

# ВЕРИФИКАЦИЯ БЕЗОПАСНОСТИ ПРОТОКОЛА ЭЛЕКТРОННОЙ ЦИФРОВОЙ ПОДПИСИ С ПОМОЩЬЮ AVISPA

Бабенко Л.К.<sup>1</sup>, Санчес Россель Х.А.<sup>2</sup>

В связи с широким распространением информационных сетей, в частности, глобальной сети интернет и, соответственно, с развитием новых сетевых услуг и технологических возможностей происходит непрерывное увеличение все новых угроз безопасности обмена информацией, что, в свою очередь, постоянно усложняет процедуру верификации и анализа протоколов передачи данных. В информационных сетях с целью обеспечения их безопасности применяются протоколы взаимодействия между элементами этих сетей. Безопасность обеспечивается, например, за счет конфиденциальности или аутентификации, которые в свою очередь реализуются за счет систем криптографии. Одним из ключевых этапов при разработке протоколов является стадия проверки на безопасность, которая позволяет проверить их стойкость к различным видам атак, определить возможность получения защищаемой информации злоумышленником. Сегодня существует достаточно большой круг методов верификации протоколов по критерию безопасности, однако не все из них, несмотря на удовлетворения ими выше приведенных требований, могут соответствовать высокому и эффективному уровню верификации крупных и сложных протоколов. С этой точки зрения хорошо зарекомендовал себя такой инструмент проверки протоколов как AVISPA, позволяющий эффективно проводить верификацию широкого спектра протоколов крупного масштаба. В данной статье приводится протокол симметричной цифровой подписи с двумя арбитрами в среде разграничения доступа, а также его верификация с помощью средства AVISPA.

**Ключевые слова:** AVISPA, верификация протоколов, криптография, симметричная цифровая подпись, криптографический протокол

DOI: 10.21581/2311-3456-2017-2-45-52

## Введение

В современном мире широкое распространение получили электронные цифровые подписи, которые служат для предотвращения изменения содержимого сообщения и (или) подтверждения подлинности отправителя [4]. Для осуществления отправки подписанного сообщения используют, как правило, прямой или арбитражный протоколы передачи цифровой подписи [10].

При использовании прямой цифровой подписи взаимодействие осуществляется непосредственно между участниками (отправителем и получателем). Предполагается, что получатель знает открытый ключ отправителя. Цифровая подпись может быть создана шифрованием всего сообщения или его хэш-кода закрытым ключом отправителя.

Конфиденциальность может быть обеспечена дальнейшим шифрованием всего сообщения вместе с подписью открытым ключом получателя (асимметричное шифрование) или разделяемым секретным ключом (симметричное шифрование). Заметим, что обычно функция подписи выполня-

ется первой, и только после этого выполняется функция конфиденциальности. В случае возникновения спора некая третья сторона должна просмотреть сообщение и его подпись. Если функция подписи выполняется над зашифрованным сообщением, то для разрешения споров придется хранить сообщение как в незашифрованном виде (для практического использования), так и в зашифрованном (для проверки подписи). Либо в этом случае необходимо хранить ключ симметричного шифрования, для того чтобы можно было проверить подпись исходного сообщения. Если цифровая подпись выполняется над незашифрованным сообщением, получатель может хранить только сообщение в незашифрованном виде и соответствующую подпись к нему.

Все прямые схемы, рассматриваемые далее, имеют общее слабое место. Действенность схемы зависит от безопасности закрытого ключа отправителя. Если отправитель впоследствии не захочет признать факт отправки сообщения, он может утверждать, что закрытый ключ был потерян или украден, и в результате кто-то подделал его

1 Бабенко Людмила Климентьевна, доктор технических наук, профессор, Южный Федеральный Университет, г.Таганрог, Россия, email: blk@tsure.ru

2 Санчес Россель Хосе Агустин, Южный Федеральный Университет, г. Каракас, Боливарианская Республика Венесуэла, email: jasroda@gmail.com

подпись. Можно применить административное управление, обеспечивающее безопасность закрытых ключей, для того чтобы, по крайней мере, хоть в какой-то степени ослабить эти угрозы. Один из возможных способов состоит в требовании в каждую подпись сообщения включать отметку времени (дату и время) и сообщать о скомпрометированных ключах в специальный центр.

Другая угроза состоит в том, что закрытый ключ может быть действительно украден у *X* в момент времени *T*. Нарушитель может затем послать сообщение, подписанное подписью *X* и помеченное временной меткой, которая меньше или равна *T*.

