VERIFIKASI FORMAL PROTOKOL AUTENTIKASI LINTAS *REALM* BERBASIS KUNCI PUBLIK

Sepha Siswantyo¹, Muhammad Ziyad Al-Malik²

Program Studi Rekayasa Kriptografi, Politeknik Siber dan Sandi Negara, Bogor^{1,2}

e-mail: sepha.siswantyo@poltekssn.ac.id¹, m.ziyad@student.poltekssn.ac.id²

Abstrak

Banyak perusahaan telah memanfaatkan integrasi berbagai sistem seperti sistem *computer aided design* dan sistem manufaktur untuk dijalankan antar *host* dan antar unit organisasi. Perkembangan teknologi *Internet of Things* dan *blockchain* juga berpotensi untuk diterapkan pada sistem terdistribusi. Aspek keamanan menjadi bagian penting dalam sistem terdistribusi maupun sistem yang membutuhkan akses data maupun layanan antar domain atau *realm*, oleh karena itu diperlukan mekanisme autentikasi lintas *realm* untuk menjamin keaslian dari setiap entitas yang akan berkomunikasi. Desain protokol autentikasi lintas *realm* perlu diverifikasi secara formal untuk menjamin keamanan protokol ketika diimplementasikan di dunia nyata. Penelitian ini melakukan analisis atau verifikasi formal terhadap protokol autentikasi lintas *realm* berbasis kunci publik yang didesain oleh Xiong dkk. menggunakan metode analisis protokol keamanan yang terdiri dari pemodelan protokol dan penyerang, penentuan kriteria keamanan, dan pembuktian atau pemeriksaan kriteria keamanan dengan alat verifikasi Scyther. Klaim keamanan yang dianalisis adalah kerahasiaan parameter dan autentikasi entitas. Hasil verifikasi menunjukkan dari 35 klaim keamanan (kerahasiaan dan autentikasi), terdapat 33 klaim sukses dan 2 klaim gagal.

Kata kunci : Autentikasi Lintas *Realm*; Verifikasi Formal; Scyther

Abstract

Many enterprises have implemented the integration of various systems such as computer-aided design systems and manufacturing systems to run between hosts and organizational units. The development of the Internet of Things and blockchain technology also potential to be applied to distributed systems. The security aspect is an essential part of distributed systems and systems that require data access and services between domains or realms. Therefore a cross-realm authentication mechanism is needed to ensure the authenticity of each entity that will communicate. The design of cross-realm authentication protocol needs to be formally verified to ensure the security of protocol when implemented in the real world. This research conducted formal analysis or verification of cross-realm authentication protocol based on public-key designed by Xiong et al. using security protocol analysis method which consists of protocol and adversary modelling, specifying security criteria, and proving or checking security criteria with Scyther verification tool. Security claims analyzed are secrecy of parameters and entity authentication. The verification results show that out of 35 security claims (secrecy and authentication), there are 33 successful claims and two failed claims.

Keywords : Cross; Realm Authentication; Formal Verification; Scyther

I. PENDAHULUAN

Perkembangan teknologi jaringan dan perangkat teknologi informasi mendorong inovasi sistem maupun aplikasi untuk menunjang proses bisnis suatu perusahaan, khususnya yang berskala besar. Pada umumnya, jaringan perusahaan berskala besar bersifat heterogen dan terdiri dari sekumpulan komputer, sistem operasi, dan perangkat yang bervariasi [1]. Demikian pula bagi perusahaan yang bergerak di bidang industri. Kebutuhan terhadap integrasi beragam aplikasi semakin meningkat disebabkan perkembangan lingkungan industri yang semakin terdistribusi dan heterogen (lintas organisasi maupun geografi) [1]. Berbagai macam aplikasi di bidang industri, seperti sistem *computer-aided design* (CAD), sistem manajemen dokumen teknis, sistem manufaktur, dan sistem manajemen data produksi dapat diintegrasikan dan dijalankan antar *host*. Tidak hanya aplikasi berskala besar, penggunaan perangkat Internet of Things (IoT) dan teknologi *blockchain* juga berpotensi untuk diterapkan pada sistem yang terdistribusi dan membutuhkan pertukaran informasi yang efektif dari segi biaya, contohnya pada sistem manajemen rantai suplai, pelacakan kendaraan, dan pengawasan status mesin [2].

Layanan maupun aplikasi yang mencakup organisasi yang berbeda, memiliki mekanisme dan kebijakan pengamanan aset lokal yang berbeda pula, yang berjalan berdasarkan proses bisnis lintas *realm* atau domain yang heterogen [3]. Pengguna, perangkat, dan layanan yang terhubung dalam suatu *realm* terdaftar pada otoritas autentikasi dan dikelola melalui sekumpulan proses dan kebijakan [3]. Proses autentikasi pengguna maupun entitas diimplementasikan dalam bentuk protokol autentikasi. Salah satu protokol yang digunakan untuk mengautentikasi pengguna pada suatu *realm* adalah Kerberos [4]. Pada

protokol Kerberos, terdapat *Key Distribution Center* (KDC) yang berperan sebagai otoritas autentikasi. Beberapa protokol modifikasi dari Kerberos telah diajukan untuk memfasilitasi kemampuan autentikasi lintas *realm*, diantaranya adalah *Public-Key Cryptography for Cross-Realm Authentication* (PKCROSS) [5] dan Kerberos *Realm Crossover* (KXOVER) [6].

Tantangan yang dihadapi dalam pengembangan protokol autentikasi lintas *realm* adalah efisiensi dan keamanan protokol. Pada tahun 2018, Xiong dkk. melakukan analisis performa terhadap protokol PKCROSS dan PKTAPP, serta mendesain protokol autentikasi grup lintas *realm* berbasis kedua protokol tersebut[5]. Protokol yang didesain oleh Xiong terbukti lebih efisien daripada PKCROSS dan PKTAPP (ketika jumlah server pada PKTAPP lebih banyak 50% dibanding jumlah *remote realm*). Keamanan dari protokol yang diajukan oleh Xiong dkk hanya dibahas secara informal dan belum dibuktikan secara formal. Oleh karena itu, dalam penelitian ini dilakukan verifikasi formal protokol Xiong dkk. menggunakan Scyther. Scyther merupakan *tools* analisis atau verifikasi protokol kriptografi berbasis metode simbolik yang dikembangkan oleh Cas Cremers [7]. Klaim keamanan yang diverifikasi adalah kerahasiaan parameter dan autentikasi entitas berdasarkan pemodelan protokol Xiong dkk.

