

7. Романюк, В. В. Оцінювання вірогідності розподілу статистичних частот випадкової величини з невідомим математичним сподіванням і дисперсією / В. В. Романюк // Вісник НТУ «ХПІ». Тематичний випуск: Інформатика і моделювання. – Харків : НТУ «ХПІ», 2010. – № 21. – С. 152–161.
8. Воробьёв, Н. Н. Теория игр для экономистов-кибернетиков / Воробьёв Н. Н. – М. : Наука, Главная редакция физико-математической литературы, 1985. – 272 с.
9. Романюк, В. В. Модель визначення оптимального рішення проєктувальника у задачі про розрахунок повздовжньої стійкості двох елементів будівельної конструкції при дії на них нормованого стискаючого зусилля / В. В. Романюк // Проблеми трибології. – 2010. – № 1. – С. 42–56.
10. Оуэн, Г. Теория игр : [пер. с англ.] / Оуэн Г. – 2-е изд. – М. : Едиториал УРСС, 2004. – 216 с.
11. Романюк, В. В. Рекомендації щодо використання нерівноважної симетричної ситуації у діадичній грі як моделі охорони навколишнього середовища з трьома суб'єктами забруднення довкілля / В. В. Романюк // Екологічна безпека та природокористування. – 2010. – Вип. 5. – С. 144–159.
12. Романюк, В. В. Практична реалізація стратегії у найвигіднішій симетричній ситуації у діадичній грі з трьома суб'єктами забруднення водойми / В. В. Романюк // Екологічна безпека. – 2009. – № 4 (8). – С. 49–56.
13. Романюк, В. В. Метод реалізації принципу оптимальності у матричних іграх без сідлової точки / В. В. Романюк // Вісник НТУ «ХПІ». Тематичний випуск: Інформатика та моделювання. – Харків : НТУ «ХПІ», 2008. – № 49. – С. 146–154.
14. Романюк, В. В. Метод реалізації оптимальних змішаних стратегій у матричній грі з порожньою множиною сідлових точок у чистих стратегіях з відомою кількістю партій гри / В. В. Романюк // Наукові вісті НТУУ «КПІ». – 2009. – № 2. – С. 45–52.

Надійшла 19.10.2010

УДК 519.816+519.712.6

Федюкович В. Е.

Инженер ООО «ИнтроПро» (г. Киев)

О НЕОБХОДИМОСТИ ДОПОЛНИТЕЛЬНОЙ ПРОВЕРКИ СЕРТИФИКАТА СХЕМЫ DAA

Выполнен анализ схемы DAA. Обнаружено, что схема допускает совместные действия Эмитента и Проверяющего с целью получить дополнительную информацию о Пользователе, которые не обнаруживаются Пользователем, следующим протоколу. Предложена дополнительная проверка Пользователем DAA сертификата, полученного от Эмитента, позволяющая обнаружить такую атаку и прекратить протокол.

Ключевые слова: DAA, анонимность, аутентификация, протокол доказательства знания, TRM.

ВВЕДЕНИЕ

Аппаратное обеспечение персонального компьютера состоит, с момента его появления, из унифицированных блоков, что допускает его самостоятельную сборку. Обратная сторона максимально упрощенной процедуры сборки заключается в фактическом отсутствии механизмов контроля целостности аппаратного

Романюк В. В.
РЕШЕНИЕ НЕЧЕТКОЙ АНТАГОНИСТИЧЕСКОЙ 2×2 -ИГРЫ

Представлена концепция решения антагонистической 2×2 -игры, элементы матрицы которой задаются в форме неоднородных множеств. Показано, что решением такой нечеткой игры может быть специальное пересечение решений всех обычных 2×2 -игр, элементы матриц которых образуют эти множества. Для случаев, когда такое пересечение окажется пустым, предлагается использование нечеткого решения нечеткой 2×2 -игры. При условии неприемлемости подобного решения строится бескоалиционная метаигра, решение которой будет содержать оптимальные поведения обоих игроков в исходной нечеткой 2×2 -игре.

Ключевые слова: моделирование в условиях неопределенности, принятие решений в условиях неопределенности, нечеткая 2×2 -игра, бескоалиционная метаигра, оптимальное поведение.