**Описание предлагаемого протокола**

Проблемы, связанные с прямой цифровой подписью, могут быть частично решены с помощью арбитра. Для этих целей предлагается следующий криптографический протокол:

(1) Передаваемое сообщение подписывается хэш-ключем симметричной схемой цифровой подписи с модификацией битовых групп [8], используя в качестве блочного шифра алгоритм шифрования «Кузнечик» [1-3, 5, 6, 12, 13].

(2) Устанавливаем виртуальное соединения по протоколу TCP в среде разграничения доступа между арбитрами *C* и *D*.

(3) Передаем по каналу связи арбитру *C* (сервер идентификации отправки) информацию об отправке сообщения получателю *B* (время отправки, идентификаторы отправителя и получателя). Арбитр пользуется доверием двух сторон (*A* и *B*).

(4) Передаем по каналу связи с помощью транспортного протокола TCP зашифрованное сообщение абоненту *B*.

(5) Получатель отправляет запрос к арбитру *C* с целью подтвердить отправку сообщения *M*.

(6) Арбитр *C* после подтверждения отправки перенаправляет абонента *B* к арбитру *D* (сервер проверки подписи), который проверяет цифровую подпись абонента *A*.

(7) Если подпись верна, арбитр *D* информирует об этом получателя *B*.

(8) В случае неверной цифровой подписи, сообщение игнорируется.

Дополнительное разграничение доступа между арбитрами позволяет за счет небольших затрат значительно усложнить задачу осуществления атаки. Под виртуальным соединением в данном случае следует понимать логическую организацию ресурсов IP-сетей, в частности – средств разграничения доступа. Моделью такого средства является монитор безопасности, через который проходят, как запросы от субъекта к объекту, так и ответы объекта, передаваемые субъекту.

**Верификация средствами AVISPA**

Одним из ключевых этапов при разработке протоколов является стадия проверки на безопасность, которая позволяет проверить их стойкость к различным видам атакам, определить возможность получения защищаемой информации злоумышленником [7].

Таким образом, различные уязвимости будут определяться множеством атак направленных на протоколы. Выделяют следующие основные виды атак [9], представленные на рис. 1.

В источнике [7], справедливо указывается, что не существует универсального средства верификации протоколов, но при этом предлагается ряд ключевых критериев для выбора такого рода средств, один из которых является уровень автоматизации, соответственно, чем он выше, тем более приемлемо средство верификации.

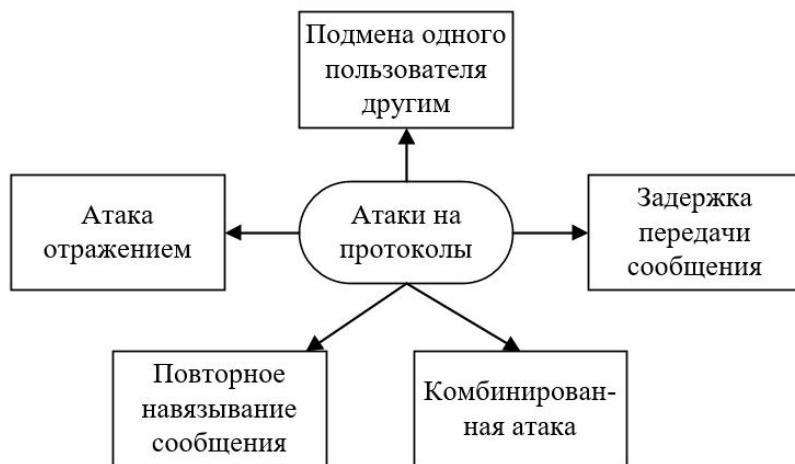


Рис. 1. Виды атак на протоколы передачи данных

Выделяют два основных метода автоматизированного анализа основанные на: верификации и логическом выводе [7, 9]. Первый метод базируется на проверке модели, т.е. в формализованном виде получают модель, которая подвергается проверке на соответствие тому или иному критерию безопасности, поэтапно проходя различные собственные состояния. Итогом является выявление путей, приводящих к состоянию угрозы, тем самым непосредственно определяется атака на протокол. Второй метод заключается в применении основных положений логики, а именно, дедукционного анализа на удовлетворение предъявляемых к нему требований.