II. TINJAUAN PUSTAKA

Teori dan kajian terkait topik penelitian yang dilakukan dijelaskan sebagai berikut:

2.1 Protokol Autentikasi *Cross Realm*

Protokol autentikasi adalah salah satu langkah dasar untuk mengamankan suatu komunikasi. Autentikasi bertujuan untuk menjamin bahwa pihak yang berkomunikasi adalah pihak yang benar [1]. Mekanisme

autentikasi dapat dilakukan secara langsung oleh entitas yang saling berkomunikasi maupun melalui perantara pihak ketiga yang terpercaya, seperti KDC dalam protokol Kerberos. Pada protokol Kerberos, KDC mengontrol kunci rahasia antara klien dan server yang tergabung dalam satu domain (atau *realm* dalam Kerberos). Pada kasus tertentu, KDC pada suatu *realm* dapat mengautentikasi klien dari suatu *realm* kepada layanan dari server di *realm* yang lain (autentikasi lintas *realm*) [6]. Autentikasi lintas *realm* membutuhkan peran dari administrator di kedua *realm* untuk saling berkomunikasi.

2.2 Protokol Autentikasi Cross *Realm* berbasis Kunci Publik [5]

Protokol autentikasi cross *realm* berbasis kunci publik yang dikembangkan oleh Kaiqi Xiong menggabungkan efisiensi dari protokol PKTAPP dan PKCROSS berdasarkan aspek performa [5]. Protokol Xiong terdiri atas dua skenario berdasarkan banyaknya KDCR pada *remote realm* yang diakses oleh klien. Skenario yang pertama adalah *Single Remote Realm* (SRR), yaitu klien terhubung dengan satu *remote realm*. Skenario kedua adalah *Multiple Remote Realm* (MRR), yaitu klien terhubung dengan lebih dari satu *remote realm*. Pada penelitian ini, analisis formal berfokus pada skenario *Single Remote Realm* (SRR).

Gambar 1. Alur Pesan Skenario *Single Remote Realm* [5]

Misalkan C merepresentasikan salah satu anggota grup yang akan mengakses layanan pada server dan menginisiasi

komunikasi yang aman antara anggota grup lainnya dengan server, maka klien C berperan menginisiasi kunci grup. Pada skenario SRR, klien C melakukan autentikasi grup dengan kumpulan server aplikasi (dinotasikan dengan S_j , dengan $j = 1, \dots, n$) yang tergabung dalam suatu *single remote realm* bersama *key distribution center KDCR*. Fungsi *KDCR* yaitu memastikan S_j adalah penerima yang sah dan memastikan bahwa C adalah pengirim yang sah berdasarkan validasi *KDCL*. *KDCL* merupakan *key distribution center* dalam satu domain yang sama dengan C dan berperan untuk memvalidasi identitas C kepada *KDCR*. Daftar notasi lengkap bisa dilihat di Tabel 1.

Tabel 1. Daftar Notasi [5]

Simbol	Deskripsi
C	Klien
S_j	Server Aplikasi j ($j = 1, 2, \dots, n$)
$KDCL$	<i>Key Distribution Center Local</i> atau KDC Klien
$KDCR$	<i>Key Distribution Center Local</i> atau KDC Server Aplikasi
K_C	Kunci rahasia antara <i>KDCL</i> dengan C
K_{S_j}	Kunci rahasia antara <i>KDCR</i> dengan S_j
PK_X	Kunci publik X .
SK_X	Kunci privat entitas X
M	Pesan
$\{M\}_{PK_X}$	Pesan M yang dienkripsi dengan kunci publik entitas X
$\{M\}_{SK_X}$	Pesan M yang ditandatangani dengan kunci privat entitas X
$Cert_X$	Sertifikat entitas X
N_C	Nonce yang dibangkitkan oleh klien C
TMS_C	Timestamp yang dibangkitkan oleh klien C
$TMS1_R, TMS2_R$	Timestamp yang dibangkitkan oleh <i>KDCR</i>

Alur protokol autentikasi Xiong terdiri atas 6 langkah yang dijabarkan sebagai berikut:

1. $C \rightarrow KDCR : N_C, C, KDCR: S_1, \dots, S_n, \{N_C, K_{C,S}, KDCR: S_1, \dots, S_n, TMS_C\}_{K_C}$

Pesan 1 : Klien C menginisiasi pesan untuk berkomunikasi dengan server aplikasi S_j . Klien C mengirimkan pesan ke $KDCR$ berupa gabungan pesan terenkripsi (kunci klien dengan server $K_{C,S}$, nonce N_C , timestamp TMS_C , identitas $KDCR$ dan server tujuan ($S_1, \dots, S_n$) yang dienkripsi menggunakan kunci rahasia antara C dan $KDCR$, K_C) dan bagian pesan yang tidak dienkripsi, yaitu N_C , identitas C , serta identitas $KDCR$ dan server tujuan ($S_1, \dots, S_n$). $KDCR$ akan diautentikasi terlebih dahulu oleh $KDCL$ untuk kemudian meneruskan kunci $K_{C,S}$ kepada server S_j . N_C digunakan sebagai parameter autentikasi milik C . TMS_C disertakan untuk mencegah serangan replay.

2. $KDCR \rightarrow KDCL : N_C, C, \{N_C, K_{C,S}, KDCR: S_1, \dots, S_n, TMS_C\}_{K_C}, \{N_C, N_{KDCR}, TMS1_R, AuthInfo\}_{PK_{KDCL}}$

Pesan 2 : Setelah menerima pesan dari C , $KDCR$ membangkitkan N_{KDCR} dan membuat pesan $AuthInfo$ yang terdiri atas $KDCR$, $Cert_{KDCR}$, $\{N_C, N_{KDCR}, TMS1_R, KDCL, PK_{KDCR}\}_{SK_{KDCR}}$. $KDCR$ kemudian mengirimkan pesan berisi N_C , N_{KDCR} , $TMS1_R$, dan $AuthInfo$ yang dienkripsi menggunakan kunci publik PK_{KDCL} yang dimiliki oleh $KDCL$. $KDCR$ juga meneruskan pesan terenkripsi yang sebelumnya sudah dikirimkan oleh C , bersama dengan N_C dan identitas C . Kedua pesan terenkripsi tersebut akan digunakan $KDCL$ untuk mengautentikasi C dan $KDCR$. $Cert_{KDCR}$ pada $AuthInfo$ memuat identitas $KDCR$ dan kunci publik PK_{KDCR} yang bersifat unik. TMS_R juga digunakan untuk mencegah serangan replay.

