

(19) 日本国特許庁(JP)

(12) 特 許 公 報(B2)

(11) 特許番号

特許第4864797号
(P4864797)

(45) 発行日 平成24年2月1日(2012.2.1)

(24) 登録日 平成23年11月18日(2011.11.18)

(51) Int.Cl. F I
 HO4W 84/12 (2009.01) HO4L 12/28 310
 HO4W 88/08 (2009.01)

請求項の数 12 (全 25 頁)

<p>(21) 出願番号 特願2007-95474 (P2007-95474) (22) 出願日 平成19年3月30日 (2007.3.30) (65) 公開番号 特開2008-72687 (P2008-72687A) (43) 公開日 平成20年3月27日 (2008.3.27) 審査請求日 平成21年7月10日 (2009.7.10) (31) 優先権主張番号 60/843,676 (32) 優先日 平成18年9月11日 (2006.9.11) (33) 優先権主張国 米国 (US)</p>	<p>(73) 特許権者 000208891 KDDI株式会社 東京都新宿区西新宿二丁目3番2号 (73) 特許権者 504473670 テルコーディア・テクノロジーズ・インコーポレーテッド アメリカ合衆国、ニュー・ジャージー州 08854-4157、ピスカタウェイ、 ワン・テルコーディア・ドライブ 05ジ ィー0116 (74) 代理人 100064908 弁理士 志賀 正武 (74) 代理人 100089037 弁理士 渡邊 隆</p>
---	--

最終頁に続く

(54) 【発明の名称】 P-CSCF高速ハンドオフシステム及びP-CSCF高速ハンドオフ方法

(57) 【特許請求の範囲】

【請求項1】

IMS/MMDAアーキテクチャのためのP-CSCF高速ハンドオフシステムであって、

モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP-CSCFと、新たなP-CSCFとを備え、

元のP-CSCFは、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請し、モバイルノードから目標とするP-CSCFのアドレスとともに今にも起ころうとしている移動の通知を受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS-CSCFに転送し、該S-CSCFから新たなP-CSCFのアドレスを受信し、モバイルノードごとのセキュリティアソシエーション鍵を含む呼の状態情報を新たなP-CSCFに伝送し、

新たなP-CSCFは、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなPDSNにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンする、

ことを特徴とするP-CSCF高速ハンドオフシステム。

【請求項2】

IMS/MMDAアーキテクチャのためのP-CSCF高速ハンドオフシステムであって、

モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP-CSCFと、新たなP-CSCFとを備え、

元のP-CSCFは、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請し、モバイルノ

ードから目標とする P - C S C F の新たなアドレスとともに今にも起ころうとしている移動の通知を受信し、該モバイルノードから受け取った情報を S - C S C F に転送し、該 S - C S C F から新たな P - C S C F のアドレスを受信し、

新たな P - C S C F は、S - C S C F からセキュリティアソシエーション鍵を受信し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たな P D S N においてモバイルノードのためのゲートをオープンする、

ことを特徴とする P - C S C F 高速ハンドオフシステム。

【請求項 3】

I M S / M M D アーキテクチャのための P - C S C F 高速ハンドオフシステムであって

、
モバイルノードがハンドオーバーする前の元の P - C S C F と、新たな P - C S C F とを
備え、

新たな P - C S C F は、モバイルノードから S I P 登録および元の P - C S C F のアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報を S - C S C F に転送し、

元の P - C S C F は、S - C S C F から新たな P - C S C F のアドレスを含む C T P コマンドを受信し、新たな P - C S C F にセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを伝送し、

新たな P - C S C F は、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たな P D S N においてモバイルノードのためのゲートをオープンする、

ことを特徴とする P - C S C F 高速ハンドオフシステム。

【請求項 4】

I M S / M M D アーキテクチャのための P - C S C F 高速ハンドオフシステムであって

、
モバイルノードがハンドオーバーする前の元の P - C S C F と、新たな P - C S C F とを
備え、

新たな P - C S C F は、モバイルノードから S I P 登録および元の P - C S C F のアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報を S - C S C F に転送し、S - C S C F から元の P - C S C F のアドレスを含む C T P コマンドを受信し、元の P - C S C F からセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを取得し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たな P D S N においてモバイルノードのためのゲートをオープンする、

ことを特徴とする P - C S C F 高速ハンドオフシステム。

【請求項 5】

I M S / M M D アーキテクチャのための P - C S C F 高速ハンドオフシステムであって

、
モバイルノードがハンドオーバーする前の元の P - C S C F と、新たな P - C S C F とを
備え、

新たな P - C S C F は、モバイルノードから S I P 登録および元の P - C S C F のアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報を S - C S C F に転送し、S - C S C F からセキュリティアソシエーション鍵を受信し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たな P D S N においてモバイルノードのためのゲートをオープンし、

元の P - C S C F は、S - C S C F から新たな P - C S C F のアドレスを含む C T P コマンドを受信し、新たな P - C S C F にコンテキストを伝送する、

ことを特徴とする P - C S C F 高速ハンドオフシステム。

【請求項 6】

I M S / M M D アーキテクチャのための P - C S C F 高速ハンドオフシステムであって

、
モバイルノードがハンドオーバーする前の元の P - C S C F と、新たな P - C S C F とを
備え、

新たなP - C S C Fは、モバイルノードからS I P登録および元のP - C S C Fのアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送し、S - C S C Fから元のP - C S C Fのアドレスを含むC T Pコマンドを受信し、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信し、元のP - C S C Fからコンテキストを取得し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンする、

ことを特徴とするP - C S C F高速ハンドオフシステム。

【請求項7】

I M S / M M DアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、
モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fが、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請するステップと、

10

モバイルノードが、目標とするP - C S C Fのアドレスとともに今にも起ころうとしている移動を元のP - C S C Fに通知するステップと、

元のP - C S C Fが、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、

元のP - C S C Fが、該S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを受信するステップと、

元のP - C S C Fが、モバイルノードごとのセキュリティアソシエーション鍵を含む呼の状態情報を新たなP - C S C Fに伝送するステップと、

新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップと、

20

を含むことを特徴とするP - C S C F高速ハンドオフ方法。

【請求項8】

I M S / M M DアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、
モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fが、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請するステップと、

モバイルノードが、目標とするP - C S C Fのアドレスとともに今にも起ころうとしている移動を元のP - C S C Fに通知するステップと、

元のP - C S C Fが、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、

30

元のP - C S C Fが、該S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを受信するステップと、

新たなP - C S C Fが、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信するステップと、

新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップと、

を含むことを特徴とするP - C S C F高速ハンドオフ方法。

【請求項9】

I M S / M M DアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、
モバイルノードが、S I P登録およびハンドオーバーする前の元のP - C S C Fのアドレスを、新たなP - C S C Fに送信するステップと、

40

新たなP - C S C Fが、モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、

元のP - C S C Fが、S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを含むC T Pコマンドを受信するステップと、

元のP - C S C Fが、新たなP - C S C Fにセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを伝送するステップと、

新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップと、

を含むことを特徴とするP - C S C F高速ハンドオフ方法。

50

【請求項 10】

IMS/MMDAアーキテクチャのためのP-CCSF高速ハンドオフ方法であって、
 モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバーする前の元のP-CCSFのアドレスを、新たなP-CCSFに送信するステップと、

新たなP-CCSFが、モバイルノードから受け取った情報をS-CCSFに転送するステップと、

新たなP-CCSFが、S-CCSFから元のP-CCSFのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、

新たなP-CCSFが、元のP-CCSFからセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを取得するステップと、

新たなP-CCSFが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなPDNにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップと、
 を含むことを特徴とするP-CCSF高速ハンドオフ方法。

10

【請求項 11】

IMS/MMDAアーキテクチャのためのP-CCSF高速ハンドオフ方法であって、
 モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバーする前の元のP-CCSFのアドレスを、新たなP-CCSFに送信するステップと、

新たなP-CCSFが、モバイルノードから受け取った情報をS-CCSFに転送するステップと、

元のP-CCSFが、S-CCSFから新たなP-CCSFのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、

新たなP-CCSFが、S-CCSFからセキュリティアソシエーション鍵を受信するステップと、

元のP-CCSFが、新たなP-CCSFにコンテキストを伝送するステップと、

新たなP-CCSFが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなPDNにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップと、
 を含むことを特徴とするP-CCSF高速ハンドオフ方法。

20

【請求項 12】

IMS/MMDAアーキテクチャのためのP-CCSF高速ハンドオフ方法であって、
 モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバーする前の元のP-CCSFのアドレスを、新たなP-CCSFに送信するステップと、

新たなP-CCSFが、モバイルノードから受け取った情報をS-CCSFに転送するステップと、

新たなP-CCSFが、S-CCSFから元のP-CCSFのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、

新たなP-CCSFが、S-CCSFからセキュリティアソシエーション鍵を受信するステップと、

新たなP-CCSFが、元のP-CCSFからコンテキストを取得するステップと、

新たなP-CCSFが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなPDNにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップと、
 を含むことを特徴とするP-CCSF高速ハンドオフ方法。