С точки зрения универсальности процесса верификации протоколов интерес представляет продукт AVISPA, базирующийся на языке описания протоколов HLPLS (High Level Protocol Specification Language). Основным преимуществом данного средства является его многофункциональность - он позволяет не только находить уязвимости у того или иного протокола, но и определять возможные совершаемые атаки на него. Также стоит отметить, что, несмотря на сложность языка HLPLS, язык является достаточно гибким, что дает возможность более детально описывать протоколы по сравнению с аналогами. Результаты, полученные с помощью AVISPA, более подробны и конструктивны. Программа использует язык HLPLS для формализации проверяемых протоколов, но при этом имеется возможность описать сеансы связи при помощи языка CAS+, который имеет бо-

лее простой синтаксис. При использовании языка CAS+ в дальнейшем можно компилировать CAS+ код в синтаксис языка HLPLS, который затем переводится в более низкоуровневый язык IF, за счет которого и осуществляется верификация [11]. Структурная схема AVISPA приведена на рис. 2.

Как видно из рис. 2, в AVISTA интегрированы четыре основных модуля: «OFMC», «CL-AtSe», «SATMC», «TA4SP». Каждый из модулей представляет собой отчасти уникальный верификатор, который может использоваться как самостоятельно, так и в сочетании с другими модулями.

Модули «OFMC», «CL-AtSe», «SATMC» относятся к первому виду рассмотренных автоматизированных систем анализа протоколов на безопасность, а модуль «TA4SP» базируется на методе логической проверки корректности протокола, в частности, на автоматическом доказательстве.

### Описание протокола в синтаксисе языка CAS+

Структура спецификации разработанного протокола, описанного на языке CAS+, состоит из шести основных частей: идентификаторы, сообщение, знания участников протокола, моделирование сессий передачи данных, знания злоумышленника и цели верификации.

Рассмотрим подробно каждую из этих частей.

#### 1) Идентификаторы

Идентификаторы, используемые для описания протокола, могут быть следующих типов: user (имя участника), public\_key (открытый ключ), symmetric\_key (симметричный ключ), function (функ-

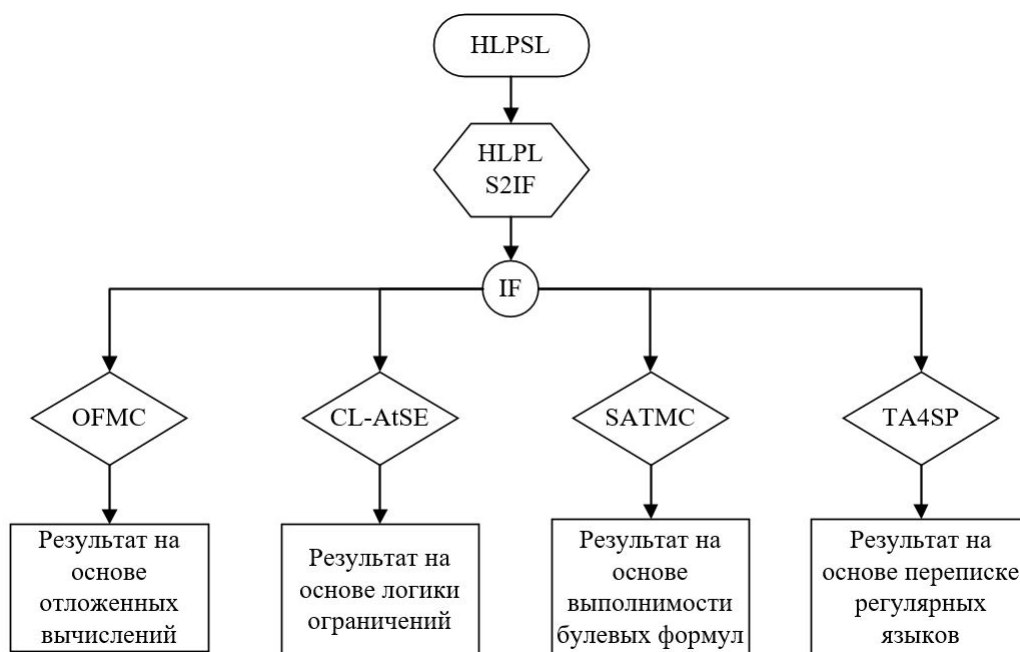


Рис. 2. Архитектура AVISPA

ция), number (числовые, текстовые и др. типы данных). К типу function относится в том числе и хэш-функция.

## 2) Сообщение

Основой для описания правил передачи сообщений между участниками задается следующей формулой:

$$(i. S_i \rightarrow_i R_i : M_i) \quad 1 \leq i \leq n, \quad (1)$$

где  $i$ -номер шага в последовательности передачи сообщений,  $S_i, R_i$  - отправитель и получатель соответственно,  $M_i$  - сообщение.