3. $KDCL \rightarrow KDCR : \{C, KDCR, N_{KDCR},$

$$K_{C,S}, Cert_{KDCR}, TMS_C, TMS1_R\}_{PK_{KDCR}}$$

Pesan 3 : $KDCL$ mendekripsi pesan dari $KDCR$ menggunakan kunci privat dan mendekripsi pesan dari C yang diteruskan oleh $KDCR$ dengan kunci K_C , lalu memverifikasi tanda tangan digital $KDCR$. Kemudian $KDCR$ akan memeriksa apakah N_C yang dienkripsi dengan K_C sama dengan nilai N_C yang dienkripsi dengan PK_{KDCL} . Jika kedua nonce tersebut sama, maka C adalah klien yang valid dan pesan yang diteruskan oleh $KDCR$ tidak mengalami modifikasi. $KDCL$ juga memeriksa timestamp untuk menjamin bahwa kunci yang dikirimkan merupakan yang terbaru. $KDCL$ mengirimkan pesan kepada $KDCR$ berisi identitas C dan $KDCR$, nonce N_{KDCR} , kunci sesi $K_{C,S}$, sertifikat $Cert_{KDCL}$, serta timestamp TMS_C dan $TMS1_R$ yang dienkripsi dengan kunci publik PK_{KDCR} . N_{KDCR} akan diperiksa oleh $KDCR$ apakah sama dengan N_{KDCR} yang sudah dikirimkan pada pesan 2.

4. $KDCL \rightarrow C : \{K_{C,S}, KDCL, KDCR, N_C, TMS_C, TMS_L\}_{K_C}$

Pesan 4 : $KDCL$ mengirimkan pesan yang berisi kunci sesi $K_{C,S}$, identitas $KDCL$ dan $KDCR$, nonce N_C , serta timestamp TMS_C dan TMS_L yang dienkripsi dengan kunci antara C dan $KDCL$. Klien C mendekripsi pesan tersebut dan memeriksa apakah nonce N_C , TMS_C dan $K_{C,S}$ sesuai dengan yang dikirimkan C kepada $KDCR$. Klien C juga memeriksa kesesuaian TMS_L dengan selisih waktu transmisi.

5. $KDCR \rightarrow S_j : \{C, K_{C,S}\}_{K_{S_j}}, \{N_C, TMS_C, TMS2_R\}_{K_{C,S}}$

Pesan 5 : $KDCR$ mengirimkan pesan kepada server aplikasi S_j berupa kunci sesi $K_{C,S}$ dan identitas klien C yang dienkripsi dengan kunci antara S_j dan $KDCR$ serta N_C , TMS_C , dan $TMS2_R$ (timestamp baru yang dibangkitkan $KDCR$), dienkripsi menggunakan kunci sesi $K_{C,S}$. S_j

mendekripsi pesan bagian pertama terlebih dahulu untuk memperoleh kunci sesi $K_{C,S}$ yang akan digunakan kembali untuk mendekripsi bagian pesan lainnya untuk mendapatkan TMS_C , dan TMS_{2R} . TMS_C akan disimpan dan diperiksa oleh S_j setiap menerima pesan dari $KDCR$ untuk memastikan bahwa setiap permintaan yang diinisiasi oleh klien C merupakan sesi yang baru (bukan replay) berdasarkan rentang waktu yang disepakati.

6. $S_j \rightarrow C : \{N_C, TMS_C\}_{K_{C,S}}$

Pesan 6 : Server aplikasi mengirimkan pesan kepada klien C berupa N_C dan TMS_C yang dienkripsi dengan kunci sesi $K_{C,S}$. Klien C mendekripsi pesan tersebut dan memeriksa apakah nonce N_C sama dengan yang dikirim pada saat inisiasi dan timestamp TMS_C memenuhi rentang waktu yang disepakati. Jika sama, maka klien C dapat memastikan bahwa server aplikasi S_j adalah pihak yang sah dan tidak terjadi modifikasi kunci karena hanya S_j yang tepat menerima kunci sesi $K_{C,S}$ tersebut.

2.3 Verifikasi Formal Protokol Kriptografi

Keamanan merupakan salah satu hal penting yang harus dipenuhi oleh suatu protokol kriptografi. Kriteria keamanan dari protokol kriptografi dapat diverifikasi menggunakan metode informal maupun secara matematis. Penggunaan metode matematika formal untuk melakukan verifikasi keamanan biasa disebut dengan verifikasi formal [8]. Berbagai teknik yang digunakan dalam verifikasi formal diantaranya modal logic, model checking dan verifikasi model simbolik. Pada penerapannya, verifikasi formal dapat dilakukan dengan menggunakan alat otomatis seperti AVISPA [9], TAMARIN [10], dan Scyther[7].

Pada tahun 2008, Cas Creamer mempublikasikan penelitian tentang suatu

metode verifikasi formal suatu protokol kriptografi berbasis model simbolik yang disempurnakan dengan aplikasi Scyther Tools. Sycther Tools menggunakan tiga cara yaitu melakukan verifikasi apakah klaim keamanan pada deskripsi protokol terpenuhi atau tidak, menghasilkan klaim keamanan yang sesuai untuk suatu protokol secara otomatis dan memverifikasinya, serta menganalisis dengan melakukan *complete characterization* [7].

2.4 Penelitian Terdahulu

Pada tahun 2010, Xu dkk. mendesain suatu protokol autentikasi cross *realm* dinamis berbasis *Service-Oriented Architecture* (SOA) dan dianalisis secara formal menggunakan metode BAN Logic [3]. Berdasarkan hasil analisis BAN Logic, protokol autentikasi yang didesain oleh Xu dkk. memenuhi kriteria kerahasiaan kunci sesi dan autentikasi antara entitas yang terlibat. Chen dkk., mengajukan protokol autentikasi klien antar domain 4PAKE serta memverifikasi protokol tersebut dengan pendekatan *game theory* dan didapatkan hasil bahwa kunci sesi pada protokol 4PAKE memenuhi sifat *indistinguishable* dan *privacy* terhadap server [11]. Pada tahun 2020, Lv dkk. merancang protokol autentikasi identitas antar domain berbasis tanda tangan digital, kemudian dianalisis menggunakan AVISPA [12]. Dari hasil analisis disimpulkan bahwa protokol yang dikembangkan oleh Lv dkk. tahan terhadap *anonymous tracking*, serangan *man-in-the-middle* (MITM), serangan *replay*, dan serangan penggantian identitas. Penggunaan Scyther untuk analisis protokol lintas *realm* pernah diterapkan pada protokol FLAT, yaitu protokol autentikasi antar domain untuk perangkat Internet-of-Things [13]. Protokol FLAT dinyatakan memenuhi sifat kerahasiaan dan autentikasi dari hasil analisis menggunakan Scyther.