30

40

【発明の詳細な説明】

【技術分野】

【0001】

本発明は、IMS/MMDA(IP Multimedia Subsystem/Multimedia Domain)アーキテクチャのためのP-CCSF(Proxy Call Session Control Function)高速ハンドオフシステムおよびP-CCSF高速ハンドオフ方法に関する。

【背景技術】

【0002】

IMS/MMDA環境において、P-CCSFは、SIP(Session Initiation Protocol)

50

1) シグナリングが関係する限り、訪問先ネットワークにおける最初のエントリポイントである。P - C S C F は、I M S / M M D によって定義されているようにネットワークにおいて複数の役割を有する。主に、移動局のための第1ホップのアウトバウンドプロキシのように動作する。任意のS I P 関連メッセージ(例えば、R E G I S T E R、I N V I T E、等)は、このP - C S C F を介して移動しなければならない。これらはプロキシとして動作すること考えられるが、それらは呼の状態を有するプロキシであり、従って、各P - C S C F にはクライアントデーモンおよびサーバデーモンが設けられており、非I N V I T E メッセージを生成することが可能である。従って、ハンドオフの間に、P - C S C F はシグナリングおよびメディアの両方のために重要な役割を果たす。P - C S C F とM N (Mobile Node) との間に新たなS A (Security Association (セキュリティアソシエーション)) が確立されるまで、メディアはハンドオフの間に訪問先ネットワークにおける新たなP D S N (Packet Data Serving Node) を通って移動することができない。従って、セキュリティ最適化のために、新たなメディアが新たなP S D N を通過する前に、全てのセキュリティの状態を元のP - C S C F から新たなP - C S C F に伝送することが必須である。全てのP - C S C F が訪問先ネットワークに存在するアーキテクチャI I b について、これはローカルのQ o S (Quality of Service (サービス品質)) および価格情報に関してさらに重要である。これらのパラメータが元のP - C S C F から新たなP - C S C F に正しく伝送されるまでP - C S C F はそのような情報を維持するので、ハンドオフは高速ではない。2つの訪問先ネットワークの間のリアルタイムなセッションのためのシームレスなハンドオーバーを行うために、高速なP - C S C F の移行が必須であり、一般にP - C S C F 高速ハンドオフとして知られる。なお、P - C S C F を外部ネットワークに配置し、かつ、それぞれのサブネットワーク毎にP - C S C F を配置した場合のアーキテクチャを「アーキテクチャI I b」と称している。

【非特許文献1】3GPP2 X.S0013-002-A v1.0: "All-IP Core Network Multimedia Domain; IP Multimedia Subsystem - Stage 2," November 2005

【非特許文献2】3GPP2 X.S0013-004-A v1.0: "All-IP Core Network Multimedia Domain; IP Multimedia Call Control based on SIP and SDP - Stage 3," November 2005

【発明の開示】

【発明が解決しようとする課題】

【0003】

高速なハンドオフの最適化をさらに動機づけるために、高速なP - C S C F のハンドオフのメカニズムが適切に存在しない場合に、シグナリングおよびメディアがどのように影響を受けるかを説明する。その後、プロアクティブな(proactive)およびリアクティブな(reactive)ハンドオーバーの両方について高速なハンドオフのメカニズムを説明し、ハンドオーバーの間のシグナリングおよびメディアの遅延をどのように最小化することができるかを詳細に説明する。

【課題を解決するための手段】

【0004】

上記の課題を解決するために、本発明に係るP - C S C F 高速ハンドオフシステムは、I M S / M M D アーキテクチャのためのP - C S C F 高速ハンドオフシステムであって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C F と、新たなP - C S C F とを備え、元のP - C S C F は、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請し、モバイルノードから目標とするP - C S C F のアドレスとともに今にも起ころうとしている移動の通知を受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C F に転送し、該S - C S C F から新たなP - C S C F のアドレスを受信し、モバイルノードごとのセキュリティアソシエーション鍵を含む呼の状態情報を新たなP - C S C F に伝送し、新たなP - C S C F は、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S N においてモバイルノードのためのゲートをオープンすることを特徴とする。

【0005】

本発明に係るP - C S C F 高速ハンドオフシステムは、I M S / M M D アーキテクチャ

のためのP - C S C F高速ハンドオフシステムであって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fと、新たなP - C S C Fとを備え、元のP - C S C Fは、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請し、モバイルノードから目標とするP - C S C Fの新たなアドレスとともに今にも起ころうとしている移動の通知を受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送し、該S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを受信し、新たなP - C S C Fは、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンすることを特徴とする。

【 0 0 0 6 】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフシステムは、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフシステムであって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fと、新たなP - C S C Fとを備え、新たなP - C S C Fは、モバイルノードからS I P登録および元のP - C S C Fのアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送し、元のP - C S C Fは、S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを含むC T Pコマンドを受信し、新たなP - C S C Fにセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを伝送し、新たなP - C S C Fは、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンすることを特徴とする。

【 0 0 0 7 】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフシステムは、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフシステムであって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fと、新たなP - C S C Fとを備え、新たなP - C S C Fは、モバイルノードからS I P登録および元のP - C S C Fのアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送し、S - C S C Fから元のP - C S C Fのアドレスを含むC T Pコマンドを受信し、元のP - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを取得し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンすることを特徴とする。

【 0 0 0 8 】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフシステムは、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフシステムであって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fと、新たなP - C S C Fとを備え、新たなP - C S C Fは、モバイルノードからS I P登録および元のP - C S C Fのアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送し、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンし、元のP - C S C Fは、S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを含むC T Pコマンドを受信し、新たなP - C S C Fにコンテキストを伝送することを特徴とする。

【 0 0 0 9 】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフシステムは、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフシステムであって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fと、新たなP - C S C Fとを備え、新たなP - C S C Fは、モバイルノードからS I P登録および元のP - C S C Fのアドレスを受信し、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送し、S - C S C Fから元のP - C S C Fのアドレスを含むC T Pコマンドを受信し、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信し、元のP - C S C Fからコンテキストを取得し、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンすることを特徴とする。

【 0 0 1 0 】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフ方法は、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fが、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請するステップと、モバイルノードが、目標とするP - C S C Fのアドレスとともに今にも起ころうとしている移動を元のP - C S C Fに通知するステップと、元のP - C S C Fが、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、元のP - C S C Fが、該S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを受信するステップと、元のP - C S C Fが、モバイルノードごとのセキュリティアソシエーション鍵を含む呼の状態情報を新たなP - C S C Fに伝送するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップとを含むことを特徴とする。

10

【0011】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフ方法は、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、モバイルノードがハンドオーバーする前の元のP - C S C Fが、モバイルノードに移動イベント一括の通知を要請するステップと、モバイルノードが、目標とするP - C S C Fのアドレスとともに今にも起ころうとしている移動を元のP - C S C Fに通知するステップと、元のP - C S C Fが、該モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、元のP - C S C Fが、該S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを受信するステップと、新たなP - C S C Fが、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップとを含むことを特徴とする。

20

【0012】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフ方法は、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバーする前の元のP - C S C Fのアドレスを、新たなP - C S C Fに送信するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、元のP - C S C Fが、S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、元のP - C S C Fが、新たなP - C S C Fにセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを伝送するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップとを含むことを特徴とする。

30

【0013】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフ方法は、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバーする前の元のP - C S C Fのアドレスを、新たなP - C S C Fに送信するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、新たなP - C S C Fが、S - C S C Fから元のP - C S C Fのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、新たなP - C S C Fが、元のP - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を含むコンテキストを取得するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップとを含むことを特徴とする。

40

【0014】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフ方法は、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバーする前の元のP - C S C Fのアドレスを、新たなP - C S C Fに送信するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転

50

送するステップと、元のP - C S C Fが、S - C S C Fから新たなP - C S C Fのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、新たなP - C S C Fが、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信するステップと、元のP - C S C Fが、新たなP - C S C Fにコンテキストを伝送するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップとを含むことを特徴とする。

【0015】

本発明に係るP - C S C F高速ハンドオフ方法は、IMS / MMDアーキテクチャのためのP - C S C F高速ハンドオフ方法であって、モバイルノードが、SIP登録およびハンドオーバー前の元のP - C S C Fのアドレスを、新たなP - C S C Fに送信するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードから受け取った情報をS - C S C Fに転送するステップと、新たなP - C S C Fが、S - C S C Fから元のP - C S C Fのアドレスを含むCTPコマンドを受信するステップと、新たなP - C S C Fが、S - C S C Fからセキュリティアソシエーション鍵を受信するステップと、新たなP - C S C Fが、元のP - C S C Fからコンテキストを取得するステップと、新たなP - C S C Fが、モバイルノードのためのセキュリティアソシエーションを確立し、新たなP D S Nにおいてモバイルノードのためのゲートをオープンするステップとを含むことを特徴とする。