Различный тип стрелок определяет тип канала, используемого для передачи. Каналы задаются следующим образом:

- «->» - для использования канала Долева-Яо;
- «=>» - для возможности записи и чтения с защищенных каналов;
- «~>» - для возможности только чтения с защищенных каналов.

## 3) Знания участников протокола

В поле knowledge задаются знания, которыми владеют участники до начала запуска проверки протокола. Знания им необходимы для инициализации процесса передачи сообщений. При этом предполагается, что каждый участник априорно имеет представление о своем имени.

## 4) Сессия передачи данных

Эта часть отвечает за присвоение возможных значений постоянных идентификаторов и, таким образом, описываются различные системы, использующие протокол. Здесь также возможно запустить моделирование взаимодействия со злоумышленником, для чего применяется идентификатор  $i$ . При этом различные ситуационные модели могут происходить как одновременно, так и последовательно произвольное количество раз.

## 5) Знание злоумышленника

В поле «знание злоумышленника» указывается набор значений, установленных в поле «сессия пе-

редача данных» и значения доступные злоумышленнику до начала запуска протокола.

## 6) Цели верификации

Здесь указываются цели проверки протокола. Существует несколько видов целей: секретность, проверка подлинности различных видов. Секретность связана с соответствующим идентификатором, либо с их набором, которые должны быть указаны в самом начале спецификации. Идентификатор содержит секретные данные, которые должны быть сохранены втайне от других пользователей. Проверка подлинности (аутентификация) связана с двумя пользователями и одним идентификатором, при этом один пользователь производит верификацию другого за счет идентификатора.

Таким образом, описанный выше протокол на языке CAS+ принимает следующий вид (<br> - разрыв строки): protocol esp; <br> identifiers <br> A, B, C, D: user; <br> M, Ok: number; <br> K: symmetric\_key; <br> messages <br> 1. A -> B : {M}K <br> 2. A -> C : A <br> 3. C -> B : A, D <br> 4. B -> D : {M}K <br> 5. D -> B : Ok <br> knowledge <br> A: A, C, B, K; <br> B: A, C, B; C: A, B, C, D; <br> D: D, K; <br> session\_instances <br> [A:otpr, B:poluch, C:servident, D:servprov, K:key]; <br> intruder\_knowledge <br> otpr, poluch, servident, servprov.

## Цель моделирования, результаты

В данной работе проверка протокола производилась модулем верификации «CL-AtSe», который работает следующим образом: за счет внутри-блочного автоматического наложения на протокол ограничений вынуждает злоумышленника выполнять определенные итерации, автоматически контролируя которые, можно идентифицировать атаки на протокол. Каждый этап протокола симулируется ограничениями, становящиеся знаниями злоумышленника, параллельно производится идентификация на соответствие критериям безопасности системы.

Ниже представлено описание протокола на языке HLPLS:

```
// Начало протокола
role role_A (A:agent, C:agent, B:agent, K:symmetric_key, SND, RCV:channel (dy))
played_by A
def=
  local
    State:nat, M:text
  init
    State := 0
  transition
    1. State=0 /\ RCV(start) =|> State>:=1 /\ M>:=new() /\ SND({M>}_K)
/\ SND(A)
end role
```

## Верификация безопасности протокола электронной цифровой подписи ...

```
role role_B(A:agent,C:agent,B:agent,SND,RCV:channel(dy))
played_by B
def=
  local
    State:nat,D:agent,K:symmetric_key,M:text,Ok:text
  init
    State := 0
  transition
    1. State=0 /\ RCV({M}_K) =|> State>:=1
    3. State=1 /\ RCV(A.D) =|> State>:=2 /\ SND({M}_K)
    5. State=2 /\ RCV(Ok) =|> State>:=3
end role

role role_C(A:agent,B:agent,C:agent,D:agent,SND,RCV:channel(dy))
played_by C
def=
  local
    State:nat
  init
    State := 0
  transition
    2. State=0 /\ RCV(A) =|> State>:=1 /\ SND(A.D)
end role

role role_D(D:agent,K:symmetric_key,SND,RCV:channel(dy))
played_by D
def=
  local
    State:nat,M:text,Ok:text
  init
    State := 0
  transition
    4. State=0 /\ RCV({M}_K) =|> State>:=1 /\ Ok>:=new() /\ SND(Ok)
end role

role session1(C:agent,B:agent,A:agent,D:agent,K:symmetric_key)
def=
  local
    SND4,RCV4,SND3,RCV3,SND2,RCV2,SND1,RCV1:channel(dy)
  composition
    role_D(D,K,SND4,RCV4) /\ role_C(A,B,C,D,SND3,RCV3) /\
role_B(A,C,B,SND2,RCV2) /\ role_A(A,C,B,K,SND1,RCV1)
end role

role environment()
def=
  const
    hash_0:function,servprov:agent,poluch:agent,servident:agent,otpr:agent,key:symmetric_key
    intruder_knowledge = {otpr,poluch,servident,servprov}
  composition
    session1(servident,poluch,otpr,servprov,key)
end role

environment()
// Конец протокола
```

При адекватной компиляции кода, можно получить диаграмму передачи сообщений, которая наглядно описывает работу разработанного протокола (рис. 3).