III. METODOLOGI PENELITIAN

Metode yang digunakan dalam penelitian ini adalah metode analisis keamanan protokol yang meliputi pemodelan protokol dan penyerang, penentuan kriteria keamanan, dan pembuktian atau pemeriksaan kriteria keamanan [14].

Gambar 2. Metode Analisis Keamanan Protokol

3.1 Pemodelan Protokol dan Penyerang

Protokol Xiang dimodelkan berdasarkan langkah-langkah protokol yang sudah dijelaskan pada Subbab 2.2. Pemodelan entitas protokol pada Scyther dilakukan pada setiap *role*/peran dari masing-masing entitas, yaitu peran klien *C*, *KDCR*, *KDCL*, dan server aplikasi *S*. Mekanisme kriptografi seperti enkripsi simetrik, enkripsi asimetrik dan pembangkitan nilai *fresh* sudah tersedia pada Scyther dan dapat digunakan dengan sintaks tertentu. Sementara proses pengiriman dan penerimaan pesan dimodelkan dengan sintaks *send* dan *recv* pada setiap *role* yang berkorespondensi. Pada pemodelan protokol Xiang, digunakan beberapa asumsi berikut :

- klien *C* akan berkomunikasi atau memulai sesi dengan salah satu server aplikasi *S* pada *realm* yang berbeda;
- elemen pesan *Cert* dimodelkan sebagai suatu fungsi yang memproses identitas pemilik sertifikat beserta kunci publiknya.

```

usertype TimeStamp;
const Cert: Function;

protocol SRRauth(C,S,KDCL,KDCR) {
  role C
  {
    fresh Nc: Nonce;
    fresh TMSc: TimeStamp;
    var TMS1r: TimeStamp;

    send_1(C,KDCR,
    C,KDCR,S,Nc,{Nc,k(C,S),KDCR,S,TMSc}k(
    C,KDCL));
    recv_4(KDCL,C,
    {KDCL,KDCR,k(C,S),Nc,TMSc,TMS1r}k(C,K
    DCL));
    recv_6(S,C,{Nc,TMSc}k(C,S));

    claim_C1(C,Secret,Nc);
    claim_C2(C,Secret,TMSc);
    claim_C3(C,Secret,TMS1r);
    claim_C4(C,Secret,k(C,S));
    claim_C5(C,Weakagree);
    claim_C6(C,Alive);
    claim_C7(C,Niagree);
    claim_C8(C,Nisynch);
  }

  role KDCR
  {
    var Nc: Nonce;
    var TMSc: TimeStamp;
    fresh Nkdcr: Nonce;
    fresh TMS1r: TimeStamp;
    fresh TMS2r: TimeStamp;

    recv_1(C,KDCR,
    C,KDCR,S,Nc,{Nc,k(C,S),KDCR,S,TMSc}k(
    C,KDCL));
    send_2(KDCR,KDCL,
    C,Nc,{Nc,k(C,S),KDCR,S,TMSc}k(C,KDCL)
    ,{Nc,Nkdcr,TMS1r,KDCR,Cert(KDCR,pk(KD
    CR)),{KDCL,Nc,Nkdcr,TMS1r,pk(KDCR)}sk
    (KDCR)}pk(KDCL));
    recv_3(KDCL,KDCR,
    {C,KDCR,Nkdcr,k(C,S),Cert(KDCL,pk(KDC
    L)),TMSc,TMS1r}pk(KDCR));
    send_5(KDCR,S,
    {C,k(C,S)}k(S,KDCR),{Nc,TMSc,TMS2r}k(
    C,S));
    claim_KDCR1(KDCR,Secret,Nc);
    claim_KDCR2(KDCR,Secret,TMSc);
    claim_KDCR3(KDCR,Secret,Nkdcr);cla
    im_KDCR4(KDCR,Secret,TMS1r);
    claim_KDCR5(KDCR,Secret,TMS2r);
    claim_KDCR6(KDCR,Secret,k(C,S));
    claim_KDCR7(KDCR,Weakagree);
    claim_KDCR8(KDCR,Alive);
    claim_KDCR9(KDCR,Niagree);
    claim_KDCR10(KDCR,Nisynch);
  }
}
  
```

```
role KDCL
{
  var Nc: Nonce;
  var TMSc: TimeStamp;
  var Nkdcrc: Nonce;
  var TMS1r: TimeStamp;

  recv_2(KDCR, KDCL,
  C, Nc, {Nc, k(C, S), KDCR, S, TMSc}k(C, KDCL)
  , {Nc, Nkdcrc, TMS1r, KDCR, Cert(KDCR, pk(KD
  CR))}, {KDCL, Nc, Nkdcrc, TMS1r, pk(KDCR)}sk
  (KDCR)}pk(KDCL));
  send_3(KDCL, KDCR,
  {C, KDCR, Nkdcrc, k(C, S), Cert(KDCL, pk(KDC
  L)), TMSc, TMS1r}pk(KDCR));
  send_4(KDCL, C,
  {KDCL, KDCR, k(C, S), Nc, TMSc, TMS1r}k(C, K
  DCL));

  claim_KDCL1(KDCL, Secret, Nc);
  claim_KDCL2(KDCL, Secret, TMSc);
  claim_KDCL3(KDCL, Secret, Nkdcrc); cla
  im_KDCL4(KDCL, Secret, TMS1r);
  claim_KDCR5(KDCL, Secret, k(C, S)); cl
  aim_KDCL6(KDCL, Weakagree);
  claim_KDCL7(KDCL, Alive);
  claim_KDCL8(KDCL, Niagree);
  claim_KDCL9(KDCL, Nisynch);
}

role S
{
  var Nc: Nonce;
  var TMSc: TimeStamp;
  var TMS2r: TimeStamp;

  recv_5(KDCR, S,
  {C, k(C, S)}k(S, KDCR), {Nc, TMSc, TMS2r}k(
  C, S));
  send_6(S, C, {Nc, TMSc}k(C, S));

  claim_S1(S, Secret, Nc);
  claim_S2(S, Secret, TMSc);
  claim_S3(S, Secret, TMS2r);
  claim_S4(S, Secret, k(C, S));
  claim_S5(S, Weakagree);
  claim_S6(S, Alive);
  claim_S7(S, Niagree);
  claim_S8(S, Nisynch);
}}
```

Model penyerang yang digunakan untuk menganalisis protokol ini adalah model Dolev-Yao yang sudah terintegrasi dengan Scyther Tools. Penyerang pada model Dolev-Yao memiliki kemampuan untuk menyadap dan mengintersepsi pesan, menyimpan dan mengirim pesan yang disadap maupun dibuat sendiri oleh penyerang dan terlibat sebagai entitas yang valid dalam suatu protokol [15].