【発明の効果】

【0016】

本発明によれば、IMS / MMDアーキテクチャにおいてP - C S C Fハンドオフにかかる遅延を削減することができる。

【発明を実施するための最良の形態】

【0017】

P - C S C Fは、SIPシグナリングが関係する限り、訪問先ネットワークにおける最初のエントリポイントである。P - C S C Fは、IMS / MMD標準によって定義されているようにネットワークにおいて複数の役割を有する。主に、移動局のための第1ホップのアウトバウンドプロキシのように動作する。任意のSIP関連メッセージ（例えば、REGISTER、INVITE、等）は、このP - C S C Fを介して移動しなければならない。これらはプロキシとして動作すると考えられるが、それらは呼の状態を有するプロキシであり、従って、各P - C S C Fにはクライアントデーモンおよびサーバデーモンが設けられており、非INVITEメッセージを生成することが可能である。従って、ハンドオフの間に、P - C S C Fはシグナリングおよびメディアの両方のために重要な役割を果たす。P - C S C FとMNとの間に新たなSAが確立され、近くのP - C S C Fからコンテキストが伝送されるまで、メディアはハンドオフの間に訪問先ネットワークにおける新たなP D S Nを通して移動することができない。従って、セキュリティの最適化のために、新たなメディアが新たなP S D Nを通過する前に、特定の呼についてのコンテキストを元のP - C S C Fから新たなP - C S C Fに伝送し、移動局とP - C S C Fとの間のセキュリティアソシエーションを確立することが必須である。全てのP - C S C Fが訪問先ネットワークに存在するMMDアーキテクチャについて、P - C S C Fはネットワークの境界において全ての関連するQoSおよび価格情報を有するので、これはさらに重要である。これらのパラメータが元のP - C S C Fから新たなP - C S C Fに正しく伝送されるまでP - C S C Fはそのような情報を維持するので、既存のメディアのハンドオフは成功で完了することができない。2つの訪問先ネットワークの間のリアルタイムなセッションのためのシームレスなハンドオーバーを行うために、高速なP - C S C Fの移行が必須であり、一般にP - C S C F高速ハンドオフとして知られる。従って、P - C S C F高速ハンドオフの方法論は、P - C S C Fの間でコンテキストの移行に役立ち、移動局とP - C S C Fとの間のセキュリティアソシエーションをプロアクティブに設定することによって、進行するセッションの高速なハンドオフを提供する。

【0018】

図1は、P - C S C F高速ハンドオフが存在しない場合の、ハンドオフの詳細な呼

10

20

30

40

50

の流れを示す。このシナリオにおいて、A K A (Authentication and Key Agreement) を含む通常のS I P登録が新たなP - C S C Fを用いて発生する。

【0019】

登録が成功しないと、新たなP D S Nにおけるゲートはオープンせず、それによって、M I Pバインディング更新(binding update)およびS I P登録のシグナリングを除いて、M Nからのパケットは新たな訪問先ネットワークを通して移動することを許可しない。これは、主として、M Nと新たなP - C S C Fとの間にS Aが存在しないためである。従って、新たなP - C S C Fにおける負荷に応じてかなりの遅延が生じ、M Nと新たなP - C S C Fとの間にI P S e c S Aを確立する時間を必要としうる。図には、他のシグナリングメッセージ(例えば、ページング、I M (Instant Messaging)、等のような補助シグナリング)はこの時間の間に交換することができないので、セッションがシグナリング(S I P登録およびM I P B U (Mobile IP Binding Update)を除く)のために割り込まれる期間を示す。新たなP D S Nにおけるゲートがオープンすると、M Nはメディアとともに他のシグナリングを送信および受信することができる。

10

【0020】

同様に、図2は、高速P - C S C Fハンドオフのメカニズムが適切に存在しないハンドオフの間のメディアの遅延を表わす。より早期にM I P更新が実行されるが、登録処理の間に新たなP D S Nにおけるゲートがオープンするのでなければ、M Nはパケットを送信することができないので、メディアの遅延は著しい。また、P - C S C Fの負荷、H A (Home Agent)の負荷、およびH AとM Nとの間の距離に応じて遅延値にかなりの増加がありうる。この遅延は、ある場合に数百ミリ秒から数秒の範囲でありうる。従って、これは、遅延に敏感なリアルタイムアプリケーションにおける課題である。

20

【0021】

高速ハンドオフは2つのよく知られた概念である(1)プロアクティブなハンドオーバーおよび(2)リアクティブなハンドオーバーによって達成することが可能である。定義によれば、プロアクティブなハンドオーバーは、新たなアクセスリンク(すなわち、L 1 (レイヤ1)およびL 2 (レイヤ2))に接続する前に、ネットワークおよびM Nの両方が事前にハンドオーバーのための準備を行うことを意味する。一方、リアクティブなハンドオーバーは、M Nが新たなアクセスリンクに接続するときのハンドオーバーの準備を意味する。各々の場合において、ハンドオーバーはネットワークおよびM Nの両方が開始することができる。ネットワークオペレータが帯域幅の使用および性能の点とともに、よりユーザを管理することを可能とするので、他のネットワークにおいても、M Nによって補助されネットワーク制御されたハンドオーバーのメカニズムは、より適切に見える。従って、ここで、ネットワーク制御されM Nによって補助された高速ハンドオフのメカニズムのみ説明する。

30

【0022】

上述したように、プロアクティブなハンドオーバーは、既存のリンクに接続させているが新たなリンクのためのハンドオーバーの準備を意味する。ハンドオーバーの間に(メディアに依存した、および、メディアに依存しない)遅延を構成するいくつかの要素が存在し、このハンドオーバー技術の目標はそのような遅延を最小化することである。ここで、ネットワークによって補助されたハンドオーバー制御に加えてM P A (Media independent Pre-Authentication (メディアに依存しない事前認証))として知られるメディアに依存しないメカニズムを説明し、そのような技術を用いてハンドオフの遅延がどのようにしてさらに最小化されるかを示す。

40

【0023】

M P Aによって補助されたハンドオフは、実際、プロアクティブなハンドオフのカテゴリに区分される。このシナリオにおいて、移動局は、ある探索メカニズムによって、新たなネットワークおよび関連する要素を探索する。いずれかの移動局が、その移動局がまさにハンドオーバーしようとしている、または、ネットワークがその移動局にハンドオーバーすることを指示していると判断すると、その移動局は、新たなネットワークにおけるプロキシを介して事前認証を行い、かつS - C S C F (Serving Call Session Control Funct

50

ion) を用いて事前登録を実行する。事前登録の一部として、A K A 手順も実行され、かつ新たなセキュリティアソシエーションが確立される。セキュリティアソシエーションが確立されるとすぐに、以前の P - C S C F と新たな P - C S C F との間でコンテキスト状態の伝送が発生する。セキュリティアソシエーションが確立され、かつ P - C S C F の間でコンテキストの伝送が行われた後に、メディアのためのゲートがオープンする。I P v 6 の場合において、事前設定が発生する。しかし、F A (Foreign Agent (フォーリンエージェント)) - C o A (Care of Address (気付アドレス)) を有する M I P v 4 (Mobile IP version 4) の場合において、移動局はそれ自身のアドレスを変更しない。M P A アプローチに続いて、セキュリティアソシエーション、コンテキストの伝送、バインディング更新が事前に発生し、従って、感じられる唯一の遅延は、L 2 (レイヤ 2) ハンドオフのための遅延である。

10

【 0 0 2 4 】

以下、M P A 型のメカニズムを用いた M I P v 4 および M I P v 6 (Mobile IP version 6) の両方の場合について呼の流れを表わす。

【 0 0 2 5 】

< M I P v 4 を用いた M P A >

図 3 は、M I P v 4 の F A によって補助された C o A のための M P A の使用を説明する呼の流れを表わす。M P A の背後のキーとなるメカニズムは、事前にセキュリティアソシエーションを確立することに役立ち、あるいはハンドオフの後に発生するメディアのハンドオフの遅延を削減する、事前認証および事前登録の手順である。ハンドオフの前後に発生するイベントを簡単に説明する。

20

- ・ P - C S C F は、(S U B S C R I B E / N O T I F Y によって) S - C S C F に、移動イベント一括 (mobility event package) の通知を要請し、その逆も同様である。

- ・ P - C S C F は、(S U B S C R I B E によって) M N にも、移動イベント一括の通知を要請する。

- ・ 移動局が以前のネットワークに存在するとき、初期の A K A 手順の一部としてセキュリティアソシエーションが適切に存在し、かつゲートはオープンである。従って、H A (Home Agent (ホームエージェント)) を介して M N と C H (Correspondent Host) との間の通信が進行している。

- ・ M N は、あるポリシー判定に基づいてサブネット変更についての早期の通知を受信する。

30

- ・ M N は、新たな P - C S C F および他の認証サーバのような近くのネットワーク要素を判定するために、あるネットワーク探索スキームを用いる。

- ・ 事前認証手順の一部として、M N は新たな P - C S C F を介して S - C S C F を用いて事前登録手順を開始する。

- ・ この手順の結果として A K A が行われ、新たな S - C S C F は、移動局が移動した後に発生した新たな P - C S C F においてセキュリティアソシエーションを確立するために用いられる鍵を S - C S C F から取得する。

