2. Оконечный пункт f в адрес ЦКП 3.1: (R в I) посылает:

- сертификат удостоверяющего центра УЦR, полученный в общем удостоверяющем центре УЦО (имитатор сертификата удостоверяющего центра УЦR, выданный в общем удостоверяющем центре УЦО, – УЦО << УЦR>> = $P_{УЦR}\ S_{УЦО}(h(P_{УЦR}))$), а на приеме в оконечном пункте f убеждаемся в достоверности открытого ключа удостоверяющего центра УЦR ($P_{УЦR} = 3$);
- сертификат оконечного пункта f, полученный в удостоверяющем центре УЦR (УЦR << R>> = $P_R\ S_{УЦR}(h(P_R))$), а на приеме в оконечном пункте f убеждаемся в достоверности открытого ключа P_R оконечного пункта f;
- случайное число R_R, сгенерированное R для защиты от угрозы "повтор аутентификации".

Далее алгоритм взаимной аутентификации и формирования головного ключа аналогичен алгоритму, изложенному в программе P_3 для абонентского доступа оконечного пункта a (источника соединения коммутируемого виртуального канала). Отличаются только подлежащие в примере аутентификации оконечный пункт (f), ЦКП (ЦКП 3.1) абонентского доступа и головной секретный ключ $K_{н.}$

Особенности алгоритма аутентификации

За основу приведенного алгоритма принят стандартизированный протокол Европейского института стандартизации ETSI ETS 300 841 мультимедийной сети ISDN [2]. Он был реализован, в частности, на сети связи общего пользования немецкого оператора Deutsche Telecom.

Приведем основные изменения предложенного в настоящей работе алгоритма.

Во-первых, изложен не алгоритм аутентификации, а алгоритм программного обеспечения реализации алгоритма аутентификации с использованием имитаторов сертификатов.

Во-вторых, предложена не только двухуровневая иерархия сертификатов, но и одноуровневая.

В-третьих, в настоящем разделе рассмотрена аутентификация только оконечного пункта. Для некоторых областей использования сетей ПД специального назначения может отсутствовать необходимость при каждом установлении соединения производить аутентификацию узла коммутации транспортной части сети. Даже в системе сигнализации ОКС №7, используемой в сетях связи общего пользования стандартов ISDN, IN, UMTS, механизм аутентификации MTPSec используется только один раз при пуске сети в эксплуатацию. В остальных случаях используется созданный им головной ключ [3,4].

Основное изменение в приведенной программе взаимной аутентификации P_3 для выполнения аутентификации только оконечного пункта – не используется сообщение 3.

Выводы

Предложенные алгоритмы ПО взаимной аутентификации на абонентском доступе и аутентификации только оконечного пункта могут быть использованы при реализации имитатора сети ПД в рамках учебного лабораторного стенда и лабораторных работ студентов.

ЛИТЕРАТУРА

1. **Басараб М.А., Бельфер Р.А., Глинская Е.В., Кравцов А.В.**. Алгоритм ПО установления коммутируемого виртуального канала на абонентском доступе имитатора сети ПД с учетом обеспечения информационной безопасности // ПЕРВАЯ МИЛЯ. 2017. №8. С.64–69.
2. **Бельфер Р.А.** Сети и системы связи (технологии, безопасность) /Учеб. пособие по дисциплине "Сети и системы связи": электронное учеб. изд. – М.: МГТУ им. Н.Э.Баумана. 2012. 723 с.
3. **Sengar H., Wijesekera D., Jajodia S.** Authentication and Integrity in telecommunication Signaling Network. Engineering of Computer-Based Systems, 12th IEEE International Conference and Workshops, 2005. P. 163–170.
4. **Yang Y., He W., Feng S.** Security Analysis and Amendment of 3G Core Network Based on MTPsec, IEEE Pacific-Asia Workshop on Computational Intelligence and Industrial Application, 2008. P. 519–523.