3.2 Penentuan Kriteria Keamanan Protokol

Kriteria keamanan yang diverifikasi adalah kerahasiaan dan autentikasi. Kriteria kerahasiaan dimodelkan menggunakan klaim secrecy untuk membuktikan kerahasiaan dari parameter yang dibangkitkan maupun diterima oleh entitas seperti nonce, timestamp, dan kunci sesi. Sementara kriteria autentikasi diverifikasi berdasarkan klaim berikut [16] :

- *aliveness* : Kapanpun *A* menyelesaikan suatu sesi atau *run* protokol dengan *B*, maka *B* telah menjalankan protokol sebelumnya;
- *weak agreement* : Kapanpun *A* menyelesaikan suatu sesi atau *run* protokol dengan *B*, maka *B* telah menjalankan protokol sebelumnya dengan *A*;
- *non-injective agreement* : Kapanpun *A* menyelesaikan suatu sesi atau *run* protokol dengan *B* dan data *x*, maka *B* telah menjalankan protokol sebelumnya dengan *A* dan data *x*;
- *non-injective synchronization* : Kapanpun *A* menyelesaikan suatu sesi atau *run* protokol dengan *B* dan data *x*, maka *B* telah menjalankan protokol sebelumnya dengan *A* dan data *x* dengan urutan yang seharusnya, misalkan penerimaan pesan dengan urutan yang sama dengan pengiriman pesan.

3.3 Pembuktian atau Pemeriksaan Kriteria Keamanan Protokol

Setelah melakukan pemodelan protokol dan penyerang, serta menentukan kriteria keamanan protokol, langkah berikutnya adalah proses pembuktian kriteria keamanan protokol menggunakan Scyther. Scyther akan memeriksa terlebih dahulu apakah protokol yang dimodelkan tidak memiliki kesalahan sintaks. Kemudian Scyther memverifikasi kriteria keamanan

berdasarkan klaim yang sudah dimasukkan ke dalam pemodelan. Jika terdapat serangan, maka Scyther akan menyediakan graphical user interface (GUI) yang menunjukkan grafik serangan.

IV. HASIL DAN PEMBAHASAN

Verifikasi terhadap protokol autentikasi lintas *realm* Xiong dilakukan secara otomatis berdasarkan model protokol dan kriteria keamanan yang sudah ditentukan. Verifikasi dilakukan menggunakan Scyther v1.1.3 yang dikompilasi pada sistem operasi Ubuntu 20.04 x64. Konfigurasi Scyther yang digunakan adalah *default* dan tidak mengalami perubahan.

4.1 Hasil Verifikasi Klaim pada Klien C

Verifikasi klaim pada klien *C* mencakup kerahasiaan N_C , TMS_C , $TMS1_R$, dan $K_{C,S}$ serta autentikasi (*aliveness*, *non-injective synchronization*, *weak agreement*, dan *non-injective agreement*). Gambar 3 menunjukkan hasil verifikasi klaim klien *C*. Dari 8 klaim, keseluruhan klaim dinyatakan *fail* dan terdapat satu serangan untuk setiap klaim.

Claim	Status	Comments	Pattern
SRRauth.C1 Secret N_C	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C2 Secret TMS_C	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C3 Secret $TMS1_R$	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C4 Secret $k(C,S)$	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C5 Weakagree	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C6 Alive	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C7 Niagree	Fail	Falsified	At least 1 attack.
SRRauth.C8 Nisynch	Fail	Falsified	At least 1 attack.

Gambar 3. Hasil Verifikasi Klaim Klien *C*
Sumber : Data Hasil Penelitian
Tahun 2021

Berikut adalah penjelasan dari setiap klaim yang dinyatakan *fail* atau gagal dipenuhi:

- C1 Secret N_C : Penyerang dapat langsung mengetahui nilai nonce N_C dengan menyadap pesan dari *C* kepada *KDCR* karena terdapat N_C yang dikirim tanpa dienkripsi;
- C2 Secret TMS_C , C3 Secret $TMS1_R$, C4 Secret $K_{C,S}$: Scyther menemukan serangan pada klaim Secret TMS_C , $TMS1_R$, dan $K_{C,S}$ pada entitas *C*. Scyther menghasilkan grafik serangan yang sama dari verifikasi ketiga klaim ini. Pada Run#2 (sesi lain), penyerang Eve melakukan impersonasi (berpura-pura) sebagai *KDCL* dan menyadap pesan dari Bob (sebagai *C*) untuk Agent1 (sebagai *KDCR*). Pesan tersebut dienkripsi menggunakan kunci Bob dengan Eve, sehingga penyerang bisa mendekripsi pesan tersebut dan mendapatkan kunci $K_{C,S}$ antara Bob (sebagai *C*) dan Charlie (sebagai *S*). Sementara di Run#1, penyerang menyadap pesan dari Bob (sebagai *C*) dan Alice (sebagai *KDCR*), lalu mendekripsi pesan tersebut menggunakan $K_{C,S}$ yang sudah didapatkan dari Run#2 dan memperoleh nilai timestamp *C*, TMS_C dan kunci sesi $K_{C,S}$ antara Bob dan Dave (sebagai *S*) pada Run#2. Penyerang juga memperoleh $TMS1_R$, hanya saja tidak bisa dipastikan jika timestamp tersebut adalah yang asli, sehingga keterangan yang muncul adalah *TimeStampIntruder1* (bisa dibangkitkan oleh penyerang sendiri ketika membentuk pesan ke-6 untuk *S*);
- C5 Weakagree : Klaim weakagree tidak terpenuhi pada klien *C* karena ketika *C* mengirim pesan 1 yang ditujukan untuk *KDCR*, tidak ada jaminan bahwa klien *C* benar-benar berkomunikasi dengan *KDCR* yang valid. Berdasarkan grafik serangan yang dihasilkan, penyerang berpura-pura sebagai *KDCR* yang menerima pesan dari *C* (Run#1) dan

meneruskan ke *KDCL*. Pada Run#2 atau di sesi yang lain *KDCR* juga mengelabui *KDCL* ketika mengirim pesan 2;

- C6 Alive, C7 Niagree, C8 Nisynch : Verifikasi Scyther dari ketiga klaim ini menghasilkan grafik yang sama. Klaim *aliveness* tidak terpenuhi karena *C* tidak berkomunikasi dengan entitas yang sah ketika mengirim pesan 1, serta menerima pesan 4 dan 6. Sementara klaim Nisynch dan Niagree tidak terpenuhi karena penyerang yang berpura-pura sebagai *KDCL* dapat membuat pesan 4 yang palsu menggunakan timestamp $TMS1_R$ yang dibangkitkan sendiri. Sehingga *C* menerima timestamp palsu pada pesan 4 dan tidak sesuai dengan isi pesan yang seharusnya.

