情報保護學會論文誌
第14券 第5號, 2004. 10

분할된 패스워드 기반 인증된 키교환 프로토콜

류 종 호†, 염 흥 열‡
순천향대학교

Split Password-Based Authenticated Key Exchange

Jong Ho Ryu†, Heung Youl Youm‡
SoonChunHyang University

요 약

본 논문은 신뢰할 수 없는 네트워크를 통해서도 사용자를 인증하고 안전한 암호통신용 세션키 교환에 적합한 패스워드 기반 인증 프로토콜을 제안한다. 기본 아이디어는 패스워드를 분할한 후 각 분할된 패스워드 지식들을 확대(amplification)하는 구조로 설계하는 것으로서, 이는 패스워드 검증정보의 랜덤성(randomness)을 증가시키기 위한 것이다. 또한 서버 검증자 파일을 암호화하여 보관함으로서 서버 파일 타협에 의한 오프라인 사전추측 공격에 강인하도록 구성한다. 더불어 검증자 파일 및 서버의 암호화 키가 다수의 서버들에게 분산되도록 설계된 방식을 제안한다.

ABSTRACT

This paper presents a password based authentication and key exchange protocol which can be used for both authenticating users and exchanging session keys for a subsequent secure communication over an untrusted network. Our idea is to increase a randomness of the password verification data, i.e., we split the password, and then amplify the split passwords in the high entropy-structured password verification data. And in order to prevent the verifier-compromised attack, we construct our system such that the password verification data is encrypted with the verifier's key and the private key of verifier used to encrypt it is stored in a secure place like a smart cards. Also we propose the distributed password authentication scheme utilizing many authentication servers in order to prevent the server-compromised attack occurred when only one server is used. Furthermore, the security analysis on the proposed protocol has been presented as a conclusion.

Keywords : *Password, Authentication, DLP, Threshold scheme*

Ⅰ. 서 론

패스워드는 암기하기 쉬운 간편성 및 편리성으로 인하여 주로 이용되고 있는 사용자 인증 방법이다. 개방된 네트워크에서 안전하게 서버와 접속하고자 할 때에 인증 수단으로 사용자 패스워드를 이용할 수 있다. 그러나 패스워드는 인간의 짧은 기억에 의해 유지됨에 따라 다양한 추측공격에 노출된다[1-5].

1992년 Bellovin과 Merritt가 EKE(Encrypted Key Exchange)[6]로 알려진 논문을 발표한 것을 필두로, 추측공격에 강하게 저항하도록 패스워드 정보에 공개키 암호 알고리즘인 DLP(Discrete Logarithm Problem) 기반의 DH(Diffie-Hellman), RSA, 타원곡선(elliptic curve) 공개키 알고리즘, 그리고 랜덤 오라클(random oracle) 모델인 일방

접수일 : 2004년 2월 12일 ; 채택일 : 2004년 10월 12일
* 본 연구는 대학 IT 연구센터 육성지원사업의 연구결과로 수행되었음.
† 주저자 : ryubell@empal.com
‡ 교신저자 : hyyoum@sch.ac.kr

향 해쉬함수 등을 추가하여 안전성을 향상시켜왔다.

PAK[1], SRP[7], SNAPI[8], AuthA[9] 등 에서는 패스워드-파일 타협에 저항하고 클라이언트와 서버가 서로 간에 비동일 정보를 기억하는 검증자(verifier)-기반 프로토콜을 제안하였다. 패스워드의 엔트로피(entropy)는 사용자의 기억에 의해 제한되며, (추측공격을 배제한 경우) 검증자만으로부터 패스워드를 유도하는 것은 계산적으로 불가능하다. 그러나 만일 공격자(adversary)에 의해 서버의 파일이 타협된다면 검증자-기반 프로토콜조차 여전히 추가적 사전 추측공격(additional dictionary guessing attack)을 허용하게 된다[4]. 이 문제에 대한 해결책으로 가장 좋은 방법은 첫째로 AMP[2,3,5] 및 EPA[4]에서와 같이 검증자를 서버의 비밀키로 암호화하여 보관하거나, 또는 둘째로 [10,11]에서와 같이 서버의 검증자를 임계치(threshold) 기법을 통해 분산시키는 것이다[2]. 첫 번째 방법에 있어서의 AMP와 EPA는 비대칭적인 모델로 각 클라이언트는 패스워드만을 지니고 이에 대응되는 서버는 확대된 패스워드 파일(amplified password file, 이는 AMP[2]에서 소개되었다)을 이용함으로써, 서버의 패스워드 파일이 타협되었다하더라도 추가적 사전 추측공격 및 서버 가장(server impersonation) 공격에 대하여 안전하도록 설계된 것이다. 특히 TP-AMP(Three-Pass AMP)[5]과 EPA는 이전에 제안된 프로토콜들[1,2,3,7]의 보안 요구사항(security requirement)을 모두 만족시키면서도 더 작은 계산 용량 및 통신 부하용량을 지닌다.

TP-AMP에서는 4-단계 통신 교환 횟수의 AMP[2,3] 프로토콜을 좀더 복잡한 메커니즘을 지닌 3-단계 프로토콜로 개선한 것이다. 현재 IEEE P1363.2 표준 작업반(http://grouper.ieee.org/groups/1363/)에서 패스워드 기반 공개키 암호에 대한 표준 프로토콜들로 PAK[1], AMP[2], SRP[7] 등이 논의되고 있다. 이중에서 PAK은 3-단계 통신 교환 횟수의 효율적 형태인 반면 AMP와 SRP는 4-단계 횟수를 갖는다. 따라서 TP-AMP는 이를 개선한 프로토콜로 볼 수 있다. EPA는 통신 교환 횟수 및 멱승(exponentiation) 연산량을 줄이기 위하여 변형 확대된 패스워드 파일(modified ampli-fied password file) 개념을 도입하고 서로 다른 두 순환군(cyclic group)을 바탕으로 설계되었다. 이 EPA는 통신 교환 횟수, 총 멱승 계산량, 그리고 교환 데이터 크기 측면에서 기존 제안된 방식 보다 효율적이기는 하지만, 두 개의 생성원(generator)을 사용해야 한다는 점이 응용에 있어서 제한을 두게 만든다.

한편 위에 기술된 사항과 별도로 패스워드를 분할하여 처리하는 사례를 [3], [12], 그리고 [13]에서 찾아볼 수 있다. [12]는 다수의 서버들을 통해 RSA 알고리즘을 구동하는 실제적인 VSTP(Virtual Software Token Protocol)을 제시함과 동시에 특정 유형의 패스워드 분할 방식은 이른바 분할 온-라인 공격(split on-line attack)에 취약하다는 점을 보여주었다. [12]에 제시된 VSTP는 기본적으로 클라이언트의 분할된 패스워드 $\pi=\pi_1\|\cdots\|\pi_n$과 분할된 패스워드에 대한 각 서버들 S_i $(1\le i\le n)$의 검증자 v_i 간에 일대일 대응관계를 맺도록 구성되며 프로토콜 수행시 병행(parallel) 처리로 이루어진다. [13]에서는 서로 다른 터미널(terminal)을 사용하는 로밍(roaming) 사용자가 단순히 패스워드 인증만을 통해 크리덴셜(credential) 서버에 접근한다면, 문제(즉 패스워드 추측 공격)가 발생할 수 있음을 설명하고 동시에 이에 대한 해결책을 제시하였다. 우선적으로 이 프로토콜에서 다수의 서버들 S_i $(1\le i\le n)$은 사용자와 협력하여 패스워드 π로부터 각 서버 고유의 고정 패스워드 R_i $(1\le i\le n)$을 생성한다. 보안특성에 의해 이후 어떠한 서버도 모든 R_i 및 패스워드 π을 유도할 수는 없다. 사용자는 R_i $(1\le i\le n)$을 이용하여 강한 비밀정보 $K_i=KDF(R_1,\cdots,R_n,i)$ $(1\le i\le m)$을 생성한 후, 이 값을 통해 서버들 S_i에게서 인증을 받는다. 여기에서 KDF는 키유도 함수(key derivation function)이다. [12]는 사용자가 패스워드를 분할한 다음 이를 이용하여 각 서버들와 독자적인 프로토콜을 수행(즉 병행 처리)하는 반면, [13]은 각 서버가 저장한 연관 정보 R_i로부터 $K_i=KDF(R_1,\cdots,R_n,i)$을 유도한 다음 이를 이용하여 인증을 수행하게 된다.

지금까지 기술된 사항들을 바탕으로, 본 논문의 프로토콜 설계목표는 Bellare와 Rogaway가 AuthA[9]에서 제시한 "패스워드 기반 키교환 방식의 설계에서 고려해야할 요구사항"을 만족시키는 새로운 프로토콜을 설계하는 것에 있으며, 또한 다음과 같은 특성을 지니도록 한다.