Romanuke V. V.

SOLVING THE FUZZY ANTAGONISTIC 2×2 -GAME

There has been represented a concept of solving the antagonistic 2×2 -game, whose matrix elements are defined in the form of non-one-element sets. It has been revealed that the solution of such fuzzy game may be a special intersection of solutions of all ordinary 2×2 -games, whose matrices elements constitute those sets. For cases when such intersection appears to be empty, it is suggested to use a fuzzy solution of a fuzzy 2×2 -game. If this solution is unacceptable, a noncooperative metagame is constructed, the solution of which will contain the optimal behavior of both players in the initial fuzzy 2×2 -game.

Key words: modeling within uncertainty, decision making within uncertainty, fuzzy 2×2 -game, noncooperative metagame, optimal behavior.

Group [1] (TCG). TCG анонсувала цілі сохранный важкой інформації путем создания захищеного носителя данных; создания механизмов надежной аутентификации компьютеров, в том числе удаленной; контроля целостности и управления пользователем путей предоставления информации о целостности третьим лицам. Задача контроля целостности решается путем «измерения» параметров старта компьютера и сохранения их в микросхеме Trusted Platform Module (TPM). Предусмотрен механизм «накопления»: в регистр TPM помещается значение хэш-функции, аргументами которой являются текущее содержание регистра и очередное измерение. TPM предоставляет доступ на чтение к значению регистра, содержащему произвольные данные пользователя, при условии совпадения состояния такого компьютера, представленного регистром накопления, с состоянием на момент инициализации такого регистра. TCG также имеет надежную проверку состояния удаленного компьютера, с учетом ожидаемого конфликта интересов сторон, связанного с распространением персональных данных владельца компьютера. В версии 1.1 спецификаций TPM используется цифровая электронная подпись, выполняемая потенциально короткоживущими RSA ключами Attestation Identity Key (AIK). Такие ключи заверяются доверенной третьей стороной (Privacy CA), которая, в свою очередь, аутентифицирует компьютер по постоянному RSA ключу Endorsement Key (EK). Версия 1.2 спецификаций предусматривает схему Direct Anonymous Attestation (DAA) [2], в которой для скрытия связи между экземпляром подписи доверенной стороны и сертификатом пользователя используется вариант механизма затемнения (blinding) [3], полностью выполняемый на уровне программного обеспечения компьютера пользователя. Имеется свойство анонимности схемы: различные экземпляры подписи, созданные Пользователем, а также различными Пользователями, неотличимы.

Микросхема TPM серийно выпускается Infineon и другими компаниями, и устанавливается на некоторые системные платы и ноутбуки. Функциональность TPM включена в микросхему южного моста некоторых наборов логики (chipset) Intel. Дальнейшее развитие [4] схемы DAA предполагает использование эллиптических кривых, имеющих билинейные отображения (bilinear pairing).

Инициатива Trusted Computing в целом подверглась критике [5, 6] со стороны Фонда свободного программного обеспечения (FSF). Следует отметить, что ряд утверждений можно рассматривать как предположения о намерениях и планах участниках рынка. Так, например, в эссе Столлмена [5] содержится предположение о рисках для пользователей компьютеров, связанных с потерей возможности установ-

ливать и использовать свободное программное обеспечение; при этом делается ссылка на законодательные инициативы в США. Отдельного внимания заслуживает ссылка на программное обеспечение GNU Privacy Guard (GPG), а также утверждение о полезности GPG при пересылке информации по электронной почте, в форме противопоставления функциональности GPG и предполагаемых целей Trusted Computing. В материале Андерсена [6] корректно изложена идея мониторинга старта компьютера, на основании чего делается ряд предположений, в том числе о возможности избирательного блокирования компьютера, идентифицируемого на основании уникальных ключей. В статье [7] сформулировано утверждение о рисках, связанных с предоставлением третьим лицам точной информации о программном обеспечении Пользователя.