4.2 Hasil Verifikasi Klaim pada *KDCR*

Pada *KDCR*, klaim yang diverifikasi antara lain kerahasiaan N_C , TMS_C , N_{KDCR} , $TMS1_R$, $TMS2_R$, dan $K_{C,S}$ serta klaim autentikasi (*aliveness*, *non-injective synchronization*, *weak agreement*, dan *non-injective agreement*). Hasil verifikasi klaim pada *KDCR* ditunjukkan pada Gambar 5. Dari 9 klaim, 8 klaim dinyatakan *fail* dan satu klaim, yaitu kerahasiaan N_{KDCR} berhasil dipenuhi.

Claim	Status	Comments	Pattern
SRAuth, KDCR1 Secret N_C	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR2 Secret TMS_C	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR3 Secret N_{KDCR}	Ok	No attacks within bounds.	
SRAuth, KDCR4 Secret $TMS1_R$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR5 Secret $TMS2_R$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR6 Secret $K_{C,S}$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR7 Weakagree	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR8 Alive	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR9 Niagree	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRAuth, KDCR10 Nisynch	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack

Gambar 4. Hasil Verifikasi Klaim *KDCR*

Sumber : Data Hasil Penelitian
Tahun 2021

Klaim *KDCR3*, Secret N_{KDCR} dipenuhi karena nonce *KDCR* dienkripsi dengan kunci publik *KDCR*. Penyerang harus mengetahui kunci privat *KDCR* untuk

mendekripsi pesan 3 dan mendapatkan N_{KDCR} .

Berikut adalah penjelasan dari setiap klaim yang dinyatakan *fail* atau gagal dipenuhi:

- *KDCR1* Secret N_C : Sama seperti hasil verifikasi pada klaim *C1* Secret N_C , penyerang mengetahui nilai nonce N_C dari bagian pesan 1 yang tidak dienkripsi dengan berpura-pura sebagai *KDCR* menyadap pesan dari *C* kepada *KDCR* yang asli;
- *KDCR2* Secret TMS_C : Scyther menemukan serangan pada klaim Secret TMS_C pada entitas *KDCR*. Timestamp TMS_C tidak bisa dipastikan sebagai timestamp yang asli dan dapat dibangkitkan oleh penyerang (TimeStampIntruder1) dan disisipkan pada pesan 1;
- *KDCR4* Secret $TMS1_R$: Berdasarkan hasil verifikasi Scyther, penyerang melakukan impersonasi *KDCL* pada Run#4 dan menyadap pesan 1 untuk memperoleh kunci sesi $K_{C,S}$ antara Bob (sebagai *C*) dan Charlie (sebagai *S*). Pada sesi lain, yaitu Run#2, penyerang menyadap pesan 4 dari Charlie (sebagai *KDCL*) kepada Bob (sebagai *C*), kemudian mendekripsi pesan tersebut menggunakan $K_{C,S}$ yang sudah didapatkan dari Run#4 dan memperoleh nilai timestamp $TMS1_R$;
- *KDCR5* Secret $TMS2_R$: Grafik serangan dari klaim ini hampir serupa dengan klaim *KDCR4* Secret $TMS1_R$. Namun pesan yang disadap untuk mendapatkan $TMS2_R$ berbeda, yaitu pesan 5. Penyerang menggunakan $K_{C,S}$ antara Bob (sebagai *C*) dan Dave (sebagai *S*) di Run#4 dan mendekripsi pesan 5 pada Run#1 untuk mendapat $TMS2_R$.
- *KDCR6* Secret $K_{C,S}$: Seperti pada klaim *KDCR4* Secret $TMS1_R$ dan *KDCR5* Secret $TMS2_R$, penyerang impersonasi

sebagai *KDCL* dan menyadap serta mendekripsi pesan 1 untuk memperoleh $K_{C,S}$;

- *KDCR7 Weakagree, KDCR8 Alive* : *KDCL* memiliki kemungkinan berkomunikasi dengan penyerang yang mengimpersonasi *KDCR* ketika menerima pesan 1, meskipun komunikasi pesan berikutnya yaitu pesan 3 sudah dengan *KDCR* yang valid. Sehingga weakagree pada *KDCR* tidak terpenuhi. Sementara klaim *aliveness* tidak terpenuhi karena *KDCL* yang mengirimkan pesan 3 sebelumnya sudah berkomunikasi dengan *KDCR* di sesi yang lain;
- *KDCR9 Niagree, KDCR10 Nisynch*: Klaim *nisynch* dan *niagree* gagal dipenuhi karena penyerang dapat mengimpersonasi klien *C* serta membangkitkan N_C dan TMS_C palsu. Penyerang juga mendapat $K_{C,S}$ dengan berpura-pura sebagai *KDCL* yang menerima pesan 1. Penyerang kemudian membentuk pesan 1 yang baru menggunakan nonce dan timestamp palsu yang dienkripsi dengan kunci $K_{C,S}$. Dengan demikian, *KDCR* tidak menerima pesan yang seharusnya berisi nonce dan timestamp valid dari *C*.

4.3 Hasil Verifikasi Klaim pada *KDCL*

Klaim yang diverifikasi pada *KDCL* diantaranya kerahasiaan N_C , TMS_C , N_{KDCR} , $TMS1_R$, $K_{C,S}$ dan klaim autentikasi (*aliveness*, *non-injective synchronization*, *weak agreement*, dan *non-injective agreement*). Gambar 4 menunjukkan hasil verifikasi klaim pada *KDCL*. Dari 9 klaim, 8 klaim dinyatakan *fail* dan terdapat satu klaim yang berhasil dipenuhi, yaitu kerahasiaan N_{KDCR} .

Sama seperti klaim pada *KDCR*, klaim *KCDL3*, Secret N_{KDCR} dipenuhi karena nonce *KDCR* dienkripsi dengan

kunci publik *KDCR* pada pesan 3 dan penyerang harus mengetahui kunci privat *KDCR* untuk mendekripsi pesan tersebut.