- 검증자 기반 인증구조(즉 비대칭적인 모델)로 구성하고 서버 파일 타협에 의한 서버 가장 공격

에 강인하도록 설계한다. 이를 위하여 AMP[2]와 같이 서버의 파일을 암호화하여 보관한다. 이것은 [2]과 [14]에서 지적한 것처럼 안전한 저장장치(예, 스마트카드)에 보관된 암호화 키가 만일 저성능 장치에 의하여 통제된다면 컴퓨팅의 병목현상이 야기 될 수 있다. 그러나 서버 암호화 키의 타협이 없는 경우 이는 검증자 보관에 있어서 가장 안전한 구조이기도 하다. 서버의 파일을 암호화하는 방식으로는 AMP[2,3,5]와 EPA[4]를 대표적으로 들 수 있다. 본 논문에서 제안된 방식 역시 이와 같은 보안 구조를 지니게 때문에 AMP 및 EPA와 유사한 방식으로 볼 수 있다. 그러나 본 논문에서 제안 프로토콜은 패스워드를 분할하여 구성한다는 차이점을 지닌다.

- 키동의 구조는 DH 키동의를 바탕으로 구성되며, 안전성은 DLP에 기반 하여 설계된다.
- 패스워드 검증자의 랜덤성(randomness)을 증가시키기 위하여, 패스워드를 분할한 후 이에 대한 각 패스워드 파일을 확대(amplification)하는 구조로 설계한다(패스워드 분할한 사례는 [3,12,13]을 참조, 또한 확대 개념은 [2,3,4,5]를 참조). 단 분할된 패스워드 파일들의 확대는 공격자가 더 많은 정보를 분석해야 함을 의미 할뿐 패스워드 엔트로피의 증가를 의미하는 것은 아니다.
- 별도로 검증자 및 서버의 암호화 키가 다수의 서버들에게 분산되도록 설계된 유형을 제안한다. 이 유형은 비밀분산(secret sharing) 방식과 영지식 비대화형 증명(ZKNIP: Zero-Knowledge Non-Interactive Proof)을 필요로하며 상세한 사항은 3장에서 설명하기로 한다.

언급된 내용을 기술하기 위하여 우선적으로 2장에서는 제안된 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜 대하여 논하고, 3장에서는 분산 컴퓨팅 환경에 적합하도록 서버의 비밀정보를 다수의 서버들에게 분배시킨 구조를 설명한다. 4장에서는 제안된 방식의 안전성 및 효율성을 분석하고, 5장에서 결론을 내린다.

II. 분할된 패스워드 기반 인증된 키교환 프로토콜

본 장에서는 두 참여자간의 패스워드 기반 인증 및 인증된 DH 키교환 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜은 수동적 도청자 및 능동적 공격자에 대한 저항성을 지니며 또한 전방향 안전성(forward secrecy)이 제공된다. 제안된 프로토콜의 설명에 앞서 우선 몇 가지 시스템 공통 파라미터에 대하여 정의를 내린다.

- p와 q는 큰 소수이고 $q|p-1$을 만족시킨다. 위수가 q인 원시근 g는 $GF(p)$중의 한 원소이며 유한 순환부분군 $G=\langle g\rangle$를 이룬다. 이와 별도로 h는 g에 의해 생성된 군의 원소이며 유한 순환부분군 $H=\langle h\rangle$를 이룬다. 여기에서, DLP에 의해 $h\equiv g^{\Delta} \bmod p$의 이산대수 Δ는 알려지지 않게 되며 $\gcd(\phi(q),\Delta)=1$가 만족됨을 가정 한다(즉 $|G|=|H|$). p, q, g, h는 참여자들 모두에게 공개된다.
- $f:\{0,1\}^{*}\rightarrow\{0,1\}^{k}/\{0\}^{k}$는 충돌회피성 일방향 해쉬함수이며 랜덤 오라클과 같이 동작된다고 가정한다. 단 $k<\log_2 q$이고 $q<p$이다. [2] 및 [15]에 기술된 사항을 토대로 몇 가지 해쉬함수 출력 유형을 다음과 같이 설정 한다:
  $h_1(x)=f(00\|x\|00)$, $h_2(x)=f(01\|x\|01)$,
  $h_3(x)=f(01\|x\|10)$, $h_4(x)=f(10\|x\|10)$
- I_C는 클라이언트의, I_S는 서버의 ID(identity)이다.
- $a^{-1} \bmod m$는 법 m에 대한 a의 곱셈역원을 표기하고 $\in_R$은 우측의 집합에서 좌측의 원소를 랜덤하게 생성함을 의미한다. 기호 $\stackrel{?}{=}$는 좌우 정보의 동일성 여부를 판단하는 기호이다.

2.1 기본 아이디어

본 논문에서 제안된 패스워드 기반 인증 및 키동의 프로토콜의 기본 아이디어는 패스워드를 분할한 후, 분할된 각각의 패스워드 지식을 랜덤 하면서도 높은 엔트로피를 갖는 정보와 함께 묶여 있게 함으로서 패스워드에 대한 추측을 낮추고자 하는 것에 있다. 또한 [2,3,4,5]에서와 같이 서버가 유지하는 패스워드 검증자를 암호화하여 보관함으로서 만일 서버의 파일이 공격자에 의해 타협되었다 하더라도 서버의 검증자-암호화용 키가 타협되지 않는 한 패스워드 검증자를 안전하게 보관하도록 하는 것에 있다.

본 절에서는 2.2절의 제안된 프로토콜 설명에 앞서 기본 아이디어에 대하여 논한다. 클라이언트는 자신의 패스워드 π를 $\pi_1 \| \pi_2$로 분할한 후, 각각의 패스워드 지식에 대하여 $v_1 = h_1(I_C \| I_S \| \pi_1 \| '1')$와 $v_2 = h_1(I_C \| I_S \| \pi_2 \| '2')$를 계산한다. 여기에서 '1'과 '2'는 단지 분할된 패스워드의 고유 번호일 뿐이다. 서버는 이에 대한 검증자로서 $e \equiv (g^{-v_1} v_2^{-1})^{s^{-1}}$와 $\tau \equiv g^{v_1} \bmod p$를 계산하여 프로토콜 수행 전에 저장하고 있어야 한다. $s (\in Z_q^*)$는 패스워드 검증자를 암호화하는 서버의 비밀키이며 [2]에서와 같이 누설되지 않도록 보안성이 높은 안전한 장치에 보관한다. 그림 1은 제안된 아이디어를 도시한 것이다. 그림에서 최상단 부분의 소괄호 영역은 각 참여자들의 사전 지식이다.

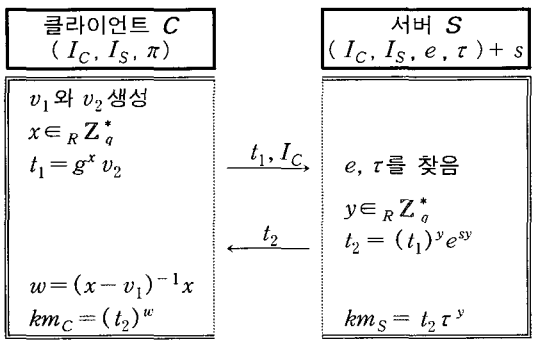


그림 1. 기본 아이디어

그림 1의 기본 아이디어에서 만일 프로토콜이 상호간에 정확한 정보(즉, 패스워드 π 및 이에 대한 검증자 e, τ)를 사용하여 수행된다면, 세션값 (km_C 및 km_S)은 Diffie-Hellman 키동의 기법에 바탕을 둔 g^{xy}가 된다. 그러나 이 아이디어만으로는 키확신(key confirmation)을 통한 키인증[16]을 제공하지 못한다.

이와 같은 문제의 간단한 해결책으로 영지식 증명이 포함된 키확신 단계를 추가적으로 삽입하여 보안증명을 완수하면 된다. 1장에서 언급된 사항과 더불어 지금까지 제안된 프로토콜들 중에는 여러 가지 증명가능한 프로토콜들이 제안되어 왔다. 대표적인 프로토콜로서 SNAPI, EKE2[15], AuthA, PAK, AMP 등이 제안되어 왔으며 제시된 논문들은 상당히 높은 증명가능한 접근을 제시한다. 특히 AuthA는 여러 이전 프로토콜로부터 유도된 것이지만 강한 증명가능한 방법을 제시하였다[2]. 이에 따라 우리는 기본 아이디어에 AuthA에서 제안된 키확신을 추가적으로 삽입하여 키인증을 제공하고자 한다. 다음 절에서 이에 대한 사항을 설명한다.

이와 별도로 그림 1의 프로토콜에서와 같이 패스워드를 분할하는 경우에, 만일 분할된 패스워드 정보의 일부가 노출된다면 전체 패스워드에 대한 추측 공격이 가능해진다. 즉 예로 능동적 공격자가 패스워드의 일부 정보 v_2을 알고 있다면 공격자는 서버와 메시지를 주고받은 후 또 다른 일부 정보 v_1에 대한 추측 공격을 수행한다. 이와 같은 문제점은 [3,12,13]에 상세히 지적되어 있다. 따라서 그림 1의 프로토콜에 대한 선제조건은 분할된 패스워드 $\pi_1 \| \cdots \| \pi_n$ 또는 (v_1, v_2)에 대한 어떠한 정보도 노출되지 말아야 할 것이며 더불어 교환 정보들에 대한 구별불가능성을 제공하기 위하여 x와 y는 랜덤하게 선택되어야 한다.