Ожидание анонимности пользователей при удаленной проверке целостности их компьютеров в рамках схемы DAA является решающим фактором, объясняющим интерес к изучению такого механизма проверки на уровне серийно выпускаемого оборудования. Ряд утверждений о возможностях TPM и рисках, возникающих при его использовании, следует рассматривать как необоснованные, а также игнорирующие возможности, предоставляемые протоколами доказательства знания для ограничения распространения персональной информации. С другой стороны, следует обратить внимание на ошибку, нередко встречающаяся при проектировании программного обеспечения: недостаточная проверка возвращаемого значения, что особенно важно в случае совместных вычислений и конфликта интересов участников вычислений. В этой работе изложены результаты независимого анализа схемы DAA, которые могут быть полезны при анализе рисков и выработке рекомендаций.

1. ОБЩАЯ ИНФОРМАЦИЯ О СХЕМЕ DAA

Участниками схемы являются Пользователи, Проверяющие и Эмитент. Схема состоит из алгоритма выбора параметров схемы (Setup), протокола выпуска Эмитентом сертификата Пользователя (Join), алгоритмов создания и проверки экземпляра подписи Пользователя (Sign и Verify). Пользователь создает экземпляр подписи, который является неинтерактивным вариантом [8] протокола доказательства знания ключей TPM, таких, что имеется экземпляр подписи Эмитента на экземпляре привязки к этим ключам. Предусматривается генерация микросхемой случайных значений (nonce), которые являются дополнительными аргументами хэш-функции при выборе значения запроса, отсутствующими в оригинальной работе [8]. Все вычисления с ключами TPM выпол-

няються на уровне микросхемы (TPM), операции с затемнением (blinding) и обмен стое e и случайное v'' , вычисляет элемент группы A , такой, что

$$A^e US^{v''} = Z \pmod{n}, \quad (1)$$

где S, Z – элементы группы, параметры схемы. Используется подгруппа квадратичных вычетов мультипликативной группы кольца вычетов по модулю n для составного n , выбранного Эмитентом на этапе генерации параметров схемы. Эмитент пересылает пользователю (A, e, v'') , что является экземпляром подписи вида Camenisch-Lysyanskaya [9]. Для создания экземпляра такой подписи необходимо знание факторизации n , что является ключом Эмитента. Исчерпывающая информация о схеме ДАА приведена в оригинальной работе [1].

2. РЕЗУЛЬТАТЫ

Было замечено, что Пользователь использует полученные от Эмитента данные без предварительной проверки, удовлетворяют ли они уравнению (1) как экземпляр подписи Эмитента. Был обнаружен сценарий для Эмитента и Проверяющего (в дальнейшем называемых Соперником), в рамках которого Пользователь не достигает неотличимости событий аутентификации. Пусть Эмитент создал экземпляр подписи, который удовлетворяет уравнению (1) для некоторого произвольного уникального \bar{Z} , отличного от Z . Тогда Пользователь, следующий спецификациям, создает экземпляр подписи, успешно проверяемый уравнением (в обозначениях оригинальной работы)

$$T_1^e R_0^{f_0} R_1^{f_1} S^{v'} h^{-ew} = \bar{Z} \pmod{n}, \quad (2)$$

Проверяющий, следующий спецификациям, отвергает такой экземпляр подписи как некорректный, так как значение запроса не совпадает со значением хэш-функции. Однако Проверяющий, имеющий список значений \bar{Z} , полученный от Эмитента, может попытаться воссоздать значение запроса, перебирая все значения из такого списка. А именно, при таком переборе следует использовать \bar{T}_1 при формировании аргумента хэш-функции вместо \hat{T}_1 в оригинальной работе:

$$\bar{T}_1 = \bar{Z}^{-c} T_1^{s_e + c2^{l_e - 1}} R_0^{s_{f_0}} R_1^{s_{f_1}} S^{s_v} h^{-s_{ew}} \pmod{n}. \quad (3)$$

Таким образом, Проверяющий всегда может распознать сертификат, выданный Пользователю действующим произвольно Эмитентом, при условии выдачи уникальных некорректных (т.е. не удовлетворяющих уравнению (1) проверки подписи) сертификатов. Такая конструкция позволяет такому Сопернику формировать историю событий аутентификации выбранных Эмитентом Пользователей, что делает заявлен-