Claim	Status	Comments	Pattern
SRRAuth.KDCL1 Secret N_C	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL2 Secret TMS_C	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL3 Secret N_{KDCR}	Ok	No attacks within bounds.	
SRRAuth.KDCL4 Secret $TMS1_R$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL5 Secret $k(C,S)$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL6 Weakagree	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL7 Alive	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL8 Niagree	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRAuth.KDCL9 Nisynch	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack

Gambar 5. Hasil Verifikasi Klaim *KDCL*

Sumber : Data Hasil Penelitian
Tahun 2021

Berikut adalah penjelasan dari setiap klaim yang dinyatakan *fail* atau gagal dipenuhi:

- *KDCL1 Secret N_C* : Hasil verifikasi klaim ini sama seperti hasil verifikasi klaim C1 Secret N_C dan *KDCR1 Secret N_C* , penyerang mendapatkan nilai N_C dari bagian pesan 1 yang tidak dienkripsi dengan melakukan impersonasi *KDCL* menyadap pesan dari *C* kepada *KDCR* yang asli;
- *KDCL2 Secret TMS_C* : Timestamp TMS_C yang diterima *KDCL* pada pesan 2 tidak bisa dipastikan sebagai timestamp yang asli dan dapat dibangkitkan oleh penyerang (*TimeStampIntruder1*) dan disisipkan pada pesan 1 untuk kemudian diteruskan kepada *KDCL* di pesan 2;
- *KDCL4 Secret $TMS1_R$* : Berdasarkan hasil verifikasi Scyther, mekanisme serangan yang dihasilkan serupa dengan hasil verifikasi klaim Secret $TMS1_R$ pada *KDCR4*. Penyerang mengimpersonasi *KDCL* pada Run#4 dan menyadap pesan 1 untuk memperoleh kunci sesi $K_{C,S}$ antara Bob (sebagai *C*) dan Charlie (sebagai *S*). Pada sesi lain (Run#1), penyerang menyadap pesan 4 dari Charlie (sebagai *KDCL*) kepada Bob

(sebagai C) dan mendekripsi pesan tersebut menggunakan $K_{C,S}$ yang sudah didapatkan dari Run#4 untuk memperoleh nilai $TMS1r$;

- KDCL5 Secret $K_{C,S}$: Penyerang mengimpersonasi $KDCL$ lalu menyadap pesan 1 pada Run#4 dan mendekripsi pesan tersebut untuk mendapatkan kunci sesi $K_{C,S}$;
- KDCL6 Weakagree, KDCL7 Alive : $KDCL$ kemungkinan berkomunikasi dengan penyerang sebagai $KDCR$ palsu ketika menerima pesan 2, meskipun pada komunikasi pesan berikutnya (pesan 3) sudah dengan $KDCR$ asli. Sehingga weakagree pada $KDCR$ tidak terpenuhi. Sementara klaim *aliveness* tidak terpenuhi karena $KDCL$ yang mengirimkan pesan 3 sudah berkomunikasi sebelumnya dengan $KDCR$ di sesi yang lain;
- KDCL8 Niagree, KDCR9 Nisynch : Grafik yang dihasilkan dari verifikasi klaim nisynch dan niagree menunjukkan pola serangan sama. Pada Run#2, penyerang mengimpersonasi $KDCR$ dan menyadap pesan 1 untuk mendapatkan bagian pesan $\{N_C, K_{C,S}, KDCR: S_1, \dots, S_n, TMS_C\}_{K_C}$. Kemudian penyerang juga mengimpersonasi C pada Run#3 dan mengirim pesan 1 palsu yang menggunakan TMS_C yang dibangkitkan sendiri oleh penyerang. $KDCR$ di Run#3 mengira bahwa dia berkomunikasi dengan C yang asli sehingga melanjutkan proses dengan membentuk pesan 2 untuk dikirimkan kepada $KDCL$. Penyerang kembali menyadap pesan dan memperoleh bagian pesan 2, yaitu $\{N_C, N_{KDCR}, TMS1r, AuthInfo\}_{PK_{KDCL}}$. Setelah memperoleh informasi yang cukup dari dua sesi lain, yaitu Run#2 dan Run#3, penyerang mengimpersonasi $KDCR$ pada sesi yang asli (Run#1) dan membentuk pesan 2 palsu untuk

dikirimkan kepada $KDCL$. $KDCL$ menerima pesan 2 yang berbeda dengan pesan 2 yang seharusnya dari Run#1 atau sesi yang asli. Nonce N_C didapatkan dari Run#2. N_{KDCR} dan $TMS1r$ dari Run#3. Oleh karena itu, klaim nisynch dan niagree tidak terpenuhi.

4.4 Hasil Verifikasi Klaim pada S

Klaim yang diverifikasi pada server S antara lain kerahasiaan N_C , TMS_C , $TMS2_R$, dan $K_{C,S}$ serta klaim autentikasi (*aliveness*, *non-injective synchronization*, *weak agreement*, dan *non-injective agreement*). Gambar 5 menunjukkan hasil verifikasi klaim pada server S . Dari 8 klaim, seluruh klaim dinyatakan *fail* dan terdapat serangan untuk setiap klaim.

Claim	Status	Comments	Pattern
SRRauth.S1 Secret N_C	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S2 Secret TMS_C	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S3 Secret $TMS2r$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S4 Secret $k(C,S)$	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S5 Weakagree	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S6 Alive	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S7 Niagree	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack
SRRauth.S8 Nisynch	Fail	Falsified At least 1 attack.	1 attack

Gambar 6. Hasil Verifikasi Klaim S
Sumber : Data Hasil Penelitian Tahun 2021

Berikut adalah penjelasan dari setiap klaim yang dinyatakan *fail* atau gagal dipenuhi:

- S1 Secret N_C : Penyerang dapat mengetahui nilai nonce N_C dengan menyadap pesan dari C kepada $KDCR$ karena terdapat N_C yang dikirim tanpa dienkripsi;
- S2 Secret TMS_C , S3 Secret $TMS2_R$, S4 Secret $K_{C,S}$: Hasil verifikasi ketiga klaim ini menunjukkan grafik yang sama. Penyerang mengimpersonasi $KDCL$ pada Run#2, menyadap pesan 1 dan mendapatkan $K_{C,S}$. Sementara TMS_C dan

$TMS2_R$ dibangkitkan sendiri oleh penyerang untuk membuat pesan 5 pada Run#1 dengan kunci sesi $K_{C,S}$ dari Run#2;