2.2 분할된 패스워드를 이용한 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜의 제안

이제부터 실질적인 프로토콜을 제안한다. 제안된 프로토콜은 3-단계 통신 교환으로 이루어지며 그림 2에 도시되어 있다. 기본적인 구조는 그림 1의 내용과 동일하지만, 상호 인증 및 상호 키확신을 위하여 클라이언트에서는 $Auth_C$의 계산이 그리고 서버에서는 $Auth_S$의 계산이 추가적으로 삽입되어 있다.

$Auth_S$ 계산의 목적은 서버 S가 정확한 패스워드 검증자 (e, τ)를 알고 있고 또한 정확한 세션값 $km_S = g^{xy}$를 계산했음을 클라이언트 C에게 증명(인증 및 키확신에 대한 증명)하기 위한 것이다. 마찬가지로 $Auth_C$는 클라이언트 C가 정확한 패스워드 π를 알고 있고 또한 세션값 $km_C = g^{xy}$에 대하여 정확하게 계산했음을 서버 S에게 증명하기 위한 것이다.

프로토콜에서 만일 t_1이 e^{-s} 형태로 전달되어 올 경우, 서버 S는 프로토콜 세션을 강제적으로 종료하고 $t_1 = e^{-s}$ 이외의 값으로 재시도 하기를 요청해야 한다. 이것은 서버의 km_S는 τ^y가 되고 클라이언트의 km_C는 1 이 되기 때문이다(즉 $km_C \neq km_S$가 된다). 이와 같은 경우는 AMP과 PAK에서도 발생할 수 있다.

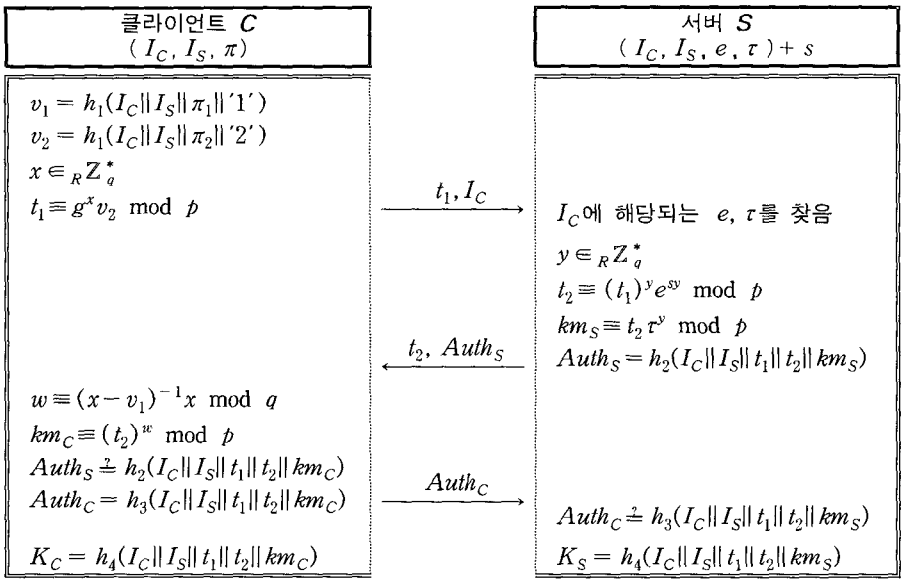


그림 2. 제안된 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜

수동적 도청자는 프로토콜에서 어떠한 정보도 얻을 수 없다. 이에 대한 사항은 4장 보안분석에서 논증할 것이다. 만일 능동적 공격자가 서버의 비밀키 s를 제외한 (e, τ) 만을 타협시킨 경우, 이 정보들에서 패스워드 π를 유도하는 것은 DLP 해결과 동일하게 된다. 그러나 만일 강한 능동적 공격자가 서버의 비밀키 s까지 타협시킨다면 사전공격을 통해 패스워드 π가 노출될 수 있다.

$Auth_C$와 $Auth_S$의 계산 및 검증은 지금까지 알려진 공격에 대한 증명가능한 보안성을 제공한다. 알려진 공격에 대한 안전성은 4장에서 논증할 것이다. 최종적으로 두 참여자가 상호 인증 및 상호 키확신 검사를 통과하였다면 서로 동의된 세션키 ($K_C = K_S$)를 생성한다.

2.3 다수 분할된 패스워드를 이용한 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜의 제안

1장에서 설명된 바와 같이 분할된 패스워드 방식으로 [12]와 [13]이 제안되었다. 2.3장에 제안된 방식과 [12 및 13]의 차이점은 기본적으로 서버가 단독으로 존재하는가 다수로 존재하는가에 있다. [12]에서 제시된 방식은 클라이언트의 분할된 패스워드들 $\pi_1 \| \cdots \| \pi_n$과 분할된 패스워드에 대한 각 서버들 S_i의 검증자 v_i간에 일대일 대응관계를 맺고 있음에 따라 프로토콜 수행시 병행으로 처리되는 반면, 본 논문 2.3절 제안된 방식은 패스워드의 분할 수에 관계없이 항상 일정하게 일대일 클라이언트와 서버관계로 유지된다. 또한 [12,13]은 서버가 단순히 검증자만을 저장함으로서 서버 파일 타협에 의한 서버 가장 공격에 노출 될 수 있으나, 본 논문 2.3에 제안된 방식은 검증자를 서버 비밀키로 암호화함으로서 서버 가장 공격에 대해 저항성을 지닌다.

이와 같은 사항을 배경으로, 2.3절에 제안된 방식을 다음과 같이 확장할 수 있다.

클라이언트와 서버는 패스워드를 n개의 분할된 형태로 한다(이는 마치 수학의 일반항과 같은 개념이다). 이 방법은 패스워드 정보의 랜덤성을 더욱 증가시키기 위한 것으로서, 패스워드를 분할한 후 이에 대한 각 분할된 패스워드 지식을 확대하는 구조로 설계한다.

우선 자신의 패스워드 π를 $\pi_1 \| \cdots \| \pi_n$로 분할 후, 각 패스워드 지식에 대하여 $v_k = h_1(I_C \| I_S \| \pi_k \| 'k')$ $(k = 1, \cdots, n)$를 계산한다. 서버에서는 이에 대한 검증자로서 $e = (g^{-\prod_{i=1}^{\alpha} v_i} \prod_{j=\alpha+1}^{n} v_j^{-1})^{s^{-1}} \bmod p$및 $\tau = g^{\prod_{j=1}^{\alpha} v_i}$를 계산하여 프로토콜 수행 전에 기억하고 있어야 한다. 여기에서 $1 < \alpha < n$ 이다.

① 클라이언트는 $v_1, \cdots, v_n$를 계산하고 $x \in_R Z_q^*$ 생성 후, $t_1 = g^x (\prod_{j=\alpha+1}^{n} v_j)$와 I_C를 서버에

게 전달한다.

② 서버는 그림 2와 동일하게 동작하여 y, t_2, km_S, $Auth_S$를 계산한 후, t_2와 $Auth_S$를 클라이언트에게 전달한다.

③ 클라이언트는 $w=(x-\prod_{i=1}^{q} v_i)^{-1}x$를 계산하고 그림 2와 같이 km_C와 $Auth_C$를 생성한 후, 서버에게 $Auth_C$를 전달한다.

④ 최종적으로 두 참여자 모두가 상호인증과 상호키확신 검사를 통과하였다면 동의된 세션키 ($K_C=K_S$)를 생성한다.

Ⅲ. 비밀분산을 이용한 패스워드 기반 인증 및 키교환

앞서 언급했던 것과 같이 서버의 파일 타협에 대한 가장 좋은 해결책으로 [10,11]에서와 같이 검증자를 임계치 기법을 통해 분산하는 것이다.[2] 이와 관련하여 본 논문에서는 그림 2 프로토콜에 비밀분산 기법을 적용하여 제안한다.

3.1절에서는 비밀분산 기법에 관련된 몇 가지 사항을 정의하고 3.2절에서는 비밀분산 기법에 필요한 영지식 증명(ZKP: Zero Knowledge Proof)을 기술한다. 3.3절과 3.4절에서는 분산 서버 구조에서의 패스워드 등록 및 인증/키동의에 대하여 제안한다.

3.1 비밀분산 방식

멀티파티 프로토콜에서는 각 참가자의 비밀정보를 분할하여 다른 참가자에게 분배하고, 필요에 따라 원래의 정보를 복원할 필요가 있다. 이와 같은 목적에 사용되는 도구가 비밀분산 방식이다. 상세 사항은 [17]에 자세하게 설명되어 있다. 편의상 앞으로 이용될 몇 가지 방식에 대하여 [17]에서 표현한 정의를 그대로 사용하며 상세 내용은 생략하기로 한다.