Затем, запустив модуль верификации «CL-AtSe», в окне программы появляется результат проверки (рис. 4).

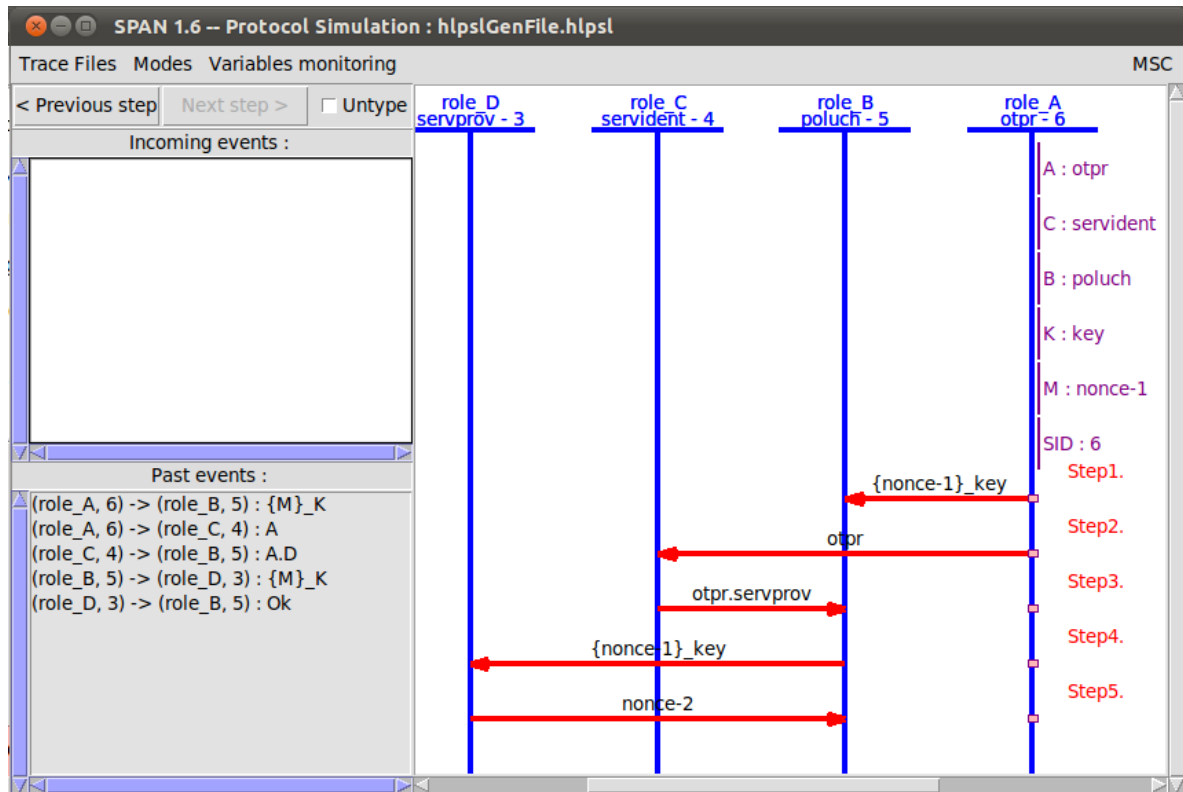


Рис. 3. Изображение работы протокола в SPAN 1.6:  
 A – отправитель, B – получатель, C – сервер идентификации, D – сервер проверки