- ・ 同様に、移動局と新たな P - C S C F との間の通信を安全にするために必要な新たなセキュリティアソシエーション (S A) が M N において生成される。

40

- ・ 元の P - C S C F から新たな P - C S C F への状態の伝送は、S - C S C F からの通知に基づいて実行することが可能である。

- ・ セキュリティアソシエーションおよび状態伝送の両方が完了したので、この時点で新たなネットワークにおいてゲートはオープンである。

- ・ 移動局の I P 更新は、ここでは事前に行われず、従って、全ての登録メッセージは、まだ F A 1 を通して移動する。移動局の新たなネットワークへの移動の前に M I P 更新が実行されるならば、結果としてルーティンググループとなるので、ハンドオフの前において防止される。

- ・ 移動局が新たなネットワークに移動し、F A 2 アドバタイズメントを聴取 (listen) し、新たなバインディング更新を引き起こし、M I P 手順が完了する。

50

・ M I P 更新が行われるとすぐに、新たなメディアが、 A K A 手順およびコンテキスト状態の伝送のために、通常、要求される時間の要因によって遅延することなく、新たなネットワークにおいて呼が流れる。

・ 移動局は、新たな P - C S C F において既に確立されたセキュリティアソシエーションに影響を与えることなく、 S - C S C F を用いて再登録を実行しうる。

・ M P A 手順および事前の A K A 手順の実行によって、移動局は、レイヤ 2 のハンドオフおよびバインディング更新のために要する時間に制限されるパケット損失の削減の利益を受けうる。

【 0 0 2 6 】

移動局が元のネットワークに存在するが、新たな P - C S C F を介して登録されるときに新たに入ってくる呼への M P A の影響を調査するために、さらに説明が必要である。移行期間の間に（例えば、移動局が新たな P - C S C F を介して登録され、かつ新たなネットワークに移動した時間の間に）、新たな呼を伝送することが可能であると考えられる。

【 0 0 2 7 】

以前の呼の流れにおいて、 M I P 更新が新たなネットワークにおいて表わされている。以前のネットワークにおいて M I P 更新を送信することは可能であるが、さらに調査を要する。以前のネットワークにおいて M I P 更新を送信することによって、バインディング更新のための遅延を全く防止することが可能である。

【 0 0 2 8 】

次に、 M I P v 6 C o A または S I P モビリティ (S I P mobility) を用いる I P v 6 のために M P A がどのように利益を与えるか説明する。

【 0 0 2 9 】

< M I P v 6 を用いた M P A >

現在のネットワークにおいて I P v 6 を配置するための計画は、 M P A が I P v 6 ネットワークをサポートするためにどのように高速ハンドオフを提供するかを調査するためにも重要である。従って、 I P v 6 とともに用いることが可能な M P A の呼の流れを説明する。 F A - C o A を用いた M I P v 4 と異なり、 I P v 6 の場合には F A は存在せず、移動局は移動ごとに新たな C o A を取得する。 S I P 手順が含まれる限り、多かれ少なかれ M I P v 4 の場合と同じステップに従う。しかし、 F A が存在せず、 A K A 手順の遂行に役立つ事前登録に加えて、バインディング更新をプロアクティブに送信することが可能である。

【 0 0 3 0 】

< 呼の流れ >

以下、ハンドオフ処理 (図 4) の間に発生する一連の動作を表わす。

・ P - C S C F は、 (S U B S C R I B E / N O T I F Y によって) S - C S C F に、移動イベント一括の通知を要請し、その逆も同様である。

・ P - C S C F は、 (S U B S C R I B E によって) M N にも、移動イベント一括の通知を要請する。

・ 移動局が以前のネットワークに存在するとき、初期の A K A 手順の一部としてセキュリティアソシエーションが適切に存在し、かつゲートはオープンである。従って、 H A を介して M N と C H との間の通信が進行している。

・ M N は、あるポリシー判定に基づいてサブネット変更についての早期の通知を受信する。

・ M N は、新たな P - C S C F および他の認証サーバのような近くのネットワーク要素を判定するために、あるネットワーク探索スキームを用いる。

・ 事前認証手順の一部として、 M N は新たな P - C S C F を介して S - C S C F を用いて事前登録手順を開始する。

・ この手順の結果として A K A が行われ、新たな S - C S C F は、移動局が移動した後に発生した新たな P - C S C F においてセキュリティアソシエーションを確立するために用いられる鍵を S - C S C F から取得する。

10

20

30

40

50

・同様に、移動局と新たな P - C S C F との間の通信を安全にするために必要な新たなセキュリティアソシエーション (S A) が MN において生成される。

・同時に、元の P - C S C F から新たな P - C S C F への Q o S および価格情報のコンテキスト伝送を開始するように、 S - C S C F は元の P - C S C F に通知することが可能である。

・新たな P - C S C F を介して A K A 手順が行われ、かつコンテキスト伝送が完了すると、新たなネットワークにおいてゲートがオープンする。

・ M P A 手順の一部として、移動局は、以前のネットワークに存在する間に新たな気付アドレスを取得している。

・プロアクティブなバインディング更新を送信し、従って、 H A を通る双方向のトンネルなしで、新たな P D S N を通してメディアが流れることを可能とする。

・ある時点で、あるポリシーに基づいて、移動局は、新たなネットワークに移動することを決定し、かつ接続点を変更する。

・ S A が既に確立されたので、コンテキスト伝送が完了し、ゲートが既にオープンし、従って、新たなネットワークを通してメディアが流れる。

・導入される唯一の遅延は、レイヤ 2 のハンドオフのための遅延である。

【 0 0 3 1 】

この場合において、ネットワーク制御された、は S - C S C F 制御のハンドオーバを意味する。また、ネットワーク要素は次の機能を有すると仮定する。

・ S - C S C F および P - C S C F は、移動イベント一括をサポートする。

・ P - C S C F の間でコンテキスト伝送プロトコル (C X T P (Context Transfer Protocol)) が利用可能である。

・ P - C S C F の間、および、 S - C S C F と P - C S C F との間に S A が存在する。

【 0 0 3 2 】

これらの仮定を用いて、アーキテクチャ I I b についてのハンドオフ遅延を最小化する 2 つの方法を説明する。

【 0 0 3 3 】

< S A 鍵を含む P - C S C F (プッシュモデル) を介した C X T P >

図 5 は、元の P - C S C F が、 S - C S C F からコマンドを受信した後に、 MN ごとの S A 鍵を含む呼の状態情報を新たな P - C S C F に伝送するシナリオについての呼の流れを表わす。

ハンドオーバ前 :

・ P - C S C F は、 (S U B S C R I B E / N O T I F Y によって) S - C S C F に、移動イベント一括の通知を要請し、その逆も同様である。

・ P - C S C F は、 (S U B S C R I B E によって) MN に、移動イベント一括の通知を要請する。

・ MN は、サブネット変更についての早期の通知を受信する。

・ MN は、目標とする P - C S C F の (新たな) アドレスとともに今にも起ころうとしている移動を P - C S C F に通知し、 P - C S C F はそれを (N O T I F Y によって) S - C S C F に転送する。

・ S - C S C F は、新たな P - C S C F のアドレスを (N O T I F Y によって) P - C S C F に送信する。

・元の P - C S C F は、 MN ごとの S A 鍵を含む呼の状態情報を新たな P - C S C F に伝送する。

・新たな P - C S C F は、 MN のための S A を確立し、新たな P D S N において MN のためのゲートをオープンする。

・ MN は、ハンドオーバに関する確定した通知を受信し、新たなアクセスリンクに接続する。

ハンドオーバ後 :

・ MN は、インタフェースアドレスが変更されると、 H A に M I P バインディング

10

20

30

40

50

更新を送信する。

- ・移動局が結合のアクノリッジを受信するとすぐにメディアの流れが再開する。そして、それによってハンドオーバが完了する。

- ・MNは、インタフェースアドレスが変更されると、SIP登録メッセージ(REGISTER)を送信する。P-CSCFはそれをS-CSCFに転送する。

- ・MNおよびS-CSCFは、通常のAKA手順によって登録処理を完了する。

- ・全ての入ってくる呼が新たなP-CSCFに転送される。

【0034】

従って、ハンドオフの遅延はプロアクティブなハンドオーバ技術を用いてかなり削減されたことが明らかである。プロアクティブなハンドオーバシステム(S100)およびハンドオフの遅延の両方の部分が図5に別々に表わされている。

【0035】

<S-CSCFを介して伝送されるSA鍵を用いたP-CSCF(プッシュモデル)を介したCTP>

図6は、元のP-CSCFが呼の状態情報(例えば、QoSおよびCDR(Call Detail Record(呼詳細記録)))を伝送し、かつS-CSCFが新たなP-CSCFに鍵情報を伝送するシナリオについての呼の流れを表わす。しかし、この場合において、S-CSCFから生じるコンテキスト伝送のためのコマンドは上述のものと同様である。ここでの唯一の相違は鍵の伝送である。以下、どのように動作するかを表わす。