- Lagrange 보간법(interpolation) 및 멱승보간법(exp-interpolation)
- Exp-VSS: Feldman의 Verifiable Secret Sharing
- Joint-Exp-RSS: Joint Computationally Secure Random Secret Sharing
- Joint-Uncond-Secure-RSS: Joint Unconditionally Secure Random Secret Sharing
- Joint-Uncond-Secure-ZSS: Joint Unconditionally Secure Zero Secret Sharing

3.2 영지식 증명(ZKP)

ZKP은 특정 비밀정보를 노출시키지 않으면서도 알고 있다는 사실 그 자체를 증명하는 방법이다. 본 논문에서는 비밀정보(지수값)를 보여주지 않으면서도 그 비밀정보를 실제로 알고 있음을 확신 시켜 주는 방법으로 활용한다. 일반적으로 ZKP 방식에서 자신의 비밀정보를 증명시켜주는 자를 증명자(prover)라 하고, 정확한 값인지를 검증하는 자를 검토자(verifier)라 한다. 본 절에서는 비밀분산 방식에 사용될 2가지 영지식 비대화형 증명(ZKNIP: Zero Non-Interactive Proof)를 설정한다.

◦ 영지식 증명 (1)

[18]에서는 밑수(base)가 다른 두 값을 위임(commitment)하고, 두 값의 이산대수 동일성을 ZKIP(ZK Interactive Proof)로 증명하였다. 이를 응용하여 세 가지의 값을 위임하고 이에 따른 이산대수 동일성을 증명하는 것이 가능하다. 더불어 이를 ZKNIP로 바꿀 수 있으며, 이에 대한 사항이 그림 3에 도시되어 있다.

증명자	A, B, C →	검토자
$t_1 \in_R Z_q$ $M_1 = g^{t_1}$ $M_2 = t^{t_1}$ $M_3 = \tau^{t_1}$ $\varphi = f(M_1 \| M_2 \| M_3)$ $s_1 = t_1 + \varphi a$	$M_1, M_2,$ M_3, φ, s_1 →	$\varphi \stackrel{?}{=} f(M_1 \| M_2 \| M_3)$ $g^{s_1} \stackrel{?}{=} M_1 A^{\varphi}$ $t^{s_1} \stackrel{?}{=} M_2 B^{\varphi}$ $\tau^{s_1} \stackrel{?}{=} M_2 C^{\varphi}$

그림 3. ZKNIP (1)

우선 증명자는 $A=g^a$, $B=t^a$, $B=t^a$ (단 $a \in Z_q$ 그리고 $A, B, C \in Z_p^*$)를 위임한 후, 밑수가 다른 세 값의 이산대수가 동일함을 ZKNIP로 증명한다. 단 그림 3을 $s_1=t_1-\varphi a$ 및 $M_1 \stackrel{?}{=} g^{s_1}A^{\varphi}$, $M_2 \stackrel{?}{=} g^{s_2}B^{\varphi}$, $M_3 \stackrel{?}{=} g^{s_3}C^{\varphi}$로 바꾸어도 무방하다. $t, \tau \in Z_p^*$는 원시근 g에 생성된 부분군에 속하며, $\log_g t$와 $\log_g \tau$를

계산하는 것은 DLP에 의해 어렵다고 가정한다. 결과적으로 증명자는 A, B, C의 동일한 이산대수 a를 공개하지 않으면서도, 이 값들의 이산대수 동일성을 검토자에게 증명한다.

◦ 영지식 증명 (2)

[19]에서는 위임값 A와 B의 이산대수를 공개하지 않고, 위임값 C가 A와 B에 이산대수의 곱으로 이루어졌음을 증명하였다. 또한 [20]에서는 이에 대한 ZKNIP를 제안하였다.

증명자	A, B, C →	검토자
$t_1, t_2, t_3 \in_R Z_q$ $M_1 = g^{t_1} h^{t_2}$ $M_2 = g^{t_3}$ $M_3 = B^{t_1} h^{t_2}$ $\varphi = f(M_1 \| M_2 \| M_3)$ $s_1 = t_1 - \varphi a$ $s_2 = t_2 - \varphi b$ $s_3 = t_3 - \varphi c$	$M_1, M_2, M_3, \varphi, s_1, s_2, s_3$ →	$\varphi \stackrel{?}{=} f(M_1 \| M_2 \| M_3)$ $M_1 \stackrel{?}{=} g^{s_1} h^{s_2} A^{\varphi}$ $M_2 \stackrel{?}{=} g^{s_3} B^{\varphi}$ $M_3 \stackrel{?}{=} B^{s_1} h^{s_2} C^{\varphi}$

그림 4. ZKNIP (2)

이를 토대로 본 논문에 적합하도록 수정한 것이 그림 4에 도시되어 있다. 우선 증명자는 $A = g^a h^b$, $B = g^c$, $C = g^{ac} h^b (= B^a h^b)$을 위임한 후, A와 B의 이산대수가 C에 포함되어 있음을 검토자에게 증명한다. 여기에서 $h \in Z_p^*$는 원시근 g에 생성된 순환부분군에 속하며, $\log_g h$를 계산하는 것은 DLP에 의해 어렵다고 가정한다.

3.3 분산 서버 구조에서의 패스워드 등록 프로토콜 : 그림 2에 제안된 프로토콜을 확장

앞으로 설명할 이 프로토콜 목적은 분산 구조를 갖는 서버그룹에서 특정 〈서버 S_i〉 $(1 \le i \le n)$와 클라이언트간 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜을 수행하는 것에 있다. 서버그룹의 특정 비밀값들이 비밀분산 방식에 의해 분배되어 있기 때문에 〈서버 S_i〉는 다른 서버들의 도움을 받아야만 인증 및 키동의 프로토콜을 수행할 수 있다. 절차상에 있어 우선 **(1)** 서버들의 비밀키 s를 생성하고, **(2)** 클라이언트가 v_1를 서버들에게 분산시키며, **(3)** 서버들은 협력하여 검증자 $e = (g^{-v_1} v_2^{-1})^{s^{-1}}$를 생성한다.

(1) 서버의 비밀키 s 공유 및 부분 정보 생성 : 각 서버들은 클라이언트의 패스워드 검증자를 안전하게 보관하기 위한 비밀값 s를 서로 협력하여 생성한다.

◦ Joint-Uncond-Secure-RSS[17]를 다항식 $t-1$ 차(degree)로 이루어지도록 한 후, Z_q에서 균등하게 선택된 비밀키 $s (\in Z_q^*)$를 랜덤하게 생성하고 동시에 정보이론적 보안을 제공하기 위한 보안 파라메터 $\varepsilon (\in Z_q^*)$도 역시 동시에 생성된다. 즉 $(s_1, \cdots, s_n) \xleftarrow{(t,n)} s$와 $(\varepsilon_1, \cdots, \varepsilon_n) \xleftarrow{(t,n)} \varepsilon$. 더불어 정보들을 검증하기 위한 검증정보(verifi- cation information) A_a가 t개 만들어져 공개된다. 즉 $A_0, \cdots, A_{t-1}$.

(2) 검증자 v_1의 생성 및 분배: 우선적으로 클라이언트는 각 서버들에게 v_1에 대한 거짓 정보를 제공하지 않는다고 가정한다.

◦ 클라이언트는 $v_1 = h_1(I_C \| I_S \| \pi_1 \| '1')$를 계산하고, Exp-VSS[17]를 이용하여 $t-1$차의 다항식으로 Z_q에서 유일하게 분배되도록 한다. 즉 $(v_{1,1}, \cdots, v_{1,n}) \xleftarrow{(t,n)} v_1$. 또한 검증정보 B_a가 t개 만들어져 서버들에게 공개된다 (단 $B_0 = g^{v_1} = \tau$). 여기에서 $t-1$차는 서버들이 사전에 미리 정해 놓은 값이다. 이후 클라이언트는 각 서버의 공개 번호(index, $j = 1, \cdots, n$)에 따라서 서버 S_j들에게 분배된 값 $v_{1,j}$를 안전하게 전달한다. 각 서버들은 $g^{v_{1,j}}$를 $\prod_{a=0}^{t-1} B_a^{j^a \pmod q} \pmod p$을 통해 검사한 후 이를 받아들인다.

(3) 검증자 $e = (g^{-v_1} v_2^{-1})^{s^{-1}} \bmod p$의 생성: 값 e를 생성하는 과정은 [17]의 공개키 생성 과정을 응용하여 만들 수 있다. 수식의 간략화를 위하여 $\sigma = (g^{-v_1} v_2^{-1})$이라고 표기한다.

이 프로토콜을 수행하기 위해 우선적으로 클라이언트가 각 서버들에게 거짓 정보를 제공하지 않는다고 가정한다.