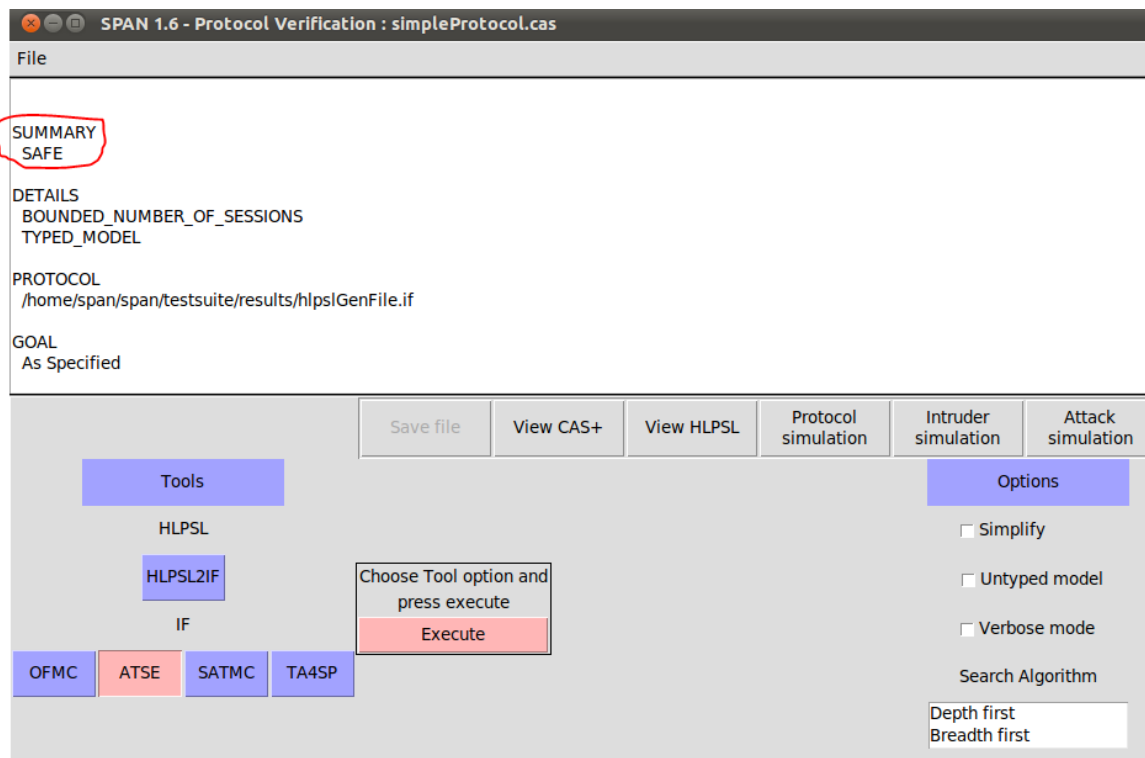
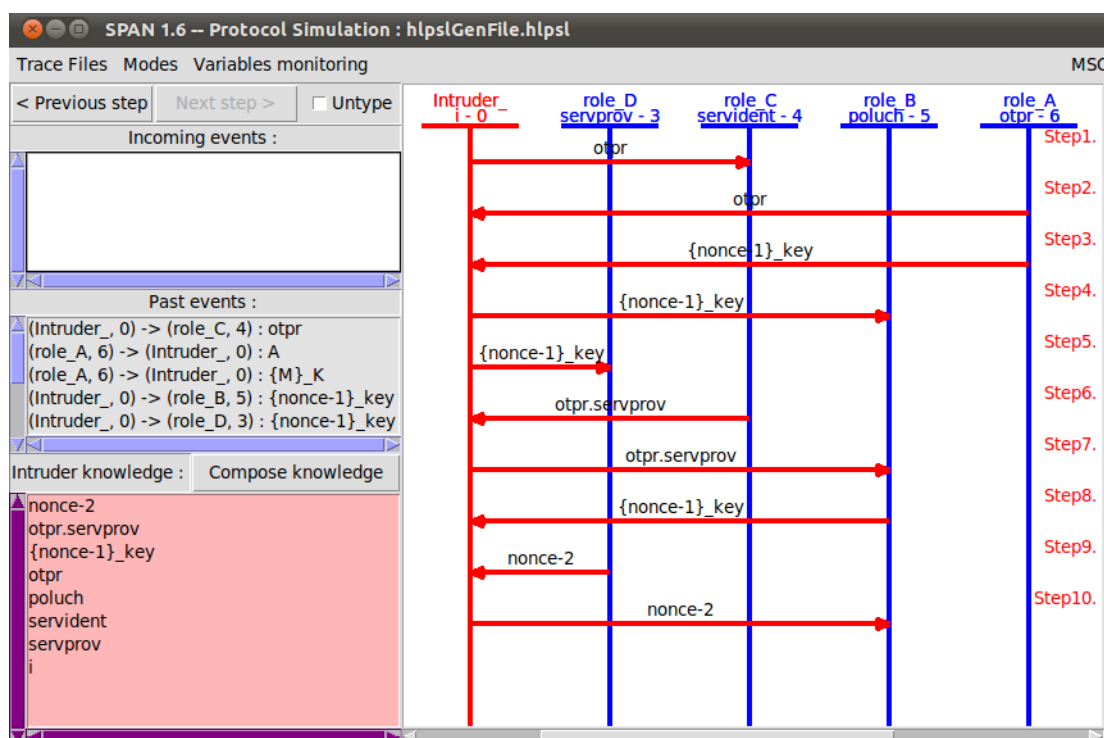