ハンドオーバ前：

- ・P-CSCFは、(SUBSCRIBE/NOTIFYによって)S-CSCFに、移動イベント一括の通知を要請し、その逆も同様である。

- ・P-CSCFは、(SUBSCRIBEによって)MNにも、移動イベント一括の通知を要請する。

- ・MNは、サブネット変更についての早期の通知を受信する。

- ・MNは、目標とするP-CSCFの(新たな)アドレスとともに今にも起ころうとしている移動をP-CSCFに通知し、P-CSCFはそれを(NOTIFYによって)S-CSCFに転送する。

- ・S-CSCFは、新たなP-CSCFのアドレスを(NOTIFYによって)P-CSCFに送信する。

- ・S-CSCFは、SA鍵を(NOTIFYによって)新たなP-CSCFに送信する。

- ・新たなP-CSCFは、MNのためのSAを確立し、新たなPDSNにおいてMNのためのゲートをオープンする。

- ・P-CSCFは、呼の状態情報を新たなP-CSCFに伝送する。

- ・MNは、ハンドオーバに関する確定した通知を受信し、新たなアクセスリンクに接続する。

ハンドオーバ後：

- ・全てのステップは図5と同様である。

プロアクティブなハンドオーバシステム(S200)およびハンドオフの遅延の両方の部分が図6に別々に表わされている。

【0036】

リアクティブなハンドオーバとは、アクセスリンクの変更が発生するときのハンドオーバの準備を意味する。リアクティブなハンドオーバの間の遅延を構成するいくつかの要素が存在し、一般に、この遅延はプロアクティブなハンドオーバよりずっと大きい。しかし、ハンドオーバの目的は、そのような遅延を最小化することである。そのような技術をいくつか説明し、リアクティブなハンドオーバをどのように実行することができ、ハンドオフの遅延を最小化するためにどのように役立つかを示す。

【0037】

上記で定義したように、ネットワーク制御された、はS-CSCF制御のハンドオーバ

10

20

30

40

50

を意味する。ここで、ネットワーク要素は次の機能を有すると仮定する。

- ・ S - C S C F および P - C S C F は、移動イベント一括をサポートする。
- ・ P - C S C F の間でコンテキスト伝送プロトコル (C X T P) が利用可能である。
- ・ P - C S C F の間、および、 S - C S C F と P - C S C F との間に S A が存在する。

【 0 0 3 8 】

これらの仮定を用いて、以下、代替の方法を説明する。

【 0 0 3 9 】

< S A 鍵を含む P - C S C F (プッシュモデル) を介した C X T P >

図 7 は、元の P - C S C F が、 S - C S C F からコマンドを受信した後に、 M N ごとの S A 鍵を含む呼の状態情報を新たな P - C S C F に伝送するシナリオについての呼の流れを表わす。以下、どのように動作するかを表わす。

ハンドオーバー前：

・ M N は、ハンドオーバーに関する通知を受信し、かつ新たなアクセスリンクに接続する。従って、ハンドオーバーが発生する。

ハンドオーバー後：

・ M N は、インタフェースアドレスが変更されると、 M I P バインディング更新を送信する。

・ M N は、新たな P - C S C F に S I P 登録を元の P - C S C F のアドレスとともに送信し、新たな P - C S C F は (R E G I S T E R によって) それを S - C S C F に転送する。

・ S - C S C F は、元の P - C S C F に新たな P - C S C F のアドレスを含む C T P コマンド (例えば、 C X T P のためのコマンド) を送信する。

・ 元の P - C S C F は、新たな P - C S C F に S A 鍵を含むコンテキストを伝送する (プッシュモデル) 。

・ M N および新たな P - C S C F の両方はそれらの間に S A を確立し、メディアのためのゲートをオープンする。

・メディアの流れが再開する。

・また、 M N および S - C S C F は、通常の A K A 手順を介して登録処理を完了する。

・全ての入ってくる呼が新たな P - C S C F に転送される。

【 0 0 4 0 】

呼の流れは、リアクティブなハンドオーバーの場合においても、通常の登録が完了する前に、コンテキスト伝送および対応するセキュリティアソシエーションを確立することができるならば、ハンドオフの遅延を削減することが可能であることを表わす。リアクティブなハンドオーバーシステム (S 3 0 0) およびハンドオーバーの遅延の両方が図 7 に表わされている。

【 0 0 4 1 】

< S A 鍵を含む P - C S C F (プルモデル) を介した C X T P >

図 8 は、 S - C S C F からコマンドを受信した後に、新たな P - C S C F が元の P - C S C F から M N ごとの S A 鍵を含む呼の状態情報をフェッチするシナリオについての呼の流れを表わす。以下、どのように動作するかを表わす。

ハンドオーバー前：

・上述したのと同様である。

ハンドオーバー後：

・ M N は、インタフェースアドレスが変更されると、 M I P バインディング更新を送信する。

・ M N は、新たな P - C S C F に S I P 登録を元の P - C S C F のアドレスとともに送信し、新たな P - C S C F は (R E G I S T E R によって) それを S - C S C F に転送する。

・ S - C S C F は、元の P - C S C F のアドレスを含む C T P コマンドを新たな P

10

20

30

40

50

- C S C F に送信する。

- ・新たな P - C S C F は、元の P - C S C F から S A 鍵を含むコンテキストをフェッチする (プルモデル)。

- ・MN および新たな P - C S C F の両方はそれらの間に S A を確立し、メディアのためのゲートをオープンする。

- ・メディアの流れが再開する。

- ・また、MN および S - C S C F は、通常の A K A 手順を介して登録処理を完了する。

- ・全ての入ってくる呼が新たな P - C S C F に転送される。

リアクティブなハンドオーバーシステム (S 4 0 0) およびハンドオーバーの遅延の両方が 図 8 に表わされている。

【 0 0 4 2 】

< S - C S C F を介して伝送される S A 鍵を含む P - C S C F (プッシュモデル) を介した C X T P >

図 9 は、元の P - C S C F が呼の状態情報 (例えば、Q o S および C D R) を伝送し、かつ S - C S C F が新たな P - C S C F に鍵情報を伝送するシナリオについての呼の流れを表わす。しかし、この場合において、S - C S C F から生じるコンテキスト伝送のためのコマンドは上述のものと同様である。ここでの唯一の相違は鍵の伝送である。以下、どのように動作するかを表わす。

ハンドオーバー前：

- ・上述したのと同様である。

ハンドオーバー後：

- ・MN は、インタフェースアドレスが変更されると、M I P バインディング更新を送信する。

- ・MN は、新たな P - C S C F に S I P 登録を元の P - C S C F のアドレスとともに送信し、新たな P - C S C F は (R E G I S T E R によって) それを S - C S C F に転送する。

- ・S - C S C F は、新たな P - C S C F のアドレスを含む C T P コマンドを元の P - C S C F に送信する。

- ・S - C S C F は、新たな P - C S C F に S A 鍵を送信する。

- ・元の P - C S C F は、新たな P - C S C F にコンテキスト (例えば、Q o S および C D R) を伝送する (プッシュモデル)。

- ・新たな P - C S C F は MN のための S A を確立し、新たな P D S N において MN のためのゲートをオープンする。

- ・メディアの流れが再開する。

- ・また、MN および S - C S C F は、通常の A K A 手順を介して登録処理を完了する。

- ・全ての入ってくる呼が新たな P - C S C F に転送される。

リアクティブなハンドオーバーシステム (S 5 0 0) およびハンドオーバーの遅延の両方が 図 9 に表わされている。

【 0 0 4 3 】

< S - C S C F を介して伝送される S A 鍵を含む P - C S C F (プルモデル) を介した C X T P >

図 1 0 は、新たな P - C S C F が元の P - C S C F から呼の状態情報 (例えば、Q o S および C D R) をフェッチし、かつ S - C S C F が新たな P - C S C F に鍵情報を伝送するシナリオについての呼の流れを表わす。しかし、この場合において、S - C S C F から生じるコンテキスト伝送のためのコマンドは上述のものと同様である。ここでの唯一の相違は鍵の伝送である。以下、どのように動作するかを表わす。

ハンドオーバー前：

- ・上述したのと同様である。

ハンドオーバー後：

- ・MNは、インタフェースアドレスが変更されると、MIPバインディング更新を送信する。

- ・MNは、新たなP-CSCFにSIP登録を元のP-CSCFのアドレスとともに送信し、新たなP-CSCFは(REGISTERによって)それをS-CSCFに転送する。