① 클라이언트는 난수 $a \in_R Z_q^*$를 생성한 후, 마치 딜러(dealer)처럼 Z_q상의 $t-1$차 다항식으로 이루어진 Exp-VSS[17]를 이용하여 a를 각 서버들에게 분배한다. 즉 $(a_1, \cdots, a_n) \xleftarrow{(t,n)} a$. 또한 분배된 정보들을 검증하기 위한 검증정보 C_α가 t개 만들어져 서버들에게 공개된다.

◦ 클라이언트는 각 서버 S_j $(j=1, \cdots, n)$들에게 분배된 값 a_j를 안전하게 전달한다. 각 서버는 식 $g^{a_j} \stackrel{?}{=} \prod_{\alpha=0}^{t-1} C_\alpha^{j^\alpha \pmod q} \pmod p$와 같이 검사한 후 이를 받아들인다.

이와 별도로 클라이언트는 σ^a를 서버들에게 안전하게 전달한다. 만일 σ^a가 노출되었다 하더라도, 값 a의 지수승 형태이기 때문에 σ을 알아내는 것은 계산적으로 불가능 하다. 따라서 σ^a로 부터는 패스워드에 대한 어떠한 정보도 추측할 수 없다.

② 각 서버들은 Joint-Uncond-Secure-ZSS[17]를 이용하여 상수항(constant term)이 "0, zero"이고 $2t-2$ 차인 다항식을 생성한 후 Z_q에서 균등하게 분배시킨다. 더불어 검증정보 D_β가 $2t-1$개 만들어져 공개된다(즉 $D_0, \cdots, D_{2t-2}$). 단 $D_0=1$로 고정된다. 생성된 분배 값들은 다음과 같이 표현된다.

$\{b_i\}_{i \in \{1, \cdots, n\}}$ 와 $\{\eta_i\}_{i \in \{1, \cdots, n\}}$.

③ 서버 S_j $(j=1, \cdots, n)$들은 $\lambda_j \equiv s_j a_j + b_j$ 와 $\lambda_j' \equiv \varepsilon_j + \eta_j \pmod q$를 계산하고, 그림 4의 ZKNIP (2)를 수행하기 위한 3개의 위임 정보들 $Y_{j,1} = g^{s_j} h^{\varepsilon_j}$, $Y_{j,2} = g^{a_j}$, $Y_{j,3} = g^{s_j a_j} h^{\varepsilon_j}$를 계산하여 특정 〈서버 S_i〉에게 다음 값 $(\lambda_j, \lambda_j', Y_{j,1}, Y_{j,2}, Y_{j,3})$를 공개(broadcasting)한다. 여기에서 〈서버 S_i〉은 지금까지 수행한 프로토콜에 의해 검증정보들 A_α, C_α, D_β를 이미 알고 있다. 여기에서 $\alpha = \{0, \cdots, t-1\}$이고 $\beta = \{0, \cdots, 2t-2\}$이다.

◦ 〈서버 S_i〉는 λ_j와 λ_j'의 구성 정보가 올바른가를 검사하기 위하여 $g^{\lambda_j} h^{\lambda_j'}$를 구성한 후, 이미 자신이 알고 있는 검증 정보들 A_α, C_α, D_β를 적절히 조합하여 이와 비교해야 한다.

$g^{\lambda_j} h^{\lambda_j'}$는 $g^{\lambda_j} h^{\lambda_j'} = (g^{s_j a_j} h^{\varepsilon_j}) \times (g^{b_j} h^{\eta_j})$로 전개될 수 있다. 전개된 식에서 〈서버 S_i〉는 $(g^{b_j} h^{\eta_j})$ 부분을 사전에 알고 있는 검증 정보 D_β를 $(g^{b_j} h^{\eta_j}) \stackrel{?}{=} \prod_{\beta=0}^{2t-2} D_\beta^{j^\beta}$와 같이 구성하여 검증할 수 있다.

그러나 구성된 식의 $(g^{s_j a_j} h^{\varepsilon_j})$ 부분에 있어서, 〈서버 S_i〉는 서버 S_j들의 비밀 분배 값들 $(s_j, a_j, \varepsilon_j)$를 모를 뿐만 아니라 〈서버 S_i〉가 지닌 검증정보들 A_α, C_α, D_β를 통해서도 검증이 불가능하다. 따라서 서버 S_j들은 $(g^{s_j a_j} h^{\varepsilon_j})$ 부분을 별도로 공개하고, 자신의 비밀 분배값의 곱형태인 $s_j a_j$와 ε_j를 〈서버 S_i〉에게 알려주지 않으면서도 정확히 이 값의 승으로 이루어졌음에 대한 증명을 수행하여야 한다. 이와 같은 증명은 그림 4의 ZKNIP (2)를 통해 이루어진다. ZKNIP를 수행하기 위하여 서버 S_j들은 $(Y_{j,1}, Y_{j,2}, Y_{j,3})$를 계산한 후 이를 〈서버 S_i〉에게 공개한다. 결과적으로 $Y_{j,1}$과 $Y_{j,2}$의 이산대수 값을 공개하지 않고 $Y_{j,3}$가 이들의 곱으로 이루어졌음을 증명하는 것이다.

④ 〈서버 S_i〉는 $(\lambda_j, \lambda_j', Y_{j,1}, Y_{j,2}, Y_{j,3})$를 $(2t-1)$개 이상 수신한 후 다음 사항을 차례로 검증한다.

◦ $Y_{j,1} \stackrel{?}{=} \prod_{\alpha=0}^{t-1} A_\alpha^{j^\alpha}$ 및 $Y_{j,2} \stackrel{?}{=} \prod_{\alpha=0}^{t-1} C_\alpha^{j^\alpha}$

◦ $Y_{j,3} \stackrel{?}{=} g^{s_j a_j} h^{\varepsilon_j}$ (그림 4의 ZKNIP (2) 수행)

◦ $g^{\lambda_j} h^{\lambda_j'} \stackrel{?}{=} Y_{j,3} \prod_{\beta=0}^{2t-2} D_\beta^{j^\beta}$

◦ 검증이 통과된다면 〈서버 S_i〉은 다음을 계산한다.

. $\mu \triangleq$ Interpolate $(\lambda_1, \cdots, \lambda_n) \pmod q$ $[=sa]$

. μ에 해당하는 다항식은 $(2t-2)$차.

. $\mu^{-1} \pmod q$ $[=s^{-1}a^{-1}]$. 단 $s, a \in Z_q^*$.

. $e \triangleq (\sigma^a)^{\mu^{-1}} \pmod q$ $[=\sigma^{s^{-1}}]$.

〈서버 S_i〉는 $e = \sigma^{s^{-1}} = (g^{-v_1} v_2^{-1})^{s^{-1}}$를 얻음.