ное свойство анонимности схемы ДАА требующим уточнения. Схема ДАА также допускает Пользователя, который всегда выполняет дополнительную проверку (1) полученного от Эмитента сертификата. Такой Пользователь всегда обнаруживает попытку нарушения анонимности путем предоставления некорректного сертификата и может прекратить протокол с таким Эмитентом. Кроме того, действия такого Пользователя неотличимы от действий Пользователя, следующего протоколу в случае, если Эмитент также следует протоколу. Дополнительная проверка предусматривает реализацию на уровне программного обеспечения и не требует каких-либо изменений в микросхеме Trusted Platform Module (TPM). Эти результаты были изложены в препринте IACR [10] и представлены на конференции РусКрипто [11]. В последовавших работах (например, [12]) предусмотрена проверка Пользователем корректности полученного экземпляра подписи Эмитента.

Необходимо также обратить внимание на дополнительные случайные значения, выбираемые TPM при формировании запроса при помощи хэш-функции. Как следствие, эти случайные значения необходимы для проверки корректности подписи Пользователя, что допускает скрытый канал передачи данных TPM – Проверяющий. Следует отметить, что предложенный способ формирования запроса не допускает механизма совместного выбора случайных значений, предложенного в модели «наблюдатель в кошельке» [13].

Формирование ответов Пользователя в виде экземпляра подписи может ограничивать возможности такого Пользователя в управлении доступностью информации о состоянии компьютера для третьих лиц. Определенный интерес может представлять интерактивная проверка состояния, в том числе с учетом схем с выбранным заранее Проверяющим (designated Verifier) или схем с подтверждением (confirmer signatures).

ВЫВОДЫ

Обнаружена уязвимость схемы Direct Anonymous Attestation в модели угроз, предусматривающей произвольные совместные действия Эмитента и Проверяющего. Уязвимость позволяет такому Сопернику исключить анонимность Пользователя, следующего спецификациям. Выпуск некорректных сертификатов может оставаться незамеченным в случаях использования программного обеспечения Эмитента и Проверяющего только одного производителя. Такая уязвимость может быть исключена дополнительной проверкой Пользователем полученного сертификата. Также отмечена возможность скрытого канала передачи путем генерации микросхемой TPM псев-

дослучайных чисел, которые должны быть получены Проверяющим в неизменном виде.

СПИСОК ЛИТЕРАТУРЫ

1. *Brickell, E.* Direct Anonymous Attestation [Электронный ресурс] / Brickell E., Camenisch J. and Chen L. // Cryptology ePrint Archive. – Report 2004/205. – Режим доступа: <http://eprint.iacr.org/2004/205/>.
2. Trusted Computing Group [Электронный ресурс]. – Режим доступа: <http://www.trustedcomputinggroup.org/>.
3. *Chaum, D.* Blind Signatures for Untraceable Payments / Chaum D., Rivest R. L. and Sherman A. T. (Eds.) // Advances in Cryptology : proceedings of CRYPTO'82. – Plenum, New York, 1983. – P. 89–105.
4. *Brickell, E.* Simplified security notions of direct anonymous attestation and a concrete scheme from pairings / Brickell E., Chen L. and Li J. // International Journal of Information Security. – 2009. – Vol. 8. – P. 315–330.
5. *Stallman, R.* Can You Trust Your Computer? [Электронный ресурс] / Richard Stallman // Free Software Free Society: selected essays of Richard M. Stallman. – Режим доступа: <http://www.gnu.org/philosophy/can-you-trust.html>.
6. *Anderson, R.* 'Trusted Computing' Frequently Asked Questions [Электронный ресурс] / Anderson R. – Режим доступа: <http://www.cl.cam.ac.uk/~rja14/tcra-faq.html>.
7. Trusted Computing: Promise and Risk [Электронный ресурс] // Electronic Frontier Foundation whitepaper. – Режим доступа: <http://www.eff.org/wp/trusted-computing-promise-and-risk>.
8. *Fiat, A.* How to Prove Yourself: Practical Solutions to Identification and Signature Problems / Fiat A. and Shamir A. // Lecture Notes in Computer Science. – 1987. – Vol. 263. – P.186–194.
9. *Camenisch, J.* A Signature Scheme with Efficient Protocols / Camenisch J. and Lysyanskaya A. // Lecture Notes in Computer Science. – 2003. – Vol. 2576. – P.268–289.
10. *Fedyukovych, V.* A strategy for any DAA Issuer and an additional verification by a Host [Электронный ресурс] / V.