Рис. 4. Результат проверки протокола модулем «CL-AtSe»



**Рис. 5.** Диаграмма передачи сообщений с участием злоумышленника

### Выводы

Таким образом, проверка показала, что протокол оказался защищенным. На рис. 5 представлена диаграмма передачи сообщений при участии злоумышленника. В нижнем левом углу представлены знания злоумыш-

ленника, которые он имел до начала сеанса передачи сообщения и после полного его завершения.

Очевидно, что перехватив сообщение  $\{nonce-1\}_key$ , ему не получить передаваемую информацию без знания ключа шифрования.

**Рецензент:** *Калмыков Игорь Анатольевич, профессор, доктор технических наук, профессор кафедры информационной безопасности автоматизированных систем Северо – Кавказского федерального университета, email: [kia762@yandex.ru](mailto:kia762@yandex.ru)*

### Литература:

1. Бабенко Л.К. Ищуква Е.А. Сидоров И.Д. Параллельные алгоритмы для решения задач защиты информации. М.: Горячая линия Телеком, 2014. 304 с.
2. Бабенко Л.К., Ищуква Е.А., Ломов И.С. Математическое моделирование криптографического алгоритма «Кузнечик» // Информационное противодействие угрозам терроризма. 2015. № 24. С. 166-176.
3. Бабенко Л.К., Ищуква Е.А., Маро Е.А., Сидоров И.Д., Кравченко П.П. Развитие криптографических методов и средств защиты информации // Известия ЮФУ. Технические науки. 2012. № 4 (129). С. 40-50.
4. Ищуква Е.А., Кошущкий Р.А., Бабенко Л.К. Разработка и реализация высокоскоростного шифрования данных с использованием алгоритма Кузнечик // Auditorium. 2015. № 4 (08). С. 80-88.
5. Маро Е.А. Реализация алгебраической атаки на шифры ГОСТ Р 34.12-2015 // Инженерный вестник Дона. 2015. Т. 39. № 4-2 (39). С. 4.
6. Резник С.А., Котенко И.В. Методы и средства верификации для комбинированного анализа протоколов безопасности // Защита информации. Инсайд. 2009. № 3 (27). С. 56-72.
7. Санчес Р.Х.А. Разработка цифровой подписи на базе симметричного алгоритма шифрования «Кузнечик» // НАУКА И ИННОВАЦИИ В XXI ВЕКЕ: АКТУАЛЬНЫЕ ВОПРОСЫ, ОТКРЫТИЯ И ДОСТИЖЕНИЯ сборник статей победителей III Международной научно-практической конференции: в 2 частях. 2017. С. 42-45.
8. Чеканов С.Г. Разработка, реализация и анализ криптографического протокола цифровой подписи на основе эллиптических кривых // Вестник Южно-Уральского государственного университета. Серия: Математическое моделирование и программирование. 2013. Т. 6. № 2. С. 120-127.
9. Черемушкин А.В. Автоматизированные средства анализа протоколов // Прикладная дискретная математика. Приложение. 2009. № 1. С. 34-36.
10. Babenko L., Ischukova E., Maro E. GOST Encryption Algorithm and Approaches to its Analysis // Theory and Practice of Cryptography Solutions for Secure Information Systems, IGI Global book series Advances in Information Security, Privacy, and Ethics (AISPE) Book Series, Published in the United States of America by Information Science Reference. 2013. P. 34-61.
11. Babenko L.K., Ishchukova E.A., Maro E.A. Research about Strength of GOST 2814789 Encryption Algorithm // Proceedings of the 5th international conference on Security of information and networks (SIN 2012), ACM, New York, NY, USA. P. 80-84.