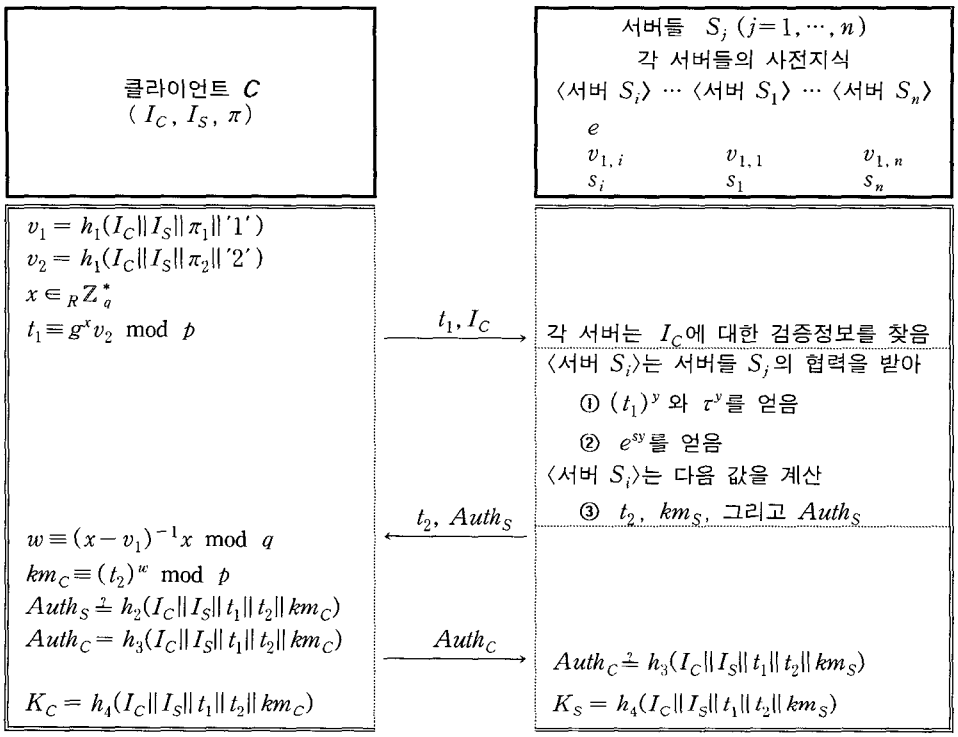


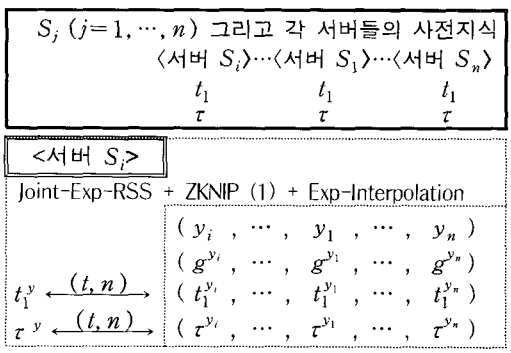
그림 5. 분산 환경에서의 인증 및 키교환

3.4 분산된 서버 환경에서의 인증 및 키교환 프로토콜

다중 서버를 통한 인증의 목적은 특정 〈서버 S_i〉가 패스워드를 이용하여 클라이언트를 인증하는 것에 있다[11]. 이때 패스워드 검증자 v_1 및 서버의 비밀키 s가 각 서버들에게 분배되어 있기 때문에 〈서버 S_i〉는 다른 서버들에게서 협력 받아 인증과정을 수행하여야 한다. 이에 대한 프로토콜이 그림 5에 도시되어 있다. 그림 5의 프로토콜에서 ①, ②, ③에 대한 상세 과정은 다음과 같다.

① 〈서버 S_i〉는 서버들 S_j $(j=1,\cdots,n)$의 협력을 받아 $(t_1)^y$ 와 τ^y를 계산한다. 이 과정을 정리한 것이 아래에 도시되어 있다.

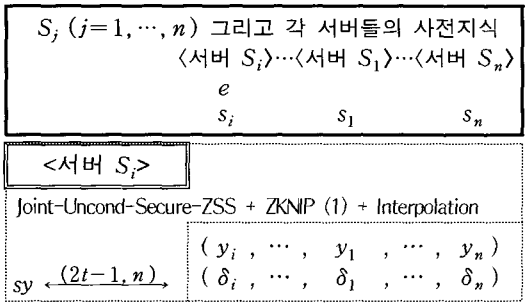
◦서버들은 $(t-1)$차의 다항식으로 이루어지는 Joint-Exp-RSS[17]를 이용하여 Z_q에서 균등하게 분배된 난수 값 y를 생성한다. 즉 $\{y_1,\cdots,y_n\} \xleftarrow{(t,n)} y$ 이고 이에 대한 검증정보 E_α. 여기에서 $\alpha = \{0,\cdots,t-1\}$이다.



◦각 서버들 S_j는 $(g^{y_j}, t_1^{y_j}, \tau^{y_j})$를 계산한 후 이를 〈서버 S_i〉에게 전달한다. 〈서버 S_i〉는 $g^{y_j} \stackrel{?}{=} \prod_{a=0}^{t-1} (E_a)^{j^a}$로 검사한 후, 그림 3의 ZKNIP (1)를 이용하여 g^{y_j}와 $(t_1^{y_j}, \tau^{y_j})$의 이산대수 동일성을 검사한다. 만일 이 검사를 통과했다면 $t_1^y \triangleq$ Exp-Interpolate $(t_1^{y_1},\cdots,t_1^{y_n})$로 $(t_1)^y$을 계산하고, 또한 $\tau^y \triangleq$ Exp-Interpolate $(\tau^{y_1},\cdots,\tau^{y_n})$로 τ^y를 계산한다.

◦ 보안특성: g^y에 y를 〈서버 S_i〉에게 노출하지 않으면서도, t_1^y와 τ^y를 계산할 수 있도록 한다.

② 〈서버 S_i〉는 서버들 S_j $(j=1,\cdots,n)$의 협력을 받아 e^{sy}를 계산한다. 이 과정을 정리한 것이 아래에 도시되어 있다.



◦ 서버들은 $(2t-2)$차의 다항식으로 이루어지는 Joint-Uncond-Secure-ZSS[17]를 이용해 Z_q에서 균등하게 분배시킨다.

즉 $\{r_j\}_{j\in\{1,\cdots,n\}}$와 $\{r_j'\}_{j\in\{1,\cdots,n\}}$ 및 검증정보 F_β $(\beta=\{0,\cdots,2t-2\})$.

◦ 각 서버 S_j는 $\delta_j \equiv s_j y_j + r_j$와 $\delta_j' \equiv \varepsilon_j + r_j'$ (mod q)을 계산하고(즉 두 비밀의 곱[17]), 그림 4의 ZKNIP (2)를 수행하기 위한 정보들 $V_{j,1}=g^{s_j}h^{\varepsilon_j}$, $V_{j,2}=g^{y_j}$, $V_{j,3}=g^{s_j y_j}h^{\varepsilon_j}$를 계산한 후 〈서버 S_i〉에게 $(\delta_j, \delta_j', V_{j,1}, V_{j,2}, V_{j,3})$를 전달한다. 〈서버 S_i〉는 위 정보를 $2t-1$명 이상의 서버들로부터 각각 수신한 후 다음 사항을 차례로 검증한다.

. $V_{j,1} \stackrel{?}{=} \prod_{\alpha=0}^{t-1} A_\alpha^{j^\alpha}$ 및 $V_{j,2} \stackrel{?}{=} \prod_{\alpha=0}^{t-1} E_\alpha^{j^\alpha}$

. $V_{j,3} \stackrel{?}{=} g^{s_j y_j} h^{\varepsilon_j}$ (그림 4 ZKNIP (2)를 이용)

. $g^{\delta_j} h^{\delta_j'} \stackrel{?}{=} V_{j,3} \prod_{\beta=0}^{2t-2} F_\beta^{j^\beta}$

. 검사가 통과된다면 서버 S_i은 다음을 계산

- $sy \triangleq$ Interpolate $(\delta_1,\cdots,\delta_n)$ (mod q). 단 sy에 해당하는 다항식은 $(2t-2)$차.
- e^{sy} (mod p).

◦ 보안특성: $\Pr[y|g^y] \simeq \Pr[DLP]$이기 때문에 y를 계산할 수 없다. 따라서 〈서버 S_i〉는 sy로부터 비밀키 s를 계산할 수 없다.

③ 〈서버 S_i〉는 다음 사항을 계산한다. 그리고 그 결과를 클라이언트에 되돌린다. 그 다음 과정은 그림 2의 기본 프로토콜과 동일하다.

◦ $t_2 \equiv t_1^y e^{sy}$ (mod p)

◦ $km_S \equiv t_2 \tau^y$ (mod p)

◦ $Auth_S = h_2(I_C \| I_S \| t_1 \| t_2 \| km_S)$

Ⅳ. 제안된 방식의 보안분석 및 효율성 분석

본 논문에서 제안된 방식은 크게 2가지로 나누어 볼 수 있다. 하나는 2.2절에 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜이고, 다른 하나는 3장에 비밀분산을 이용한 패스워드 기반 인증 및 키교환 프로토콜이다. 기본적으로 3장의 프로토콜은 2.2절의 프로토콜을 확장한 것으로서, 만일 2.2절의 제안 방식이 타협되어진다며 3장의 확장 방식은 아무런 의미가 없게 된다. 따라서 본 장은 2.2절의 프로토콜만을 중점적으로 분석하다. 주요 내용은 기존 알려진 공격에 대한 안전성 분석 및 효율성 분석이다.

(1) 패스워드를 분할하여 사용한다.

패스워드의 분할은 패스워드 검증자의 램덤성(randomness)을 증가시키기 위한 것이다. 왜냐하면 패스워드 분할하여 인증 프로토콜을 수행한다면, 공격자 입장에서 그에 따른 검증자 조사 계산량 역시 증가하게 된다. 이것은 공격자가 더 많은 정보를 분석해야 함을 의미한다. 그러나 패스워드에 대한 분할도가 높아지게 된다면, 그에 따른 클라이언트 및 서버의 계산량 역시 증가하게 된다.

(2) 제안된 프로토콜이 수행되는 동안 세션값에 대한 어떠한 지식도 수동적 도청자에게 노출되지 않는다.

즉 수동적 도청(passive eavesdropping)에 대한 보안이 DLP에 바탕을 두고 있음을 증명한다. 수동적 도청자는 참여자간에 교환되는 메시지를 도청할 수 있고, 그들 사이에서 공유된 세션키를 구하려고 시도한다. 그러나 수동적 도청자는 임의의 메시지를 바꾸거나 삭제하거나 삽입하는 것은 불가능하다라고 가정한다. 프로토콜에서 $km_C = km_S = g^{xy}$이며 편의상 km이라 정의하자.