- S5 Weakagree, S6 Alive : Grafik hasil verifikasi menunjukkan klaim Weakagree tidak dipenuhi dari sisi $KDCR$ dan *Aliveness* tidak dipenuhi dari sisi $KDCL$ sehingga berdampak terhadap pesan 5 yang diterima oleh S . Hal ini dikarenakan peran S bukan sebagai inisiator untuk $KDCR$ maupun $KDCL$;
- S7 Niagree, S8 Nisynch : Grafik hasil verifikasi klaim nisynch dan niagree menunjukkan pola serangan yang serupa. Pada Run#2, penyerang mengimpersonasi $KDCL$ dan menyadap pesan 1, kemudian mendekripsi pesan tersebut untuk mendapat $K_{C,S}$. Kemudian pada Run#1, penyerang merekonstruksi pesan 5 menggunakan N_C , TMS_C , dan $TMS2_R$ palsu (dibangkitkan sendiri oleh penyerang) untuk dikirimkan kepada S . Sehingga dapat disimpulkan jika S tidak memenuhi klaim nisynch dan niagree karena tidak menerima pesan 5 yang seharusnya (isi pesan berbeda) dan bukan dari entitas $KDCR$ yang asli.

V. KESIMPULAN

Kesimpulan yang didapatkan dari hasil penelitian ini antara lain:

- Dari 35 klaim yang diverifikasi terdapat 33 klaim yang *fail* (gagal dibuktikan) yaitu kerahasiaan parameter N_C , TMS_C , $TMS1_R$, $TMS2_R$, dan $K_{C,S}$, serta seluruh klaim autentikasi (*alive*, *weakagree*, *niagree*, *nisynch*) pada seluruh entitas;
- Dari 35 klaim yang diverifikasi terdapat 2 klaim yang *OK* (berhasil dibuktikan) yaitu kerahasiaan parameter N_{KDCR} pada entitas $KDCR$ dan $KDCL$.

VI. SARAN

Saran-saran untuk untuk penelitian selanjutnya antara lain:

- Melakukan analisis formal menggunakan metode lain yang mendukung kriteria autentikasi yang lebih ketat dan mampu mendeteksi serangan *replay*;
- Melakukan analisis formal terhadap skenario *Multiple Remote Realm* (MRR).

VII. DAFTAR PUSTAKA

- [1] W. He dan L. D. Xu, "Integration of Distributed Enterprise Applications: A Survey," *IEEE Trans. Ind. Inf.*, vol. 10, no. 1, hlm. 35–42, Feb 2014, doi: 10.1109/TII.2012.2189221.
- [2] H. S. Jennath, S. Adarsh, dan V. S. Anoop, "Distributed IoT and Applications: A Survey," dalam *Integrated Intelligent Computing, Communication and Security*, vol. 771, A. N. Krishna, K. C. Srikantaiah, dan C. Naveena, Ed. Singapore: Springer Singapore, 2019, hlm. 333–341. doi: 10.1007/978-981-10-8797-4_35.
- [3] J. Xu, D. Zhang, L. Liu, dan X. Li, "Dynamic Authentication for Cross-Realm SOA-Based Business Processes," *IEEE Trans. Serv. Comput.*, vol. 5, no. 1, hlm. 20–32, Jan 2012, doi: 10.1109/TSC.2010.33.
- [4] W. S. Albaldawi dan R. M. Almuttairi, "Kerberos Authentication for Big Data Applications on Cloud Environment," *J. Phys.: Conf. Ser.*, vol. 1804, no. 1, hlm. 012062, Feb 2021, doi: 10.1088/1742-6596/1804/1/012062.
- [5] K. Xiong, "The performance analysis of public key cryptography-based authentication," *ICST Transactions on Security and Safety*, vol. 4, no. 14, hlm. 154770, Mei 2018, doi: 10.4108/eai.15-5-2018.154770.
- [6] O. C. Bellatriu, "Kerberos Realm Crossover," Master Thesis, Eindhoven University of Technology, Eindhoven, 2016.
- [7] Cas Cremers, "Scyther User Manual." 2014. Diakses: Feb 13, 2017. [Daring]. Tersedia pada:

- <https://github.com/cascremers/scyther/blob/master/gui/scyther-manual.pdf>
- [8] C. Boyd, A. Mathuria, dan D. Stebila, *Protocols for Authentication and Key Establishment*. Berlin, Heidelberg: Springer Berlin Heidelberg, 2020. doi: 10.1007/978-3-662-58146-9.
- [9] L. Viganò, "Automated Security Protocol Analysis With the AVISPA Tool," *Electronic Notes in Theoretical Computer Science*, vol. 155, hlm. 61–86, Mei 2006, doi: 10.1016/j.entcs.2005.11.052.
- [10] The Tamarin Team, "Tamarin-Prover Manual." 2018. Diakses: Apr 07, 2017. [Daring]. Tersedia pada: <https://tamarin-prover.github.io/manual/tex/tamarin-manual.pdf>
- [11] L. Chen, H. W. Lim, dan G. Yang, "Cross-Domain Password-Based Authenticated Key Exchange Revisited," *ACM Trans. Inf. Syst. Secur.*, vol. 16, no. 4, hlm. 1–32, Apr 2014, doi: 10.1145/2584681.
- [12] Y. Lv, W. Liu, dan Z. Wang, "Heterogeneous Cross-Domain Identity Authentication Scheme Based on Proxy Resignature in Cloud Environment," *Mathematical Problems in Engineering*, vol. 2020, hlm. 1–12, Nov 2020, doi: 10.1155/2020/2078032.
- [13] M. L. B. A. Santos, J. C. Carneiro, A. M. R. Franco, F. A. Teixeira, M. A. A. Henriques, dan L. B. Oliveira, "FLAT: Federated lightweight authentication for the Internet of Things," *Ad Hoc Networks*, vol. 107, hlm. 102253, Okt 2020, doi: 10.1016/j.adhoc.2020.102253.
- [14] A. Datta, S. Jha, N. Li, D. Melski, dan T. Reps, "Analysis Techniques for Information Security," *Synthesis Lectures on Information Security, Privacy, and Trust*, vol. 2, no. 1, hlm. 1–164, Apr 2010, doi: 10.2200/S00260ED1V01Y201003SPT002.
- [15] D. Dolev dan A. Yao, "On the Security of Public Key Protocols," *IEEE Transactions on information theory*, vol. 29, no. 2, hlm. 198–208, 1983.
- [16] T. Lauser, D. Zelle, dan C. Krauß, "Security Analysis of Automotive Protocols," dalam *Computer Science in Cars Symposium*, Feldkirchen Germany, Des 2020, hlm. 1–12. doi: 10.1145/3385958.3430482.