Fedyukovych // Cryptology ePrint Archive. – Report 2008/277. – Режим доступа: <http://eprint.iacr.org/2008/277/>.

11. *Федюкович, Е.* Восстановление анонимности при использовании протоколов DAA [Электронный ресурс] / В. Е. Федюкович // Рускрипто 2009. – Режим доступа: <http://ruscrypto.ru/sources/conference/rc2009/>.
12. *Brickell, E.* Enhanced Privacy ID from Bilinear Pairing [Электронный ресурс] / Brickell E. and Li J. // Cryptology ePrint Archive. – Report 2009/095. – Режим доступа: <http://eprint.iacr.org/2009/095/>.
13. *Chaum, D.* Wallet Databases with Observers / Chaum D. and Pedersen T. P. // Lecture Notes in Computer Science. – 1993. – Vol. 740/1993. – P. 89–105.

Надійшла 1.11.2010

Федюкович В. Є.

ПРО ДОДАТКОВУ ПЕРЕВІРКУ СЕРТИФІКАТА СХЕМИ DAA

Було виконано аналіз схеми DAA. Було знайдено, що схема не є анонімною: Емітент може випустити сертифікат, який завжди може впізнати Перевіряючий. Також було запропоновано додаткове рівняння перевірки, щоб уникнути такої атаки.

Ключові слова: DAA, анонімність, атрибуція, протокол доказу знання, TPM.

Fedyukovych V.

ON ADDITIONAL VERIFICATION OF DAA CERTIFICATE

A strategy for colluding Issuer and Verifier with DAA scheme was found to let such an adversary always distinguish honest Users that were issued 'tagged' certificates voiding anonymity property of DAA. Additional verification equation was introduced to detect such an attack.

Key words: DAA, anonymity, authentication, proof of knowledge, TPM.

УДК 681.3.06

Халимов Г. З.

Канд. техн. наук, доцент Харківського національного університету радіоелектроніки

ОЦЕНКА ПАРАМЕТРОВ КРИВЫХ ФЕРМА ДЛЯ УНИВЕРСАЛЬНОГО ХЕШИРОВАНИЯ

Получены точные решения для числа точек кривых Ферма, когда порядок поля имеет делители 2, 3 и 6, также оценки числа точек на основе вероятностного подхода. Приводятся асимптотические границы отношения максимального числа точек кривой Ферма в простом поле к ее роду и к границе Хассе – Вейля.

Ключевые слова: универсальное хеширование, кривые Ферма.

ОБЩАЯ ПОСТАНОВКА ЗАДАЧИ И ЕЕ АКТУАЛЬНОСТЬ

Универсальное хеширование на основе алгеброгеометрического подхода впервые было предложено Биербрауэром и Кабатинским [1]. Пусть задана абсолютно неразложимая, несингулярная проективная кривая χ над полем F_q с точками $P = \{P_1, P_2, \dots, P_n\} \in \chi(F_q)$. Для каждой алгебраической кривой можно определить поле рациональных функций $F_q(\chi)$. В каждой точке P_j кривой χ можно

вычислить оценку ϑ_P для рациональных функций $f_i \in F_q(\chi)$, которая определяет порядок нуля или полюса функции f_i в этой точке. Хеш-значение $h_{P_j}(m) \in F_q$ для сообщения $m = (m_1, m_2, \dots, m_k)$, $m_i \in F_q$ в точке $P_j \in F_q$ определяется выражением

$$h_{P_j}(m) = \sum_{i=1}^k f_i(P_j) m_i, \quad (1)$$

где $f_i \in F_q(\chi)$ с упорядоченными порядками полюсов $0 < u_1 < u_2 < \dots < u_k$. Хеш-функция $h_{P_j}(m)$ опреде-

© Халимов Г. З., 2011