제안된 방식의 세션값 교환 과정에서, 도청자가

프로토콜의 공통 파라메터 (p, q, g) 그리고 서버와 클라이언트 교환정보 $(t_1 = g^x v_2,\ t_2 = g^{y(x-v_1)})$를 알고 있다 하더라도, 도청자가 세션값 g^{xy}를 알아내는 것은 적어도 DLP를 해결하는 것만큼 어렵다. 이와 같은 결론을 증명하기 위하여 우선 다음과 같은 알고리즘을 정의한다[14,21,22].

- $Adv_A(\ )$: 다항식 시간 알고리즘 A에 공통 파라메터 그리고 프로토콜 수행 중에 노출되는 교환정보를 입력 값으로 하여 세션값 km을 계산하는 알고리즘이다.
- $Adv_{DLP}(\ )$: DLP를 계산하는 알고리즘에 공통 파라메터 그리고 $a \in Z_p^*$를 입력 값으로 하여 $\log_g a \in Z_q^*$를 구하는 것이다.
  즉 $Adv_{DLP}(p, q, g, a) = \log_g a \pmod q$.
- $Adv_{DHP}(\ )$: DHP(Diffie-Hellman roblem)를 계산하는 알고리즘에 공통 파라메터 그리고 $a, b \in Z_p^*$를 입력하여 $a^{\log_g b \pmod q} \in Z_p^*$를 구하는 것이다.
  즉 $Adv_{DHP}(p, q, g, a, b) = a^{\log_g b} \pmod p$.
- $Adv_{DHDP}(\ )$: DHDP(Diffie-Hellman Decision Problem)[22]는 $g^{a'}, g^{b'}, g^{c'} \in Z_p^*$가 입력으로 주어지고 $c' \equiv a'b'$인지를 결정하는 문제이다. 만일 $c' \not\equiv a'b'$이라면 $c' \equiv a'b' + z$으로 간주할 수 있고, 균일한 확률 분포 갖는 G_p상에서의 g^z 분포는 통계적으로 구별불가능(indistinguishable)하게 된다. 더불어 입력값들 $(g^{a'}, g^{b'}, g^{c'})$의 분포 역시 G_p^3상의 균일한 확률 분포에 통계적으로 구별 불가능하게 된다.

DLP, DHP, 그리고 DHDP는 모두 계산적으로 등가를 이룬다. 즉 DLP의 해결이 무시할 만한 확률을 갖는다면 DHP 및 DHDP 역시 무시할 만한 확률을 지닌다.[21] 주어진 알고리즘을 다음과 같은 절차로 수행한다.

- 2장에서 해쉬함수는 $f: \{0,1\}^* \rightarrow \{0,1\}^k / \{0\}^k$ ($k < \log_2 q$ 이고 $q < p$)로 정의했기 때문에, v_1은 $v_1: \{0,1\}^k \in Z_q^*$로 v_2는 $v_2: \{0,1\}^k \in Z_p^*$라 가정할 수 있다. 따라서 t_1은 $g^x v_2 = g^{x+z_1}$로 또한 t_2는 $g^{y(x-v_1)} = g^{yz_2}$로 놓을 수 있다. 여기에서 $z_1, z_2 \in Z_q^*$이다.
- 정의에 의해 $Adv_A(p, q, g, g^{x+z_1}, g^{yz_2}) = g^{xy}$가 다항식 시간 안에 계산될 수 있다.
- $a' = x + z_1$, $b' = yz_2$, $c' = a'b'z_2^{-1} - yz_1$이라 정의할 경우, 위 $Adv_A(\ )$ 알고리즘이 성립한다면 $Adv_{DHDP}(p, q, g, g^{a'}, g^{b'}, g^{c'}) =$ "true"가 된다. 또한 DHDP 알고리즘이 성립한다면, $\{x, y, z_1, z_2 \leftarrow Z_q^* : (g^{a'}, g^{b'}, g^{c'})\}$을 구별(즉 계산) 할 수 있다. 따라서 이 경우는 DLP 알고리즘 $Adv_{DLP}(p, q, g, g^{x+z_1}) = x + z_1$을 출력하고 $Adv_{DLP}(p, q, g, g^{yz_2}) = yz_2$를 출력해야만 한다. 결과적으로 도청자가 위에서 정의한 알고리즘을 사용하고 주어진 절차에 따라 정확히 수행한다면 세션값 km을 구할 수 있다.

결론적으로 만일 알고리즘 $Adv_A(\ )$가 존재한다면 $Adv_{DHDP}(\ )$가 존재할 수 있고, $Adv_{DHDP}(\ )$가 존재할 수 있다면 $Adv_{DLP}(\ )$가 존재할 수 있다. 따라서 제안된 프로토콜에서 세션값 km를 구하는 것은 $Adv_{DLP}(\ )$를 계산할 확률과 비슷하며 DLP를 해결하는 것만큼 가능하게 된다.

(3) 제안된 방식은 Denning-Sacco (DS) 공격이 불가능하다[1].

이 공격은 이전 세션키를 안다고 할 때 패스워드를 알아내는 공격이다. 그러나 본 논문에 제안된 방식은 세션키가 공개되어도 패스워드는 노출되지 않을 뿐만 아니라 참여자로 가장할 수 없다.

즉 공격자가 t_1, t_2, km을 얻을 수 있어도, 이들 정보에서 패스워드 π 및 검증자 (e, τ)를 계산하는 것은 불가능하다. 더욱이 $e = (g^{-v_1} v_2^{-1})^{s^{-1}}$는 서버의 비밀키 s로 암호화 되어 있어 이 문제를 더욱 불가능하게 만든다. 공격자가 패스워드를 얻기 위해서는 $\{t_1, t_2, km\}$로부터 $\{(x, y, v_1 \leftarrow Z_q^*), (v_2 \leftarrow Z_p^*)\}$을 구별할 수 있어야 하고 이 문제는 DLP를 해결 할 수 있어야 한다. 따라서 DS 공격을 수행하는 알고리즘을 $Adv_{DS}(\ )$라 할 경우, 제안된 프로토콜에서의 DS 공격성공률은 $\Pr[Adv_{DS}(g, p, q, t_1, t_2, km)] \simeq \Pr[Adv_{DLP}(\ )]$와 같이 이루어지게 된다. [2,14]에서 언급한 것과 같이 이 값은 무시할만한 값이다.

(4) 제안된 프로토콜은 전방향 안전성이 제공된다.

롱텀(long-term) 비밀값(패스워드)의 타협이 이전 세션값 km의 타협을 의미하지 않는다면, 프로토콜은 전방향 안전성를 만족한다라고 정의한다.[14,16] 패스워드가 주어졌다고 가정했을지라도, 공격자는 v_1와 v_2만을 구할 수 있을 뿐이다. 즉 v_1와 v_2에서 세션값을 구하는 것은 $Adv_A(p,q,g,t_1,t_2)=g^{xy}$가 존재함을 의미하며, 이것은 $Adv_{DLP}(p,q,g,t_1)$와 $Adv_{DLP}(p,q,g,t_2)$가 존재함과 동일한 의미이다. 따라서 다항식시간 알고리즘 A을 해결하는 것만큼 전방향 안전성이 훼손되게 된다.

(5) 제안된 프로토콜은 오프라인(off-line) 사전추측 공격[16]에 대한 저항성을 지닌다.

이 저항성이란 프로토콜 수행 중에 노출되는 정보들을 이용한 오프라인 사전추측 공격이 불가능해야 함을 의미한다. 이 공격은 클라이언트와 서버간에 서로 주고받는 정보 t_1과 t_2에 대한 DLP를 해결해야만 패스워드에 대한 사전공격이 가능하게 됨에 따라, $\Pr[Adv_{DLP}(\,)]$와 비슷한 확률을 갖게 된다[2,14].

이와 별도로 제안된 프로토콜은 서버 파일 타협에 의한 오프라인 사전추측 공격에도 저항성을 지닌다. 즉 제안된 프로토콜은 AMP[2,3,5], EPA[4]에서와 같이 검증자를 서버의 비밀키로 암호화하여 보관하기 때문에, 공격자는 타협된 파일로부터 어떠한 정보도 얻을 수 없다.

(6) 제안된 방식은 능동적 중간자 공격(positive man in the middle attack)[16] 및 재생공격(replay attack)[16]에 강인하다.

능동적 중간자 공격은 공격자가 양쪽 개체를 합법적으로 가장하거나 혹은 클라이언트와 서버 사이에서 존재하여 두 참여자의 메시지를 가로챈 다음, 공격자와 클라이언트, 공격자와 서버 사이에 각각의 별도의 세션값을 만들어내는 공격이다.

이 공격은 가장공격(impersonation attack)과 동일하다. 제안된 프로토콜에서, 공격자는 프로토콜 내의 모든 대화내용을 이용하더라도 패스워드를 모른다면 $Auth_S \stackrel{?}{=} h_2(\,)$ 및 $Auth_C \stackrel{?}{=} h_3(\,)$ 검사를 통과시키지 못한다.