- ・S-CSCFは、元のP-CSCFのアドレスを含むCTPコマンドを新たなP-CSCFに送信する。

- ・S-CSCFは、新たなP-CSCFにSA鍵を送信する。

- ・新たなP-CSCFは、元のP-CSCFからコンテキストをフェッチする(ブルモデル)。

- ・新たなP-CSCFはMNのためのSAを確立し、新たなPDSNにおいてMNのためのゲートをオープンする。

- ・メディアの流れが再開する。

- ・また、MNおよびS-CSCFは、通常のAKA手順を介して登録処理を完了する。

- ・全ての入ってくる呼が新たなP-CSCFに転送される。

リアクティブなハンドオーバーシステム(S600)およびハンドオーバーの遅延の両方が図10に表わされている。

【0044】

IMSテストベッドにおける一連のSIP登録の間のIPsec SAのブートストラップを示すために簡単なシナリオを実現する。第2のシナリオは、P-CSCFのハンドオフの間のIPsec SAの高速な確立が続くIPsecの状態伝送を示す。また、後者のシナリオは、P-CSCFおよびS-CSCFの両方を含むコンテキスト伝送メカニズムの使用を示す。最適化技術の多くは一般的なSIPメソッドを用いて実現可能であるが、我々の初期のプロトタイプは高速ハンドオフを達成するためにそれらのメソッドを利用しない。初期のステップとして、概念を実証するためにいくつかの範囲外のメカニズムを用いる。しかし、時間が許せば、適切なSIPメソッドを用いて我々のプロトタイプを向上させることを計画している。

【0045】

<事前登録(事前のAKA)アプローチを用いた高速ハンドオフ>

目標となるプロキシにおけるセキュリティアソシエーションは、プロアクティブなAKAの実行によって事前に設定することが可能である。移動局が以前のネットワークに存在する場合でも、プロアクティブなAKAを用いて、移動局は目標となるP-CSCFを介して事前登録することが可能である。あるネットワーク探索メカニズムを用いて、移動局は、近くのネットワークにおける第1ホップのプロキシ(P-CSCF)を決定し、かつホームS-CSCFを用いて登録するが、現在のアウトバウンドプロキシとして新たなP-CSCFを用いる。登録処理によってAKA処理が確立されるので、新たなP-CSCFを用いて新たなセキュリティアソシエーションが確立される。新たなセキュリティアソシエーションが確立されるので、新たなネットワークにおけるPDSNにおいてゲートをオープンするために役立つ。これは、AKA手順およびゲートのオープンに関する遅延を防止する。しかし、他の問題が存在し、例えば、S-CSCFにおけるアウトバウンドのP-CSCFの二重の登録を維持することは調査が必要な問題である。S-CSCFが現在のネットワークのP-CSCFおよび新たなネットワークのP-CSCFの両方のアドレスを用いて少ない時間について同時の登録を維持可能であることが重要である。また、これは、移動局が、同時に移動局に2つの異なるセキュリティアソシエーションを有することを可能とする。P-CSCFごとに別個のセキュリティアソシエーションが存在する。移動局が新たなネットワークに移動するとすぐに、元のセキュリティアソシエーション(以前のネットワークにおける移動局とP-CSCFとの間のセキュリティアソシエーション)が削除されるが、移動局は、移動局と新たなP-CSCFとの間に確立された新たな

なセキュリティアソシエーションを保持する。

【0046】

図11は、テストベッドにおけるブートストラップのシナリオを表わす。

図11は、初期の登録の間のIPSec SAの生成を示す。訪問先ネットワークにおけるブートアップにおいて、移動ノードは、訪問先ネットワーク1のP-CSCFを介してS-CSCFを用いてSIP登録手順を実行する。一連のSIP登録処理の間に、移動局は、P-CSCFを用いてIPSec SAを確立する。シナリオは、IPSec SAの確立が成功していない場合も示す。結果として、登録失敗として表わされているように、SIP登録が失敗する。このシナリオに関するメッセージの流れは、図12に表わされている。

10

【0047】

上記シナリオを示すために、上述した他の可能な代替の手段を検証する。代替のステップは、

- ・ P - C S C F および M N において S A 鍵を事前設定し、SIP登録処理を介してIPSec SAの生成を引き起こす。SA生成の失敗は、P-CSCFにおいて意図的に誤って設定される鍵によって示すことができる。

- ・ SIP登録手順の一部としてS-CSCFからP-CSCFに鍵を伝送する。

実装に先立って、我々の作業の第1フェーズの範囲内でこれらの代替の実現可能性を調査し、適切と考えられる1つを決定する。

【0048】

図13は、IPSec SAのための最適化されたハンドオフのシナリオを表わす。この場合において、UE (User Equipment) は訪問先ネットワーク1から訪問先ネットワーク2に移動する。UEのコンテキスト情報 (IPSec SA鍵) は、MNが物理的に訪問先ネットワーク2に移動する前に新たなP-CSCFにおけるSAの確立が発生可能であるように、十分に事前に元のP-CSCF (例えば、訪問先ネットワーク1) から新たなP-CSCF (例えば、訪問先ネットワーク2) に伝送される。これは、MNがネットワーク2に移動する前に、UEからの移動通知メッセージを取得することによって達成される。さらに、UEは、訪問先ネットワーク2に移動する前に、新たなP-CSCFを用いてSAを確立する。このシナリオに関するメッセージの流れは、図14に表わされている。

20

30

【0049】

上記の最適化されたハンドオフのシナリオを示すために、次のような代替のメカニズムを検討する。

- ・ T C P / I P 上の簡単なコンテキスト伝送プロトコル (C X T P) の実装を用いて元のP-CSCFから新たなP-CSCFに鍵を伝送する。

- ・ S - C S C F から P - C S C F に鍵を伝送する。UEが移動しようとしていることを示す通知を元のP-CSCFからS-CSCFに送信する。

【0050】

実装を進める前に両方のオプションの実現可能性を調査する。我々の実証において、移動の通知は、UEによって提供される。新たなP-CSCFのアドレスは、UEにおいてハードウェアにコード化され、移動通知の一部として元のP-CSCFに伝送される。次のP-CSCFを予測するメカニズムは、この現在の作業の範囲外である探索処理に区分される。

40

【0051】

次に、カスタマイズされたテストベッドにおいて実行されるセキュリティの最適化の実装の詳細を説明する。また、移動局、P-CSCF、およびS-CSCFに関するソフトウェアエージェントの十分なアーキテクチャを示す。これらのエージェントのアーキテクチャは、これらの機能要素の各々においてインストールされるソフトウェアモジュールの基本機能を表わす。このフェーズの間に、TCP上のXMLを用いるソフトウェアエージェントを用いたセキュリティの最適化技術のいくつかの概念の実証を行った。実際、S -

50

C S C FおよびP - C S C Fは、S U B S C R I B E、N O T I F Y、M E S S A G EのようなくつかのS I Pメソッドを用いてこれらの技術を提供するために向上させることが可能である。これらのメソッドは、P - C S C Fの間、および、S - C S C FとP - C S C Fとの間でコンテキスト伝送を行うために、ボディにおいて類似のX M Lメッセージを実行する。

【 0 0 5 2 】

図 1 5 は、ブートストラップ、コンテキスト生成、および移動のような3つの異なるシナリオについての実装ステップを表わす。これらの図は、M N、P - C S C F、およびS - C S C Fのような異なる機能モジュール間の相互作用を表わす。これらの各々は、所望の機能を提供するためにお互いに相互作用するエージェントを有する。以下、これらのエ

10

【 0 0 5 3 】

ここで、移動局の動作および移動局におけるエージェントの機能を説明する。概念を実証する実装において、移動エージェントは、様々なP - C S C Fとともにセキュリティアソシエーション(S A)を設定するために用いられる一連の鍵を事前に与えられる。実際の配置において、移動局において単一の鍵が事前に与えられ、S A鍵は、(A K Aの一部として)P - C S C Fからの乱数とともにこの鍵に適切な関数を適用することによって生成される。

【 0 0 5 4 】

スタートアップにおいて、M Nは出て行く登録メッセージを検査する。このメッセージが検出されると、M Nは、事前に与えられたリストにおける第1の鍵を用いて現在のP - C S C FとともにS Aを設定する。

20

【 0 0 5 5 】

異なるP - C S C Fへの移動が今にも起ころうとしているとき、移動局はX M LエンコードされたM o v e N o t i f y (移動通知)メッセージを現在のP - C S C Fに送信する。このメッセージによって伝送される唯一のパラメータは、このM Nが移動すると予想される次のP - C S C FのI Pアドレスである。M Nが次のP - C S C Fの識別情報を推測することが可能なメカニズムは、この実装の範囲外である。M o v e N o t i f yメッセージを送信した後、M Nは次のP - C S C FとともにS Aを設定するためにそのリスト

30

【 0 0 5 6 】

ここで、P - C S C FについてのエージェントのアーキテクチャおよびP - C S C Fが異なるメッセージをどのように処理するかを説明する。P - C S C Fエージェントは2つのJ a v a (登録商標)スレッドを実行する。“検査”スレッドはM NからのR E G I S T R A T I O NおよびI N V I T Eメッセージを検査する。M Nからの登録メッセージを検出すると、唯一のパラメータである移動ノードのI PとともにG e t K e y (鍵取得)メッセージをS - C S C Fに送信する。G e t K e yメッセージは、この特定の移動局について定義されるS - C S C Fから現在の鍵を取得することを要求する。I N V I T Eメッセージを検出すると、P - C S C Fエージェントは、図 1 5 に表わされているようにM