# VERIFICATION OF THE SECURITY OF THE ELECTRONIC DIGITAL SIGNATURE PROTOCOL USING AVISPA

Babenko L.<sup>3</sup>, Jose A. Sánchez<sup>4</sup>

The wide spread of the information networks, particularly, global internet network, and, accordingly, the development of new network services and processing capabilities leads to continuous increase in new security threats to information exchange, which, in its turn, constantly makes the verification procedure and analysis of the data transmission protocols ever more difficult. To ensure security, information networks use interfacing protocols between the elements of these networks. The security is ensured, for instance, by means of confidentiality or authentication, which, in its turn, is implemented by cryptographic systems. One of the key protocol developing stages is a security control stage used to check the protocols for resistance to various types of attacks, define the probability for obtaining sensitive information by a hacker. Nowadays, there is rather a wide range of protocol verification methods for security criteria, however, not all of them, despite meeting the above criteria, can correspond to a high and effective level of verification of major and complex protocols. From this perspective, such protocol test tool as AVISPA, which performs effective verification of a wide spectrum of large-scale protocols, has gained a good reputation. This article provides a protocol of symmetrical digital signature with two attributes in the access control environment, and its verification using AVISPA.

**Keywords:** AVISPA, protocol verification, cryptography, symmetric digital signature, cryptographic protocol

## References:

1. Babenko L.K., Ishchukova E.A., Sidorov I.D. Parallel'nye algoritmy dlya resheniya zadach zashchity informatsii. M.: Goryachaya liniya Telekom, 2014. 304 P.
2. Babenko L.K., Ishchukova E.A., Lomov I.S. Matematicheskoe modelirovanie kriptograficheskogo algoritma «Kuznechik», Informatsionnoe protivodeystvie ugrozam terrorizma. 2015. No 24, pp. 166-176.
3. Babenko L.K., Ishchukova E.A., Maro E.A., Sidorov I.D., Kravchenko P.P. Razvitie kriptograficheskikh metodov i sredstv zashchity informatsii, Izvestiya YuFU. Tekhnicheskie nauki. 2012. No 4 (129), pp. 40-50.
4. Ishchukova E.A., Koshutskiy R.A., Babenko L.K. Razrabotka i realizatsiya vysokoskorostnogo shifrovaniya dannykh s ispol'zovaniem algoritma Kuznechik, Auditorium. 2015. No 4 (08). pp. 80-88.
5. Maro E.A. Realizatsiya algebraicheskoy ataki na shifry GOST R 34.12-2015 // Inzhenernyy vestnik Dona. 2015. T. 39. No 4-2 (39), P. 4.
6. Reznik S.A., Kotenko I.V. Metody i sredstva verifikatsii dlya kombinirovannogo analiza protokolov bezopasnosti, Zashchita informatsii. Insayd. 2009. No 3 (27), pp. 56-72.
7. Sanches R.Kh.A. Razrabotka tsifrovoy podpisi na baze simmetrichnogo algoritma shifrovaniya «Kuznechik», NAUKA I INNOVATSI V XXI VEKE: AKTUAL'NYE VOPROSY, OTKRYTIYA I DOSTIZHENIYA sbornik statey pobediteley III Mezhdunarodnoy nauchno-prakticheskoy konferentsii: v 2 chastyakh. 2017, pp. 42-45.
8. Chekanov S.G. Razrabotka, realizatsiya i analiz kriptograficheskogo protokola tsifrovoy podpisi na osnove ellipticheskikh krivykh, Vestnik Yuzhno-Ural'skogo gosudarstvennogo universiteta. Seriya: Matematicheskoe modelirovanie i programmirovaniye. 2013. T. 6. No 2, pp. 120-127.
9. Cheremushkin A.V. Avtomatizirovannyye sredstva analiza protokolov, Prikladnaya diskretnaya matematika. Prilozhenie. 2009. no 1. pp. 34-36.
10. Babenko L., Ischukova E., Maro E. GOST Encryption Algorithm and Approaches to its Analysis, Theory and Practice of Cryptography Solutions for Secure Information Systems, IGI Global book series Advances in Information Security, Privacy, and Ethics (AISPE) Book Series, Published in the United States of America by Information Science Reference. 2013, pp. 34-61.
11. Babenko L.K., Ishchukova E.A., Maro E.A. Research about Strength of GOST 2814789 Encryption Algorithm // Proceedings of the 5th international conference on Security of information and networks (SIN 2012), ACM, New York, NY, USA. P. 80-84.



3 Liudmila Babenko, Dr.Sc., professor, Southern Federal University, Taganrog, Russia, email: [blk@tsure.r](mailto:blk@tsure.r)

4 Jose A. Sánchez, Southern Federal University, Caracas, Bolivarian Republic of Venezuela, email: [jasroda@gmail.com](mailto:jasroda@gmail.com)