재생공격은 공격자가 클라이언트의 메시지(즉 t_1)를 서버에게 재전송 하여 이미 정상적인 클라이언트에 의해 생성된 이전키(old session key)를 다시 생성하기 위한 공격이다. 그러나 모든 통신 메시지들은 매 세션마다 균일한 확률 분포에서 랜덤하게 생성되어짐을 가정하기 때문에 이 공격에 대한 공격자의 성공 확률은 무시 할만하다. 즉 클라이언트가 각 세션 프로토콜마다 $x \in_R Z_q^*$를 생성하고 그 사건의 확률이 모두 균일한 확률 분포 $1/\phi(q)$를 갖는다면, 공격자의 성공확률은 대략 $\Pr[Adv_{RA}(\,)] \le 1/\phi(q)$이 된다.

〔표〕 메시지 교환 횟수, 지수승 횟수, 그리고 난수생성 횟수의 비교

횟수	메시지 교환	지수승		난수 생성	
		클라이언트	서버	클라이언트	서버
SRP	4	3	3	1	1
SNAPI-X	5	5	4	2	3
AuthA	3	4	3	1	1
PAK-X	3	4	4	1	2
AMP	4	2	2	1	1
제안 방식	**3**	**2**	**2**	**1**	**1**

(7) 효율성 분석: 효율성은 관련 다른 프로토콜들 SRP, SNAPI-X, AuthA, 그리고 PAK-X 과 비교할 수 있다. 위에 〔표〕는 AMP[2]에 제공된 자료를 토대로 메시지 교환 횟수, 지수승 횟수, 난수생성 횟수에 대하여 비교한 것이다. 서버의 지수승 연산 횟수는 효율성을 위하여 AMP와 마찬가지로 다중 병렬 멱승법(simultaneous multiple exponentiation)[23]을 취한다.

V. 결 론

본 논문에서는 분할된 패스워드 기반 인증된 키교환 프로토콜을 제안하였다. 제안된 프로토콜은 분할된 패스워드를 사용하여 패스워드 검증자의 랜덤성을 증가 시키고 이를 통해 패스워드 추측공격을 어렵도록 하였다. 본 논문 2.2절에 기본 모델을 제안하고, 3장에 분산된 서버 환경에서의 인증 및 키교환 프로토콜(비밀분산 기법을 적용하여 분배된 비밀값은 $t-1$ 이하의 서버 파일이 타협되더라도 노출되지 않는다)로 확장하였다. 또한 제안된 프로토콜에 대한 다양한 안전성을 분석하였으며, 기존에 제안되었던 프로토콜과 비교하여 비교적 지수승 계산량이 적다는

점을 보였다. 추후 연구 과제는 분할된 패스워드에 따른 검증자의 랜덤화에 대한 증명 가능한 방법을 제시하는 것이다.

참 고 문 헌

[1] V. Boyko, P. MacKenzie, and S. Patel, "Provably Secure Password Authenticated Key Exchange Using Diffie-Hellman," *Advances in Cryptology-EUROCRYPT' 2000*, LNCS 1807, pp. 156-171 (2000)

[2] T. Kwon, "Ultimate Solution to Authentication via Memorable Password," *IEEE P1363.2 Working Group*, Available at http://grouper.ieee.org/groups/1363/passwdPK/submissions.html#amp (2000)

[3] T. Kwon, "Authentication and key agreement via memorable passwords," *In Proceedings of the ISOC Network and Distributed System Security (NDSS) Symposium* (2001)

[4] Y. Hwang, D. Yum, and P. Lee, "EPA: An efficient password-based protocol for authenticated key exchange," *Information Security and Privacy, 8th Australasian Conference, ACISP'2003*, LNCS 2727, pp. 324-335 (2003)

[5] T. Kwon, "Addendum to Summary of AMP," *IEEE P1363.2 Working Group*, Available at http://grouper.ieee.org/groups/1363/passwdPK/contributions/ampsummary2.pdf (2003)

[6] S. Bellovin and M. Merritt, "Encryted key exchange: password-based protocols secure against dictionary attacks," *Proceedings of IEEE Comp. Society Symp. on Research in Security and Privacy*, pp. 72-84 (1992)

[7] T. Wu, "Secure remote password protocol," *Proceedings of the 1998 Internet Society Network and Distributed System Security Symposium*, pp. 97-111 (1998)

[8] P. MacKenzie and R. Swaminathan, "Secure Network Authentication with Password Identification," *Presented to IEEE P1363.2*, Available at http://grouper.ieee.org/groups/1363/passwdPK/contributions.html#MS (1999)

[9] M. Bellare and P. Rogaway, "The AuthA protocol for password-based authenticated key exchange," *IEEE P1363.2 Working Group*, Available at http://grouper.ieee.org/groups/1363/passwdPK/conributions.html#autha (2000)

[10] P. MacKenzie, T. Shrimpton, and M. Jakobsson, "Threshold Password-Authenticated Key Exchange," *Advances in Cryptology-CRYPTO'2002*, LNCS 2442, pp. 369-384 (2002)

[11] Xunhua Wang, "Intrusion Tolerant Password-Enabled PKI," *Proceedings of 2nd annual PKI Research Workshop*, Available at http://middleware.internet2.edu/pki03/PKI03-proceedings.html (2002)

[12] T. Kwon, "Refinement and Improvement of Virtual Software Token Protocols," *IEEE Communications Letters*, Vol. 8, No. 1, pp. 75-77 (2004)

[13] W. Ford and B. Kaliski, "Server-Assisted Generation of a Strong Secret from a Password," *IEEE P1363.2 Working Group*, Available at http://grouper.ieee.org/groups/1363/passwdPK/contributions.html#FK00 (2000)

[14] 이정현, 김현정, 이동훈, "다중서버를 이용한 인증된 키교환 프로토콜," 정보보호학회논문지 13권 1호, pp. 87-98 (2003)

[15] M. Bellare, D. Pointcheval, and P. Rogaway, "Authenticated Key Exchange Secure Against Dictionary Attack," *Advances in Cryptology-EUROCRYPT '2000*, LNCS 1807, pp. 139-155 (2000)

[16] S. Blake-Wilson, A. Menezes, "Authenticated Diffie-Hellman Key Agreement Protocols," *Selected Areas in Cryptography'98-SAC'98*, LNCS 1556, pp. 339-361 (1998)

[17] R. Gennaro, S. Jarecki, H. Krawczyk, and T. Rabin, "Robust Threshold DSS Signatures," *Advances in Cryptology-EUROCRYPT'96*, LNCS 1070, pp. 354-371 (1996)
[18] D. Chaum and T. Pedersen, "Wallet databases with observer," *Advances in Cryptology-CRYPTO'92*, LNCS 740, pp. 89-105 (1992)
[19] R. Gennaro, Michael O. Rabin, and T. Rabin, "Simplified VSS and Fast-track Multiparty Computations with Application to Threshold Cryptography," *Proceedings of the Seventeenth Annual ACM Symposium on Principles of Distributed Computing-PODC'98*. pp. 101-111 (1998)
[20] Ho-Sun Yoon, Heung-Youl Youm, "A New Approach to Efficient Verifiable Secret Sharing for Threshold KCDSA," *Information Security and Cryptology-ICISC'99*, LNCS 1787, pp. 208-220 (1999)
[21] Ueli Maurer and Stefan Wolf, "Diffie-Hellman, Decision Diffie-Hellman, and Discrete Logarithms," *Proceedings of IEEE International Symposium on Information Theory Society-ISIT' 1998*, pp. 327 (1998)
[22] D. Boneh, "The decision Diffie-Hellman problem," *Algorithmic Number Theory, Third International Symposium-ANTS-III*, LNCS 1423, pp. 48-63 (1998)
[23] A. Menezes, P. van Oorschot, S. Vanston "Handbook of applied cryptography," *CRC Press, Inc.*, pp 618 (1997)

〈著者紹介〉

류 종 호 (Jong-ho Ryu) 정회원
1998년 2월 : 순천향대학교 전자공학과 졸업
2000년 2월 : 순천향대학교 대학원 전기·전자공학과 석사
2004년 2월 : 순천향대학교 대학원 전기·전자공학과 박사
〈관심분야〉 암호이론, 통신보안 프로토콜

염 흥 열 (Heung-youl Youm) 정회원
1981년 : 한양대학교 전자공학과 졸업
1983년 : 한양대학교 대학원 전자공학과 석사
1990년 : 한양대학교 대학원 전자공학과 박사
1982년~1990년 : 한국전자통신연구소 선임연구원
1990년~현재 : 순천향대학교 공과대학 정보보호학과 교수
1997년~2000년 : 순천향대학교 산업기술연구소 소장
1997년~현재 : 한국통신정보보호학회 총무이사(현재), 학술이사, 교육이사
2000년~현재 : 순천향대학교 산학연컨소시엄센터 소장
2003년~현재 : ITU-T SG17 Q.L Rapportuer
〈관심분야〉 네트워크 보안, 전자상거래 보안, 공개키 기반 구조, 부호이론, 이동통신보안