40

【 0 0 5 7 】

また、P - C S C Fエージェントは、いくつかのメッセージを聴取するスレッドを実行する。M NからのN o v e N o t i f yを受信すると、パラメータとして次のP - C S C FおよびM Nのアドレスとともに対応するM o v e N o t i f yをS - C S C Fに送信する。また、このメッセージはS - C S C Fにおいてコンテキスト伝送手順を引き起こす。また、このスレッドは、特定の移動ノードについての鍵情報を含むS - C S C FからのK e y M s gメッセージを聴取し、受信すると移動ノードとともにS Aを設定する。伝送される実際のコンテキスト情報とともにそのコンテキストが伝送されるM NのI Pアドレスを含む以前のP - C S C Fからのコンテキスト伝送(C o n t e x t T r a n s f e r

50

)メッセージについても聴取する。エージェントは、受信されたコンテキスト情報を用いてMNのためのローカルコンテキストを設定する。また、そのコンテキストが伝送されることが必要なMNのアドレス、および、そこにコンテキストが伝送されることが必要なP-CSCFのアドレスを伝送するS-CSCFからのコンテキスト伝送実行(Do Context Transfer)メッセージも聴取する。エージェントは、上述したコンテキスト伝送メッセージを用いることによって新たなP-CSCFに実際のコンテキスト伝送を実行する。

S-CSCFエージェントは、訪問先ネットワークにおけるP-CSCFからのGet KeyおよびMove Notifyメッセージを聴取する。Get KeyメッセージはパラメータとしてMNのIPアドレスを含み、そのMNのための鍵検索を引き起こす。検索が完了すると、エージェントは、要求しているP-CSCFに、パラメータとして鍵データおよびMNのIPアドレスとともにKeyMsgを送信する。Move Notifyメッセージは、MNが移動を意図する次のP-CSCFのアドレスとともに、P-CSCFの変更を意図するMNのアドレスを含む。そして、エージェントは、MNのための現在の鍵を検索し、次のP-CSCFに、パラメータとして鍵情報およびMNのIPアドレスを含むKeyMsgを送信する。そして、MNの現在のP-CACFに、MNおよびMNが移動しようとしている次のP-CSCFのIPアドレスとともにコンテキスト伝送実行メッセージを送信する。

【0058】

ここで説明された全てのメッセージは、概念を実証する実装においてTCP上のXMLエンコードされたテキストとして伝送される。これらのメッセージは、エージェントの機能を実際のP-CSCF、S-CSCFおよび移動ユーザエージェントに統合する目的のためにSIPペイロードに埋め込むことが可能である。

【0059】

また、図16は、現在のIMS/MMDテストベッドにおいて実装されたもう1つのプロアクティブなハンドオフのシナリオを表わす。これは、実際、AKAによって実行されるいくつかの機能をエミュレートする。このように、ハンドオフによるパケット損失は、MIPの遅延およびレイヤ2のハンドオフの遅延のみに限定される。

【図面の簡単な説明】

【0060】

【図1】P-CSCF高速ハンドオフなしのシグナリングへの影響を表わす。

【図2】P-CSCF高速ハンドオフなしのメディアへの影響を表わす。

【図3】FAによって補助されたMIPv4を用いたMPAを表わす。

【図4】IPv6を用いたMPAを表わす。

【図5】SA鍵を含むP-CSCF(プッシュモデル)を介したCXTPを用いた高速ハンドオフを表わす。

【図6】S-CSCFを介して伝送されるSA鍵を用いたP-CSCF(プッシュモデル)を介したCXTPを用いた高速ハンドオフを表わす。

【図7】SA鍵を含むCXTP(プッシュモデル)を用いた高速ハンドオフを表わす。

【図8】SA鍵を含むCXTP(プルモデル)を用いた高速ハンドオフを表わす。

【図9】S-CSCFを介して伝送されるSA鍵を用いたCXTP(プッシュモデル)を用いた高速ハンドオフを表わす。

【図10】S-CSCFを介して伝送されるSA鍵を用いたCXTP(プルモデル)を用いた高速ハンドオフを表わす。

【図11】IPSec SAのブートストラップを表わす。

【図12】IPSec SAのブートストラップのためのメッセージの流れを表わす。

【図13】最適化されたIPSecハンドオフのシナリオを表わす。

【図14】最適化されたIPSecハンドオフの呼の流れを表わす。

【図15】実装のためのフロー図を表わす。

【図16】プロアクティブなハンドオフの実装の例を表わす。

10

20

30

40

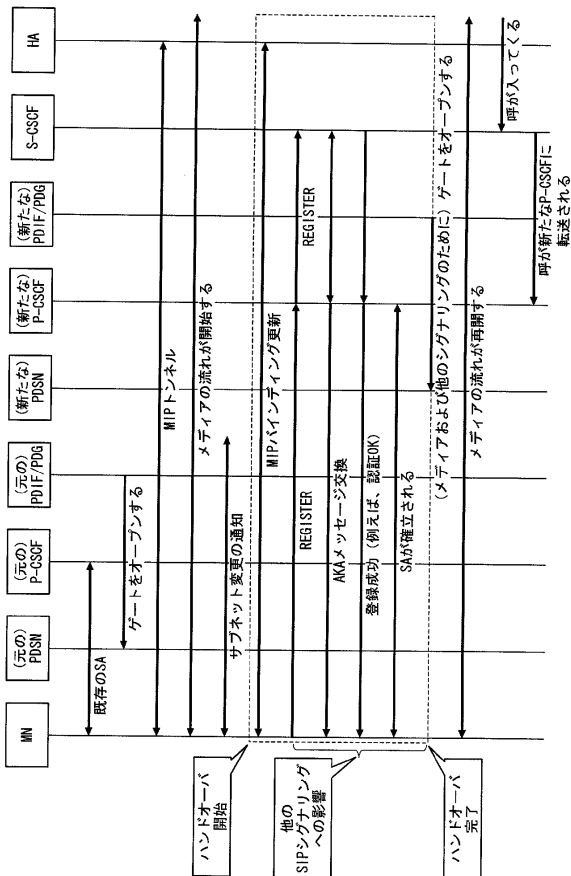
50

【符号の説明】

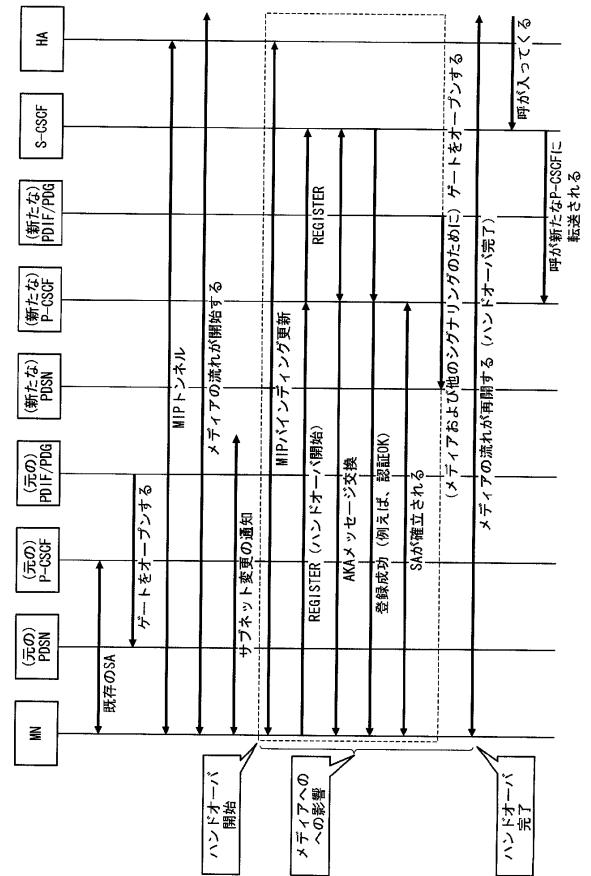
【0061】

S100, S200...プロアクティブなハンドオーバーシステム、S300, S400, S500, S600...リアクティブなハンドオーバーシステム

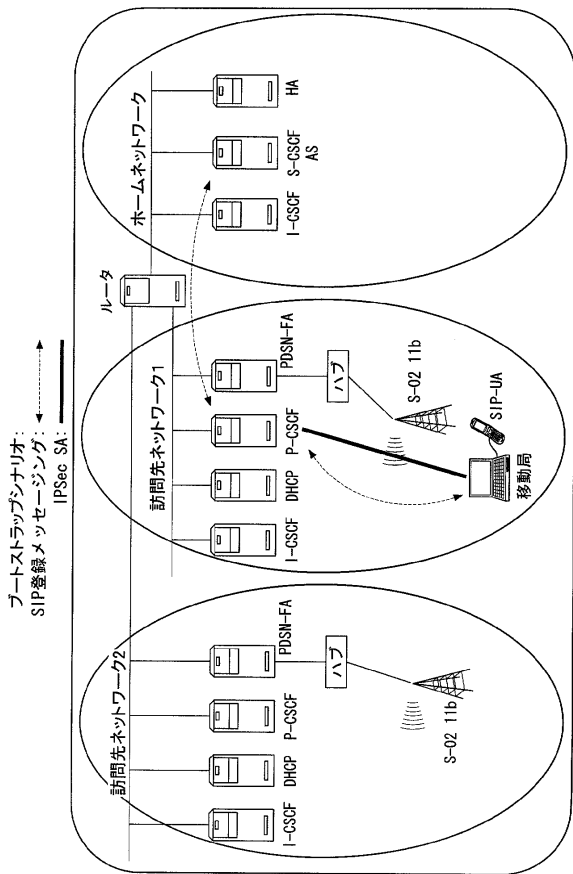
【図1】



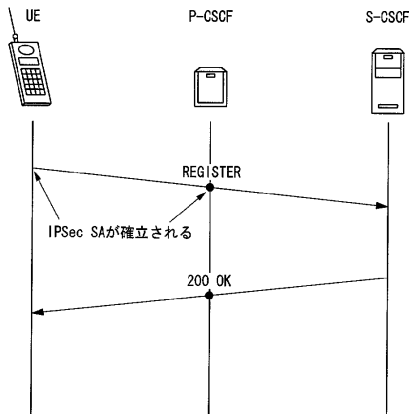
【図2】



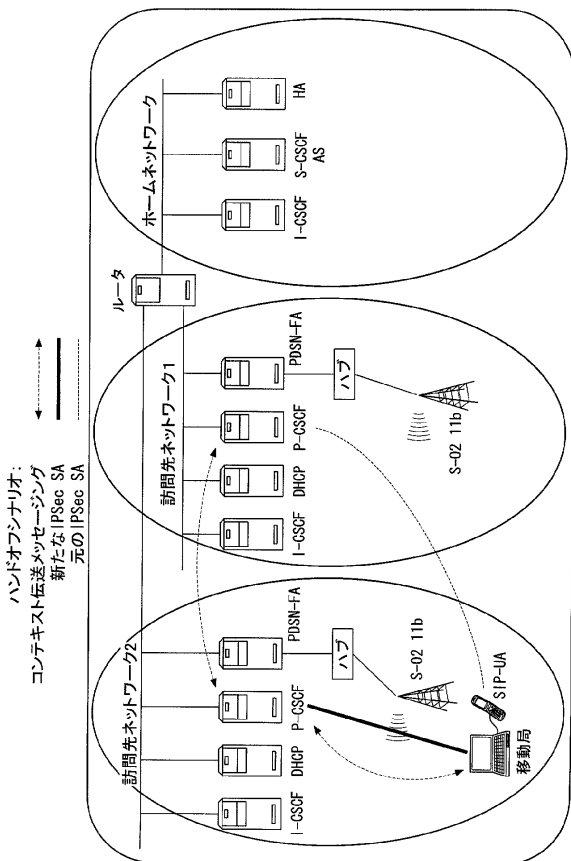
【 図 1 1 】



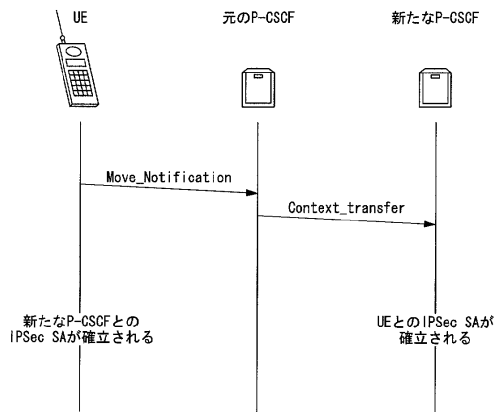
【 図 1 2 】



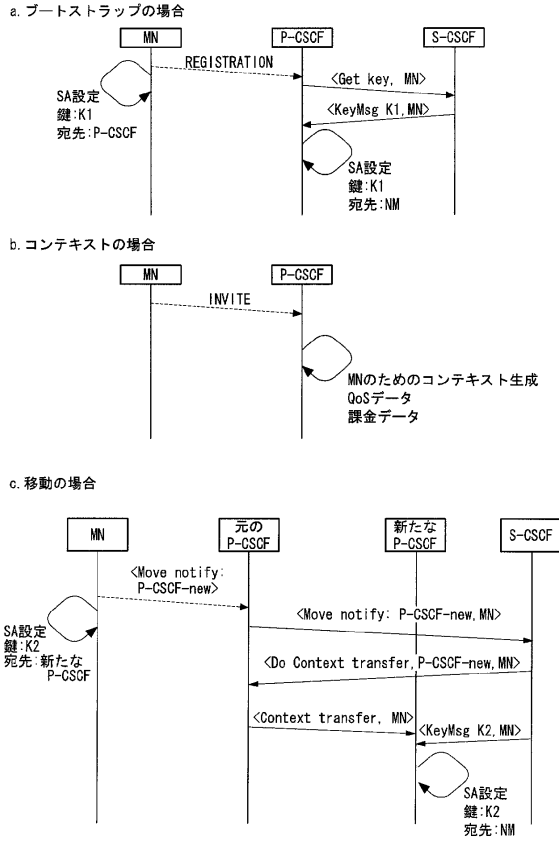
【 図 1 3 】



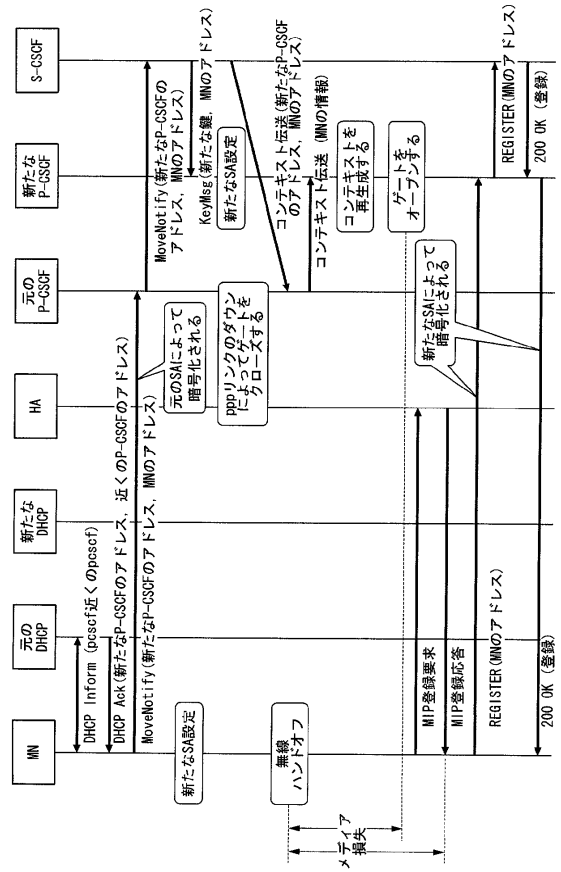
【 図 1 4 】



【図 15】



【図 16】



フロントページの続き

- (72)発明者 千葉 恒彦
埼玉県ふじみ野市大原2丁目1番15号 株式会社KDDI研究所内
- (72)発明者 横田 英俊
埼玉県ふじみ野市大原2丁目1番15号 株式会社KDDI研究所内
- (72)発明者 井戸上 彰
埼玉県ふじみ野市大原2丁目1番15号 株式会社KDDI研究所内
- (72)発明者 アシュトシュ・デュッタ
アメリカ合衆国・ニュージャージー・08807・ブリッジウォーター・グリーンフィールド・ロード・349
- (72)発明者 アブラジット・ゴッシュ
アメリカ合衆国・ニュージャージー・07076・スコッチ・プレインズ・スプルース・ミル・レーン・204
- (72)発明者 スピール・ダス
アメリカ合衆国・ニュージャージー・07054・ケンドール・パーク・パレット・ドライブ・3500・アパートメント・ナンバー・16E
- (72)発明者 ダナ・チー
アメリカ合衆国・ニュージャージー・07040・メイプルウッド・コルゲート・ロード・17
- (72)発明者 キリアコス・マノウサキス
アメリカ合衆国・ニュージャージー・08901・ニュー・ブランズウィック・リッチモンド・ストリート・1・アパートメント・2012
- (72)発明者 ジョー・リン
アメリカ合衆国・ニュージャージー・07950・モリス・プレインズ・フォレスト・ウェイ・38

審査官 岩田 玲彦

- (56)参考文献 特開2006-115453(JP,A)
特開2005-064646(JP,A)
特表2004-506359(JP,A)
特表2006-514447(JP,A)
国際公開第2005/072183(WO,A1)
特開2004-056255(JP,A)
特開2006-222591(JP,A)

(58)調査した分野(Int.Cl., DB名)

H04W 84/12
H04W 88/08